

Fondements de l'informatique Logique, modèles, et calculs

Cours INF412 de l'Ecole Polytechnique

Olivier Bournez

Version du 3 septembre 2019



Table des matières

| | | |
|----------|---|-----------|
| 1 | Introduction | 9 |
| 1.1 | Concepts mathématiques | 11 |
| 1.1.1 | Ensembles, Fonctions | 11 |
| 1.1.2 | Alphabets, Mots, Langages | 13 |
| 1.1.3 | Changement d'alphabet | 15 |
| 1.1.4 | Graphes | 15 |
| 1.1.5 | Arbres | 16 |
| 1.2 | La méthode de diagonalisation | 18 |
| 1.3 | Notes bibliographiques | 19 |
| 2 | Récurtivité et induction | 21 |
| 2.1 | Motivation | 21 |
| 2.2 | Raisonnement par récurrence sur \mathbb{N} | 21 |
| 2.3 | Définitions inductives | 22 |
| 2.3.1 | Principe général d'une définition inductive | 23 |
| 2.3.2 | Formalisation : Premier théorème du point fixe | 24 |
| 2.3.3 | Différentes notations d'une définition inductive | 24 |
| 2.4 | Applications | 25 |
| 2.4.1 | Quelques exemples | 25 |
| 2.4.2 | Arbres binaires étiquetés | 26 |
| 2.4.3 | Expressions arithmétiques | 27 |
| 2.4.4 | Termes | 28 |
| 2.5 | Preuves par induction | 29 |
| 2.6 | Dérivations | 30 |
| 2.6.1 | Écriture explicite des éléments : Second théorème du point fixe | 30 |
| 2.6.2 | Arbres de dérivation | 31 |
| 2.7 | Fonctions définies inductivement | 33 |
| 2.8 | Notes bibliographiques | 34 |
| 3 | Calcul propositionnel | 35 |
| 3.1 | Syntaxe | 35 |
| 3.2 | Sémantique | 37 |
| 3.3 | Tautologies, formules équivalentes | 38 |
| 3.4 | Quelques faits élémentaires | 38 |

| | | |
|----------|---|-----------|
| 3.5 | Remplacements d'une formule par une autre équivalente | 39 |
| 3.5.1 | Une remarque simple | 40 |
| 3.5.2 | Substitutions | 40 |
| 3.5.3 | Compositionnalité de l'équivalence | 40 |
| 3.6 | Système complet de connecteurs | 41 |
| 3.7 | Complétude fonctionnelle | 41 |
| 3.8 | Formes normales | 42 |
| 3.8.1 | Formes normales conjonctives et disjonctives | 42 |
| 3.8.2 | Méthodes de transformation | 44 |
| 3.9 | Théorème de compacité | 45 |
| 3.9.1 | Satisfaction d'un ensemble de formules | 45 |
| 3.10 | Exercices | 47 |
| 3.11 | Notes bibliographiques | 47 |
| 4 | Démonstrations | 49 |
| 4.1 | Introduction | 49 |
| 4.2 | Démonstrations à la Frege et Hilbert | 50 |
| 4.3 | Démonstration par déduction naturelle | 53 |
| 4.3.1 | Règles de la déduction naturelle | 53 |
| 4.3.2 | Validité et complétude | 54 |
| 4.4 | Démonstrations par résolution | 54 |
| 4.5 | Démonstrations par la méthode des tableaux | 56 |
| 4.5.1 | Principe | 56 |
| 4.5.2 | Description de la méthode | 58 |
| 4.5.3 | Terminaison de la méthode | 59 |
| 4.5.4 | Validité | 60 |
| 4.5.5 | Complétude | 61 |
| 4.5.6 | Une conséquence du théorème de compacité | 62 |
| 4.6 | Notes bibliographiques | 62 |
| 5 | Calcul des prédicats | 63 |
| 5.1 | Syntaxe | 64 |
| 5.1.1 | Termes | 65 |
| 5.1.2 | Formules atomiques | 65 |
| 5.1.3 | Formules | 66 |
| 5.2 | Premières propriétés et définitions | 66 |
| 5.2.1 | Décomposition / Lecture unique | 66 |
| 5.2.2 | Variables libres, variables liées | 67 |
| 5.3 | Sémantique | 69 |
| 5.3.1 | Interprétation des termes | 70 |
| 5.3.2 | Interprétations des formules atomiques | 70 |
| 5.3.3 | Interprétation des formules | 71 |
| 5.3.4 | Substitutions | 72 |
| 5.4 | Équivalence. Formes normales | 73 |
| 5.4.1 | Formules équivalentes | 73 |
| 5.4.2 | Forme normale prénexe | 74 |

| | | |
|----------|---|-----------|
| 5.4.3 | Formes de Skolem | 76 |
| 5.5 | Notes bibliographiques | 78 |
| 6 | Modèles. Complétude. | 79 |
| 6.1 | Exemples de théories | 80 |
| 6.1.1 | Graphe | 80 |
| 6.1.2 | Remarques simples | 80 |
| 6.1.3 | Égalité | 81 |
| 6.1.4 | Petite parenthèse | 82 |
| 6.1.5 | Groupes | 83 |
| 6.1.6 | Corps | 84 |
| 6.1.7 | Arithmétique de Robinson | 84 |
| 6.1.8 | Arithmétique de Peano | 86 |
| 6.2 | Complétude | 87 |
| 6.2.1 | Conséquence | 87 |
| 6.2.2 | Démonstration | 87 |
| 6.2.3 | Énoncé du théorème de complétude | 87 |
| 6.2.4 | Signification de ce théorème | 87 |
| 6.2.5 | Autre formulation du théorème | 88 |
| 6.3 | Preuve du théorème de complétude | 88 |
| 6.3.1 | Un système de déduction | 88 |
| 6.3.2 | Théorème de finitude | 89 |
| 6.3.3 | Quelques résultats techniques | 89 |
| 6.3.4 | Validité du système de déduction | 91 |
| 6.3.5 | Complétude du système de déduction | 91 |
| 6.4 | Compacité | 94 |
| 6.5 | Autres conséquences | 94 |
| 6.6 | Notes bibliographiques | 94 |
| 7 | Modèles de calculs | 95 |
| 7.1 | Machines de Turing | 96 |
| 7.1.1 | Ingrédients | 96 |
| 7.1.2 | Description | 97 |
| 7.1.3 | Programmer avec des machines de Turing | 100 |
| 7.1.4 | Techniques de programmation | 103 |
| 7.1.5 | Applications | 105 |
| 7.1.6 | Variantes de la notion de machine de Turing | 106 |
| 7.1.7 | Localité de la notion de calcul | 110 |
| 7.2 | Machines RAM | 110 |
| 7.2.1 | Modèle des machines RAM | 110 |
| 7.2.2 | Simulation d'une machine RISC par une machine de Turing | 112 |
| 7.2.3 | Simulation d'une machine RAM par une machine de Turing | 114 |
| 7.3 | Modèles rudimentaires | 114 |
| 7.3.1 | Machines à $k \geq 2$ piles | 114 |
| 7.3.2 | Machines à compteurs | 116 |
| 7.4 | Thèse de Church-Turing | 118 |

| | | |
|----------|--|------------|
| 7.4.1 | Équivalence de tous les modèles considérés | 118 |
| 7.4.2 | Thèse de Church-Turing | 118 |
| 7.5 | Notes bibliographiques | 118 |
| 8 | Calculabilité | 121 |
| 8.1 | Machines universelles | 121 |
| 8.1.1 | Interprètes | 121 |
| 8.1.2 | Codage d'une machine de Turing | 122 |
| 8.1.3 | Coder des paires, des triplets, etc. | 123 |
| 8.1.4 | Existence d'une machine de Turing universelle | 124 |
| 8.1.5 | Premières conséquences | 125 |
| 8.2 | Langages et problèmes décidables | 125 |
| 8.2.1 | Problèmes de décision | 125 |
| 8.2.2 | Problèmes versus Langages | 126 |
| 8.2.3 | Langages décidables | 127 |
| 8.3 | Indécidabilité | 127 |
| 8.3.1 | Premières considérations | 127 |
| 8.3.2 | Est-ce grave ? | 128 |
| 8.3.3 | Un premier problème indécidable | 128 |
| 8.3.4 | Problèmes semi-décidables | 129 |
| 8.3.5 | Un problème qui n'est pas semi-décidable | 129 |
| 8.3.6 | Sur la terminologie utilisée | 131 |
| 8.3.7 | Propriétés de clôture | 132 |
| 8.4 | Autres problèmes indécidables | 133 |
| 8.4.1 | Réductions | 133 |
| 8.4.2 | Quelques autres problèmes indécidables | 135 |
| 8.4.3 | Théorème de Rice | 136 |
| 8.4.4 | Le drame de la vérification | 138 |
| 8.4.5 | Notion de complétude | 138 |
| 8.5 | Problèmes indécidables naturels | 139 |
| 8.5.1 | Le dixième problème de Hilbert | 139 |
| 8.5.2 | Le problème de la correspondance de Post | 139 |
| 8.5.3 | Décidabilité/Indécidabilité de théories logiques | 139 |
| 8.6 | Théorèmes du point fixe | 140 |
| 8.7 | Plusieurs remarques | 142 |
| 8.7.1 | Calculer sur d'autres domaines | 142 |
| 8.7.2 | Vision algébrique de la calculabilité | 143 |
| 8.8 | Exercices | 144 |
| 8.9 | Notes bibliographiques | 146 |
| 9 | Incomplétude de l'arithmétique | 147 |
| 9.1 | Théorie de l'arithmétique | 147 |
| 9.1.1 | Axiomes de Peano | 147 |
| 9.1.2 | Quelques concepts de l'arithmétique | 148 |
| 9.1.3 | La possibilité de parler des bits d'un entier | 148 |
| 9.1.4 | Principe de la preuve de Gödel | 149 |

| | | |
|-----------|--|------------|
| 9.2 | Théorème d'incomplétude | 149 |
| 9.2.1 | Principe de la preuve de Turing | 149 |
| 9.2.2 | Le point facile | 150 |
| 9.2.3 | Lemme crucial | 150 |
| 9.2.4 | Construction de la formule | 151 |
| 9.3 | La preuve de Gödel | 153 |
| 9.3.1 | Lemme de point fixe | 153 |
| 9.3.2 | Arguments de Gödel | 153 |
| 9.3.3 | Second théorème d'incomplétude de Gödel | 155 |
| 9.4 | Notes bibliographiques | 155 |
| 10 | Bases de l'analyse de complexité d'algorithmes | 157 |
| 10.1 | Complexité d'un algorithme | 158 |
| 10.1.1 | Premières considérations | 158 |
| 10.1.2 | Complexité d'un algorithme au pire cas | 158 |
| 10.1.3 | Complexité moyenne d'un algorithme | 159 |
| 10.2 | Complexité d'un problème | 160 |
| 10.3 | Exemple : Calcul du maximum | 160 |
| 10.3.1 | Complexité d'un premier algorithme | 160 |
| 10.3.2 | Complexité d'un second algorithme | 161 |
| 10.3.3 | Complexité du problème | 161 |
| 10.3.4 | Complexité de l'algorithme en moyenne | 162 |
| 10.4 | Asymptotiques | 163 |
| 10.4.1 | Complexités asymptotiques | 163 |
| 10.4.2 | Notations de Landau | 163 |
| 10.5 | Notes bibliographiques | 165 |
| 11 | Complexité en temps | 167 |
| 11.1 | La notion de temps raisonnable | 168 |
| 11.1.1 | Convention | 168 |
| 11.1.2 | Première raison : s'affranchir du codage | 168 |
| 11.1.3 | Deuxième raison : s'affranchir du modèle de calcul | 169 |
| 11.1.4 | Classe P | 170 |
| 11.2 | Comparer les problèmes | 170 |
| 11.2.1 | Motivation | 170 |
| 11.2.2 | Remarques | 171 |
| 11.2.3 | Notion de réduction | 172 |
| 11.2.4 | Application à la comparaison de difficulté | 173 |
| 11.2.5 | Problèmes les plus durs | 174 |
| 11.3 | La classe NP | 174 |
| 11.3.1 | La notion de vérificateur | 174 |
| 11.3.2 | La question $P = NP$? | 175 |
| 11.3.3 | Temps non déterministe polynomial | 176 |
| 11.3.4 | NP-complétude | 177 |
| 11.3.5 | Méthode pour prouver la NP-complétude | 178 |
| 11.3.6 | Preuve du théorème de Cook-Levin | 178 |

| | | |
|-----------|--|------------|
| 11.4 | Quelques autres résultats de la théorie de la complexité | 181 |
| 11.4.1 | Décision vs Construction | 181 |
| 11.4.2 | Théorèmes de hiérarchie | 182 |
| 11.4.3 | EXPTIME and NEXPTIME | 184 |
| 11.5 | Que signifie la question $P = NP$? | 184 |
| 11.6 | Exercices | 185 |
| 11.7 | Notes bibliographiques | 186 |
| 12 | Quelques problèmes NP-complets | 187 |
| 12.1 | Quelques problèmes NP-complets | 187 |
| 12.1.1 | Autour de SAT | 187 |
| 12.1.2 | Autour de STABLE | 189 |
| 12.1.3 | Autour de CIRCUIT HAMILTONIEN | 191 |
| 12.1.4 | Autour de 3-COLORABILITE | 193 |
| 12.1.5 | Autour de SOMME DE SOUS-ENSEMBLE | 195 |
| 12.2 | Exercices | 197 |
| 12.2.1 | Variantes polynomiales | 197 |
| 12.2.2 | NP-complétude | 198 |
| 12.3 | Notes bibliographiques | 199 |
| 13 | Complexité en espace mémoire | 201 |
| 13.1 | Espace polynomial | 201 |
| 13.1.1 | Classe PSPACE | 201 |
| 13.1.2 | Problèmes PSPACE-complets | 202 |
| 13.2 | Espace logarithmique | 202 |
| 13.3 | Quelques résultats et démonstrations | 203 |
| 13.3.1 | Préliminaires | 204 |
| 13.3.2 | Relations triviales | 204 |
| 13.3.3 | Temps non déterministe vs déterministe | 205 |
| 13.3.4 | Temps non déterministe vs espace | 205 |
| 13.3.5 | Espace non déterministe vs temps | 206 |
| 13.3.6 | Espace non déterministe vs espace déterministe | 206 |
| 13.3.7 | Espace logarithmique non déterministe | 207 |
| 13.4 | Résultats de séparation | 208 |
| 13.4.1 | Théorèmes de hiérarchie | 208 |
| 13.4.2 | Applications | 209 |
| 13.5 | Exercices | 210 |
| 13.6 | Notes bibliographiques | 210 |
| 14 | Solutions de certains exercices | 211 |
| 14.1 | Notes bibliographiques | 225 |

Chapitre 1

Introduction

Ce cours est un cours sur les fondements de l'informatique : il se focalise sur trois domaines centraux en informatique : la logique, les modèles de calculs et la complexité.

Tous ces domaines sont reliés par la question suivante : quelles sont les capacités et les limites des ordinateurs ?

Même un téléphone est maintenant capable de résoudre très rapidement certains problèmes, comme trier un répertoire de plus d'un million d'entrées. Par contre, certains problèmes s'avèrent beaucoup plus lents et difficiles à résoudre : par exemple, résoudre un problème d'emploi du temps, ou affecter les choix d'affectations des élèves de l'école polytechnique en fonction de leurs préférences ordonnées.

Au cœur de ce cours est la compréhension de ce qui fait qu'un problème, comme le tri, est simple à résoudre informatiquement, alors qu'un problème comme un problème d'emploi du temps, peut prendre des siècles à résoudre avec seulement un millier de données en entrée.

Autrement dit, au cœur de nos interrogations est aussi la question suivante : qu'est-ce qui rend certains problèmes difficiles, et d'autres faciles ?

C'est la question centrale de la théorie de la complexité, et de la calculabilité.

Pourquoi s'intéresser à comprendre les problèmes difficiles, plutôt que d'essayer de résoudre des problèmes très concrets ?

Premièrement, parce que des problèmes très simples et concrets, et aux enjeux économiques considérables, s'avèrent faire partie des problèmes difficiles.

Deuxièmement, parce que comprendre qu'un problème ne peut pas être résolu facilement est utile. Cela signifie que le problème doit être simplifié ou modifié pour pouvoir être résolu. Ce cours permet réellement de comprendre les pistes pour éviter les problèmes difficiles à résoudre informatiquement.

Enfin et surtout parce que les problèmes difficiles ont réellement des implications dans la conception de nombreux systèmes actuels. Par exemple, pour la vérification, l'analyse, et la conception de systèmes : lorsqu'on conçoit un système, on souhaite en général qu'il se comporte au minimum selon la spécification avec laquelle on l'a conçu. On aimerait que le processus de vérification puisse s'automatiser, c'est-à-dire que l'on puisse garantir informatiquement qu'un système donné vérifie une/sa spécification. Surtout, lorsque le système en question est d'une complexité énorme, comme les pro-

cesseurs actuels, et qu'un unique être humain n'est plus capable d'en comprendre seul tous les composants.

Les résultats de ce cours montrent précisément que le processus de vérification ne peut pas s'automatiser facilement. Tout l'art de la vérification de systèmes, et donc de la conception de systèmes, est de tenter d'éviter ces difficultés pour la rendre praticable, ce qui nécessite d'avoir compris ces difficultés.

D'autres domaines sont fortement impactés par la complexité. Un des premiers qui l'a été historiquement est la cryptographie : dans la plupart des domaines, on cherche plutôt à privilégier les problèmes faciles à résoudre aux problèmes difficiles. La cryptographie est originale de ce point de vue, car elle recherche plutôt les problèmes difficiles à résoudre que les problèmes simples, car un code secret doit être dur à casser sans la clé secrète.

On peut aussi se demander : pourquoi autant de logique dans un cours sur les fondements de l'informatique ?

Une première raison est parce que les programmes informatiques et les langages informatiques sont essentiellement basés sur la logique. Les processeurs sont d'ailleurs essentiellement composés de portes logiques. Les programmes sont essentiellement faits d'instructions logiques, et de tests logiques. Comprendre cette logique permet de bien comprendre ce que font les programmes informatiques.

De façon plus fondamentale, les programmes et les systèmes informatiques obligent bien souvent à décrire très précisément les objets sur lesquels ils travaillent : pour résoudre un problème d'emploi du temps, le système va obliger à décrire toutes les contraintes. Pour faire une requête sur une base de données, le système va obliger à formuler très précisément cette requête. Il s'avère que la logique mathématique est un outil très naturel pour décrire le monde qui nous entoure, et à vrai dire, le modèle le plus naturel que nous connaissons pour le faire. Comprendre les concepts de la logique, permet de bien comprendre nombre de concepts informatiques. Par exemple, pour décrire le système d'information d'une entreprise, ou tout système complexe, le meilleur outil reste bien souvent la logique mathématique.

Une troisième raison est historique, et au cœur en fait de la naissance de l'informatique. Durant la première moitié du siècle dernier, des mathématiciens comme Kurt Gödel, Alonzo Church ou Alan Turing ont découvert que certains problèmes ne pouvaient pas se résoudre par des dispositifs informatiques ou automatiques comme les ordinateurs. Par exemple, le problème de déterminer si un énoncé mathématique est vrai ou non. Cette tâche, qui est le quotidien du mathématicien, ne peut pas être résolue par aucun ordinateur, quelle que soit sa puissance.

Les conséquences de ces résultats profonds ont permis la naissance d'idées sur des modèles d'ordinateurs qui ont mené à la conception des ordinateurs actuels.

Au cœur de ces découvertes sont des liens très forts qui unissent algorithmes et démonstrations : une démonstration logique correspond à un algorithme. A partir d'hypothèses, on déduit des nouvelles assertions à l'aide de règles logiques. Réciproquement, un programme correspond à une démonstration dans un certain sens.

Ce sont ces liens forts entre algorithmes et démonstrations qui ont fait naître l'informatique et ses concepts et ce bien avant l'existence même de machines aussi puissantes que celles que nous connaissons actuellement. Historiquement, la première question était : "qu'est-ce qu'une démonstration" ? Elle est maintenant devenue : "qu'est-ce

qu'un ordinateur" ?

Ils ont par ailleurs révolutionné notre conception des mathématiques, de l'informatique, et plus généralement du monde qui nous entoure.

En mathématiques, ces liens ont mené à une crise des fondements, avec le retour sur des questions aussi fondamentales que celle-ci : qu'est-ce qu'un ensemble, qu'est-ce qu'une démonstration ? Que peut-on prouver ?

L'ambition de ce document est plutôt de se focaliser sur l'informatique. Nous estimerons que ce cours aura atteint son but si notre lecteur change au final la réponse qu'il aurait pu faire a priori sur des questions aussi simples que celle-ci :

- qu'est-ce qu'un ordinateur ?
- qu'est-ce qu'une preuve ?
- qu'est-ce qu'un algorithme ?
- qu'est-ce qu'un bon algorithme ?

Si tel est le cas, sa façon de programmer, ou d'appréhender un problème informatique ne devrait plus être la même.

Remerciements L'auteur de ce document souhaite remercier vivement Johanne Cohen, Bruno Salvy et David Monniaux pour leurs retours sur des versions préliminaires de ce document. Je remercie par ailleurs les promotions 2011-2012, 2012-2013, 2013-2014, 2014-2015, 2015-2016, 2016-2017, 2017-2018, 2018-2019 pour leurs retours. Des remerciements particuliers à Louis Abraham, Olivier Bailleux, Juliette Buet, Ismaël Cahu, Carlo Ferrari, Léo Gaspard, Estienne Granet, Pierre-Jean Grenier, Roberto Moura, Alexis Le Dantec, Denis Langevin, Stéphane Lengrand, Arnaud Lenoir, Louis-François Rigano et Zigfrid Zvezdin, pour des retours détaillés et des suggestions précises d'améliorations, ou pour avoir signaler des problèmes sur des versions antérieures de ce polycopié. Merci aussi à Romain Cosson et Rodrigue Lelotte pour des retours sur les corrections des sujets d'examen reliés.

Tous les commentaires (mêmes typographiques, orthographiques, etc.) sur ce document sont les bienvenus et à adresser à bournez@lix.polytechnique.fr.

Sur les exercices Certains des exercices sont corrigés. Les corrections se trouvent en fin du polycopié dans un chapitre consacré à des solutions. Les exercices marqués d'une étoile nécessitent plus de réflexions.

1.1 Concepts mathématiques

1.1.1 Ensembles, Fonctions

Soit E un ensemble, et e un élément. On note $e \in E$ pour signifier que e est un élément de l'ensemble E . Si A et B sont deux ensembles, on note $A \subset B$ pour signifier que tout élément de A est un élément de B . On dit dans ce cas que A est une partie de B . Lorsque E est un ensemble, les parties de E constituent un ensemble que l'on note $\mathcal{P}(E)$. On notera $A \cup B$, $A \cap B$ pour respectivement l'union et l'intersection des ensembles A et B . Lorsque A est une partie de E , on notera A^c pour le complémentaire de A dans E .

Exercice 1.1. Soient A, B deux parties de E . Prouver les lois de Morgan : $(A \cup B)^c = A^c \cap B^c$ et $(A \cap B)^c = A^c \cup B^c$.

Exercice 1.2. Soient A, B, C trois parties de E . Prouver que $A \cap (B \cup C) = (A \cap B) \cup (A \cap C)$ et $A \cup (B \cap C) = (A \cup B) \cap (A \cup C)$.

Exercice 1.3 (corrigé page 211). Soient A, B, C trois parties de E . Montrer que $A \cap B^c = A \cap C^c$ si et seulement si $A \cap B = A \cap C$.

On appelle produit cartésien, de deux ensembles E et F , noté $E \times F$, l'ensemble des couples formés d'un élément de E et d'un élément de F :

$$E \times F = \{(x, y) | x \in E \text{ et } y \in F\}.$$

Pour $n \geq 1$ un entier, on note $E^n = E \times \dots \times E$ le produit cartésien de E par lui-même n fois. E^n peut aussi se définir¹ récursivement par $E^1 = E$, et $E^{n+1} = E \times E^n$.

Intuitivement, une *application* f d'un ensemble E vers un ensemble F est un objet qui associe à chaque élément e d'un ensemble E un unique élément $f(e)$ de F . Formellement, une fonction f (on parle aussi de *fonction partielle*) d'un ensemble E vers un ensemble F est une partie Γ de $E \times F$, tel que pour tout $x \in E$ il y a au plus un $y \in F$ avec $(x, y) \in \Gamma$. Son *domaine* est l'ensemble des $x \in E$ tel que $(x, y) \in \Gamma$ pour un certain $y \in F$. Son *image* est l'ensemble des $y \in F$ tel que $(x, y) \in \Gamma$ pour un certain $x \in E$. Une *application* f (on parle aussi de *fonction totale*) d'un ensemble E vers un ensemble F est une fonction dont le domaine est E .

Une *famille* $(x_i)_{i \in I}$ d'éléments d'un ensemble X est une application d'un ensemble I dans X . I est appelé l'ensemble des indices, et l'image par cette application de l'élément $i \in I$ est notée x_i .

Le produit cartésien se généralise à une famille d'ensembles :

$$E_1 \times \dots \times E_n = \{(x_1, \dots, x_n) | x_1 \in E_1, \dots, x_n \in E_n\}.$$

L'union et l'intersection se généralisent à une famille quelconque de parties d'un ensemble E . Soit $(A_i)_{i \in I}$ une famille de parties de E .

$$\bigcup_{i \in I} A_i = \{e \in E | \exists i \in I \ e \in A_i\};$$

$$\bigcap_{i \in I} A_i = \{e \in E | \forall i \in I \ e \in A_i\}.$$

Exercice 1.4. Soit A une partie de E , et $(B_i)_{i \in I}$ une famille de parties de E . Prouver les deux égalités suivantes

$$A \cup \left(\bigcap_{i \in I} B_i \right) = \bigcap_{i \in I} (A \cup B_i)$$

1. Il y a une bijection entre les objets définis par les deux définitions.

$$A \cap \left(\bigcup_{i \in I} B_i \right) = \bigcup_{i \in I} (A \cap B_i)$$

On notera \mathbb{N} l'ensemble des entiers naturels, \mathbb{Z} l'ensemble des entiers relatifs, \mathbb{R} l'ensemble des réels, et \mathbb{C} l'ensemble des complexes. \mathbb{Z} est un anneau. \mathbb{R} et \mathbb{C} sont des corps. On notera $\mathbb{R}^{\geq 0}$ l'ensemble des réels positifs ou nuls.

1.1.2 Alphabets, Mots, Langages

Nous rappelons maintenant quelques définitions élémentaires sur les mots et les langages. La terminologie, empruntée à la linguistique, rappelle que les premiers travaux sur les concepts de langages formels sont issus de la modélisation de la langue naturelle.

On fixe un ensemble fini Σ que l'on appelle *alphabet*. Les éléments de Σ sont appelés des *lettres* ou des symboles.

Exemple 1.1 — $\Sigma_{bin} = \{0, 1\}$ est l'alphabet binaire.

- $\Sigma_{latin} = \{A, B, C, D, \dots, Z, a, b, c, d, \dots, z\}$ est l'alphabet correspondant aux lettres de l'alphabet latin.
- $\Sigma_{nombre} = \{0, 1, 2, \dots, 9\}$ est l'alphabet correspondant aux chiffres en base 10.
- L'ensemble des caractères ASCII, ou l'ensemble des caractères imprimables, est un alphabet, que l'on peut noter Σ_{ASCII} (on supposera qu'il contient les symboles accentués).
- $\Sigma_{exp} = \{0, 1, 2, \dots, 9, +, -, *, /, (,)\}$, où $+$, $-$, $*$, $/$, $($, $)$ désignent des symboles particuliers, est l'alphabet des expressions arithmétiques.

Un mot w sur l'alphabet Σ est une suite finie $w_1 w_2 \dots w_n$ de lettres de Σ . L'entier n est appelé la *longueur* du mot w . Il est noté $|w|$.

Exemple 1.2 — 10011 est un mot sur l'alphabet Σ_{bin} de longueur 5.

- 9120 est un mot sur l'alphabet Σ_{nombre} , mais n'est pas un mot sur l'alphabet Σ_{bin} .
- Bonjour est un mot de longueur 6 sur l'alphabet Σ_{latin} ; azrddfb est aussi un mot de longueur 7 sur ce même alphabet. Elève n'est pas un mot sur cet alphabet, car le symbole è (e accent grave) n'est pas dans l'alphabet Σ_{latin} défini plus haut.
- Éléphant et z'!!!? sont des mots sur l'alphabet Σ_{ASCII} .
- $243+(5*(1+6))$ est un mot sur l'alphabet Σ_{exp} .
- $24*((((5/+)//+)$ est aussi mot sur l'alphabet Σ_{exp} .

Un langage sur Σ est un ensemble de mots sur Σ . L'ensemble de tous les mots sur l'alphabet Σ est noté Σ^* . Le mot vide ϵ est le seul mot de longueur 0. Le mot vide n'est rien d'autre qu'un mot particulier : il est possible qu'un langage contienne le mot vide (qui est un mot particulier), ou qu'un langage ne contienne pas le mot vide. Σ^* contient toujours par définition le mot vide.

- Exemple 1.3** — $\{0, 1\}^*$ désigne l'ensemble des mots sur l'alphabet $\Sigma_{bin} = \{0, 1\}$. Par exemple, $00001101 \in \{0, 1\}^*$. On a aussi $\epsilon \in \{0, 1\}^*$.
- $\{\text{bonjour, aurevoir}\}$ est un langage sur Σ_{latin} . Ce langage contient deux mots.
 - L'ensemble des mots du dictionnaire du français écrits sans caractères accentués est un langage sur l'alphabet Σ_{latin} .
 - L'ensemble des mots du dictionnaire du français est un langage sur l'alphabet Σ_{ASCII} .
 - L'ensemble des phrases de ce document est un langage sur l'alphabet des caractères ASCII. On observera que le caractère , c'est-à-dire le caractère espace blanc, utilisé pour séparer les mots dans une phrase, est un caractère ASCII particulier.
 - Σ_{exp}^* contient des mots comme $24*((((5/+))//+)$ qui ne correspondent à aucune expression arithmétique valide. L'ensemble des mots correspondant à une expression arithmétique valide, comme $5+(2*(1-3)*3)$, est un langage particulier sur Σ_{exp} .

On définit une opération de *concaténation* sur les mots : la concaténation du mot $u = u_1u_2 \cdots u_n$ et du mot $v = v_1v_2 \cdots v_m$ est le mot noté $u.v$ défini par

$$u_1u_2 \cdots u_nv_1v_2 \cdots v_m,$$

c'est-à-dire le mot dont les lettres sont obtenues en juxtaposant les lettres de v à la fin de celles de u . L'opération de concaténation notée $.$ est associative, mais non-commutative. Le mot vide est un élément neutre à droite et à gauche de cette opération. On appelle aussi Σ^* le *monoïde* (libre) sur l'alphabet Σ (car l'opération de concaténation lui donne une structure de monoïde)².

On note aussi uv pour la concaténation $u.v$. En fait, tout mot $w_1w_2 \cdots w_n$ peut se voir comme $w_1.w_2 \cdots .w_n$, où w_i représente le mot de longueur 1 réduit à la lettre w_i . Cette confusion entre les lettres et les mots de longueur 1 est souvent très pratique.

Exemple 1.4 Si Σ est l'ensemble $\{a, b\}$, alors $aaab$ est le mot de longueur 4 dont les trois premières lettres sont a , et la dernière est b . C'est aussi la concaténation des quatre mots de longueur un : a, a, a et b .

Lorsque i est un entier, et w un mot, on écrit w^i pour le mot obtenu en concaténant i fois le mot w : w^0 est le mot vide ϵ , w^1 est le mot w , et w^{i+1} est $w.w \cdots w$ où il y a i fois le mot w . Autrement dit, $w^{i+1} = w^i.w = w.w^i$ pour tout entier i .

Exemple 1.5 En utilisant la confusion précédente entre lettres et mots de longueur 1, $aaabbc$ peut aussi s'écrire a^3b^2c .

Un mot u est un *préfixe* d'un mot w , s'il existe un mot z tel que $w = u.z$. C'est un *préfixe propre* si $u \neq w$. Un mot u est un *suffixe* d'un mot w s'il existe un mot z tel que $w = z.u$.

2. Un *monoïde* est une structure algébrique consistant en un ensemble muni d'une loi de composition interne associative et d'un élément neutre.

1.1.3 Changement d'alphabet

Il est souvent utile de pouvoir réécrire un mot sur un alphabet en un mot sur un autre alphabet. Par exemple, on a souvent besoin en informatique de coder en binaire, c'est-à-dire avec l'alphabet $\Sigma = \{0, 1\}$.

Une façon de faire pour changer d'alphabet est de procéder par réécriture lettre par lettre.

Exemple 1.6 Si Σ est l'alphabet $\{a, b, c\}$, et $\Gamma = \{0, 1\}$, alors on peut coder les mots de Σ^* sur Γ^* par la fonction h telle que $h(a) = 01$, $h(b) = 10$, $h(c) = 11$. Le mot $abab$ se code alors par $h(abab) = 01100110$, c'est-à-dire par le mot obtenu en codant lettre par lettre.

Très formellement, étant donnés deux alphabets Σ et Γ , un *homomorphisme* est une application de Σ^* dans Γ^* telle que

- $h(\epsilon) = \epsilon$
- $h(u.v) = h(u).h(v)$ pour tous mots u et v .

En fait, tout homomorphisme est parfaitement déterminé par son image sur les lettres de Σ . Il s'étend alors aux mots de Σ^* par

$$h(w_1w_2 \cdots w_n) = h(w_1).h(w_2) \dots .h(w_n)$$

pour tout mot $w = w_1w_2 \cdots w_n$: les plus assidus auront remarqué par la suite que c'est en fait une conséquence du théorème 2.5 du chapitre 2.

1.1.4 Graphes

Un *graphe* $G = (V, E)$ est donné par un ensemble V , dont les éléments sont appelés *sommets*, et d'une partie de $E \subset V \times V$, dont les éléments sont appelés des *arcs*. Dans certains ouvrages, on parle de *nœuds* comme synonyme de sommet.

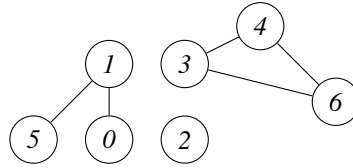
Un *chemin* de s à t est une suite $(s = s_0, \dots, s_n = t)$ de sommets tels que, pour $1 \leq i \leq n$, (s_{i-1}, s_i) soit un arc. Un *chemin simple* est un chemin qui ne passe pas deux fois par le même sommet. Un *circuit* est un chemin de longueur non nulle dont l'origine coïncide avec l'extrémité.

Si les arcs ne sont pas orientés, c'est-à-dire, si l'on considère qu'à chaque fois qu'il y a l'arc (u, v) , alors il y a aussi l'arc (v, u) (et réciproquement), on dit que le graphe G est *non orienté*, et les éléments de E sont appelés des *arêtes*. Lorsqu'il y a une arête entre u et v , c'est-à-dire lorsque $(u, v) \in E$, on dit aussi que u et v sont voisins. Le degré d'un sommet u est le nombre de ses voisins.

Exemple 1.7 Le graphe (non-orienté) $G = (V, E)$ avec

- $V = \{0, 1, \dots, 6\}$
- $E = \{(0, 1), (3, 4), (5, 1), (6, 3), (6, 4)\}$.

est représenté ci-dessous.



Un graphe est dit *connexe* si deux quelconques de ses sommets sont reliés par un chemin.

Exemple 1.8 *Le graphe de l'exemple 1.7 n'est pas connexe, car il n'y a aucun chemin entre les sommets 1 et 6.*

1.1.5 Arbres

Les arbres sont omniprésents en informatique. En fait, plusieurs notions distinctes se cachent sous cette terminologie : arbres libres, arbres enracinés, arbres ordonnés, etc.

Il y a par ailleurs plusieurs façons de présenter les arbres, et ces différentes notions. Essentiellement, on peut le faire en partant de la théorie des graphes, ou alors en partant de définitions inductives (récursives).

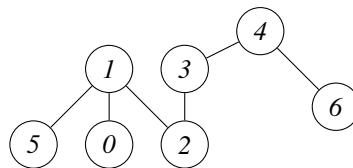
Puisque nous reviendrons sur les définitions inductives de plusieurs de ces classes d'arbres dans le chapitre 2, présentons ici les arbres en utilisant les graphes.

On va présenter dans ce qui suit des familles d'arbres de plus en plus contraints : dans l'ordre, on va présenter les arbres libres, puis les arbres enracinés, les arbres ordonnés.

Arbres libres

Un *arbre libre* est un graphe non-orienté connexe et sans circuit. On appelle *feuille* un sommet de l'arbre qui ne possède qu'un seul voisin. Un sommet qui n'est pas une feuille est appelé *un sommet interne*.

Exemple 1.9 (Un arbre libre) *Représentation graphique d'un arbre libre, dont les feuilles sont les sommets 5, 0 et 6.*

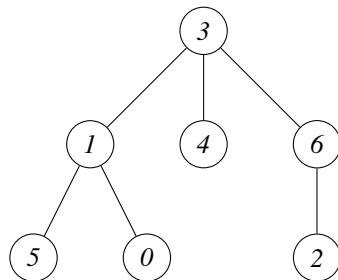


Presque tous nos arbres seront étiquetés : soit A un ensemble dont les éléments sont appelés des *étiquettes*. Un *arbre étiqueté par A* est la donnée d'un arbre $G = (V, E)$ et d'une application qui associe à chaque sommet de V un élément de A .

Arbre enraciné

Un *arbre enraciné* ou *arbre* est un arbre libre muni d'un sommet distingué, appelé sa *racine*. Soit T un arbre de racine r .

Exemple 1.10 (Un arbre) Représentation graphique d'un arbre, dont les feuilles sont les sommets 5, 0, 4 et 2. On représente la racine 3 en haut.



Pour tout sommet x , il existe un chemin simple unique de la racine r à x . Tout sommet y sur ce chemin est un *ancêtre* de x , et x est un *descendant* de y . Le *sous-arbre* de racine x est l'arbre contenant tous les descendants de x . L'avant-dernier sommet y sur l'unique chemin reliant r à x est le *parent* (ou le *père* ou la *mère*) de x , et x est un *enfant* (ou un *fil* ou une *fil*) de y .

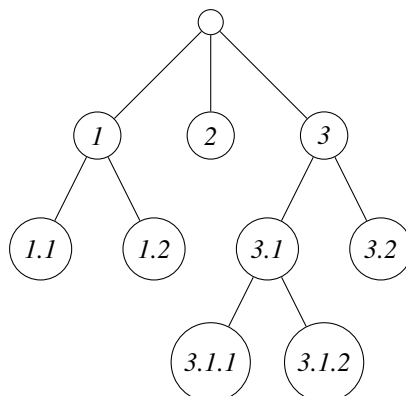
L'*arité* d'un sommet est le nombre de ses enfants. Un sommet sans enfant est une *feuille*, un sommet d'arité strictement positive est appelé *sommet interne*. La *hauteur* d'un arbre T est la longueur maximale d'un chemin reliant sa racine à une feuille. Un arbre réduit à un seul sommet est de hauteur 0.

Arbres ordonnés

Un *arbre ordonné* (on dit aussi *arbre plan*) est un arbre dans lequel l'ensemble des enfants de chaque sommet est totalement ordonné. Autrement dit, pour chaque sommet interne d'arité k , on a la notion de *1^{er} fils*, *2^{ème} fils*, ..., *k^{ème} fils*.

Par exemple, un livre structuré en chapitres, sections, etc se présente comme un arbre ordonné.

Exemple 1.11 (Arbre ordonné de la table des matières d'un livre)



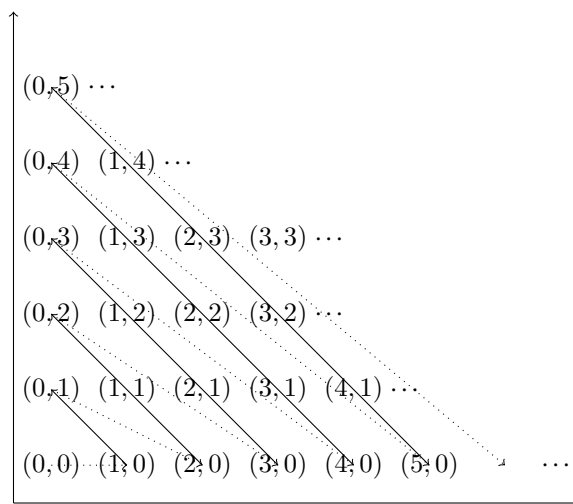
Autres notions d'arbre

Le concept d'*arbre binaire* est assez différent des définitions d'arbre libre, arbre enraciné et arbre ordonné. Il est présenté dans la section 2.4.2 du chapitre 2.

Les *termes* sont des arbres ordonnés étiquetés particuliers. Ils sont présentés dans la section 2.4.4 du chapitre 2.

1.2 La méthode de diagonalisation

Rappelons que $\mathbb{N}^2 = \mathbb{N} \times \mathbb{N}$ est *dénombrable* : il est possible de mettre en correspondance \mathbb{N} avec \mathbb{N}^2 . Nous allons illustrer graphiquement une façon de parcourir les couples d'entiers.

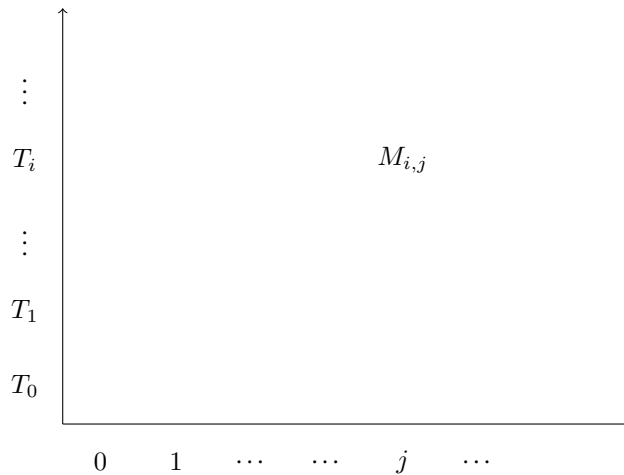


Exercice 1.5 (corrigé page 211). Prouver formellement que $\mathbb{N} \times \mathbb{N}$ est dénombrable en exhibant la bijection $f : \mathbb{N}^2 \rightarrow \mathbb{N}$ de la figure plus haut.

Produire une autre bijection entre \mathbb{N}^2 et \mathbb{N} .

Par contre, l'ensemble des parties de \mathbb{N} n'est pas dénombrable : cela peut se prouver par la *méthode de diagonalisation* dûe à Cantor.

Illustrons-le graphiquement. Supposons que l'on puisse énumérer l'ensemble des parties de \mathbb{N} , et notons les $T_1, T_2, \dots, T_n \dots$. Chaque partie T_i de \mathbb{N} peut se voir comme la ligne i du tableau $M = (M_{i,j})_{i,j}$ à entrées dans $\{0, 1\}$ dont l'élément $M_{i,j}$ est 1 si et seulement si l'élément j est dans la i ème partie de \mathbb{N} .



On considère alors la partie T^* obtenue en “inversant la diagonale de M ” : formellement, on considère $T^* = \{j \mid M_{j,j} = 0\}$. Cette partie de \mathbb{N} n'est pas dans l'énumération, car sinon elle devrait avoir un numéro j_0 : si $j_0 \in T_{j_0} = T^*$, alors on devrait avoir $M_{j_0,j_0} = 1$ par définition de M , et $M_{j_0,j_0} = 0$ par définition de T^* : ce qui est impossible. Si $j_0 \notin T^*$, alors on devrait avoir $M_{j_0,j_0} = 0$ par définition de M , et $M_{j_0,j_0} = 1$ par définition de T^* : ce qui est impossible.

Cet argument est à la base de certains raisonnements en calculabilité, comme nous le verrons.

Exercice 1.6. *Prouver que l'ensemble des suites $(u_n)_{n \in \mathbb{N}}$ à valeurs dans $\{0, 1\}$ n'est pas dénombrable.*

Exercice 1.7. *Prouver que \mathbb{R} n'est pas dénombrable.*

1.3 Notes bibliographiques

Lectures conseillées Pour aller plus loin sur les notions évoquées dans ce chapitre, nous suggérons la lecture de [Arnold and Guessarian, 2005] ou du polycopié du cours INF411 (qui portait le nom de INF421 avant 2014-2015), ou des polycopiés des cours de l'école polytechnique de première année et des cours de classes préparatoires.

Bibliographie La partie sur les arbres est essentiellement reprise du polycopié de INF421 (version avant 2014-2015). Le reste du chapitre est inspiré de différentes sources dont le polycopié de INF561 (cours qui a été renuméroté. Je parle là du contenu du cours INF561 lorsqu'il était donné par Olivier Bournez), [Hopcroft et al., 2001] et [Arnold and Gussarian, 2005]. L'introduction est essentiellement reprise du livre [Sipser, 1997].

Chapitre 2

Réversivité et induction

2.1 Motivation

Les définitions récursives sont omniprésentes en informatique. Elles sont présentes à la fois dans les langages de programmation, mais aussi présentes dans de nombreux concepts que l'on manipule.

Exemple 2.1 (Listes en JAVA) *En JAVA, avec*

```
class Liste {
    int contenu;
    Liste suivant;
}
Liste lst;
```

on définit la classe Liste de façon récursive (inductive) : en utilisant dans la définition de la classe, le champ "suivant" du type de la classe Liste elle même.

Exemple 2.2 (Arbres ordonnés) *Nous avons défini les arbres ordonnés dans le chapitre précédent en passant par la notion de graphe. Une alternative naturelle serait de présenter les arbres ordonnés par une définition récursive : un arbre ordonné est soit vide, soit réduit à un sommet (une racine), soit constitué d'un sommet (une racine) et une liste (ordonnée) d'arbres ordonnés (ses fils).*

Dans ce chapitre, nous nous attardons sur les définitions inductives d'ensembles et de fonctions, qui permettent de donner un sens à des définitions récursives.

Nous discutons, par ailleurs comment il est possible de faire des preuves sur des structures définies inductivement, en introduisant les preuves par induction structurelle.

2.2 Raisonnement par récurrence sur \mathbb{N}

L'induction structurelle est une généralisation de la preuve par récurrence : revenons sur cette dernière pour avoir les idées au clair.

Lorsque l'on raisonne sur les entiers, le *premier principe d'induction* aussi appelé *principe de récurrence mathématique* est un mode de raisonnement particulièrement utile.

Théorème 2.1 Soit $P(n)$ un prédicat (une propriété) dépendant de l'entier n . Si les deux conditions suivantes sont vérifiées :

(B) $P(0)$ est vrai ;

(I) $P(n)$ implique $P(n+1)$ pour tout n ;

alors pour tout entier n , $P(n)$ est vrai.

Démonstration: Le raisonnement se fait par l'absurde. Considérons $X = \{k \in \mathbb{N} \mid P(k) \text{ est faux}\}$. Si X est non vide, il admet un plus petit élément n . D'après la condition (B), $n \neq 0$, et donc $n-1$ est un entier, et $P(n-1)$ est vrai par définition de X . On obtient une contradiction avec la propriété (I) appliquée pour l'entier $n-1$. \square

Pour faire une preuve par récurrence, on établit donc une propriété en 0 (cas de base), et on établit que la propriété est *héréditaire*, ou *inductive* : $P(n)$ implique $P(n+1)$ pour tout n .

Le concept de preuve inductive généralise cette idée à d'autres ensembles que les entiers, à savoir aux ensembles qui se définissent inductivement.

Exercice 2.1. On considère $S_n = 1^3 + 2^3 + \dots + (2n-1)^3$. Prouver par récurrence que $S_n = 2n^4 - n^2$.

Exercice 2.2. Prouver par récurrence que $\sum_{k=1}^n \frac{1}{4k^2-1} = \frac{n}{2n+1}$.

Exercice 2.3 (corrigé page 211). Le théorème plus haut est parfois nommé "premier principe d'induction". Prouver le "second principe d'induction" : soit $P(n)$ une propriété dépendant de l'entier n . Si la propriété suivante est vérifiée : si pour tout $n \in \mathbb{N}$, si en supposant pour tout entier $k < n$ la propriété $P(k)$ on déduit $P(n)$, alors pour tout $n \in \mathbb{N}$, la propriété $P(n)$ est vraie.

Exercice 2.4 (corrigé page 212). On fixe un alphabet Σ . On rappelle qu'un langage sur Σ est une partie de Σ^* . Si L_1 et L_2 sont deux langages de Σ^* , on définit leur concaténation par $L_1.L_2 = \{u.v \mid u \in L_1, v \in L_2\}$. La concaténation est une opération associative admettant $\{\epsilon\}$ comme élément neutre. On peut alors définir les puissances d'un langage L de la façon suivante : $L^0 = \{\epsilon\}$, et pour un entier $n > 0$, $L^{n+1} = L^n.L = L.L^n$. L'étoile d'un langage L est défini par $L^* = \bigcup_{n \in \mathbb{N}} L^n$.

Soient L et M deux langages sur Σ , avec $\epsilon \notin L$. Montrer que dans $\mathcal{P}(\Sigma^*)$ (les langages sur Σ), l'équation $X = L.X \cup M$ admet pour unique solution le langage $L^*.M$.

2.3 Définitions inductives

Les définitions inductives visent à définir des parties d'un ensemble E .

Remarque 2.1 Cette remarque est pour les puristes. Elle peut être évitée lors de la première lecture de ce document.

Nous nous restreignons dans ce document au cadre où l'on souhaite définir par induction des objets qui correspondent à des parties d'un ensemble déjà connu E . Nous faisons cela pour éviter les subtilités et paradoxes de la théorie des ensembles.

Le lecteur très attentif pourra observer que l'on considérera dans la suite très souvent l'écriture syntaxique des objets plutôt que les objets eux-mêmes. En effet, en faisant ainsi, on garantit que l'on se place sur l'ensemble $E = \Sigma^*$ pour un certain alphabet Σ , et on évite de se poser la question de l'existence de l'ensemble E sous-jacent dans les raisonnements qui suivent.

Par exemple, pour formaliser complètement l'exemple 2.1 plus haut, on chercherait plutôt à définir une représentation syntaxique des listes plutôt que les listes.

Lorsque l'on veut définir un ensemble, ou une partie d'un ensemble, une façon de faire est de le définir de façon *explicite*, c'est-à-dire en décrivant précisément quels sont ses éléments.

Exemple 2.3 Les entiers pairs peuvent se définir par $P = \{n \mid \exists k \in \mathbb{N} n = 2 * k\}$.

Malheureusement, ce n'est pas toujours aussi facile, et il est souvent beaucoup plus commode de définir un ensemble par une définition *inductive*. Un exemple typique de définition inductive est une définition comme celle-ci :

Exemple 2.4 Les entiers pairs correspondent aussi au plus petit ensemble qui contient 0 et tel que si n est pair, alors $n + 2$ est pair.

Remarque 2.2 Observons que l'ensemble des entiers \mathbb{N} vérifie bien que 0 est un entier, et que si n est un entier $n + 2$ aussi. Il y a donc besoin de dire que c'est le plus petit ensemble avec cette propriété.

2.3.1 Principe général d'une définition inductive

Intuitivement, une partie X se définit inductivement si on peut la définir avec la donnée explicite de certains éléments de X et de moyens de construire de nouveaux éléments de X à partir d'éléments de X .

De façon générique, dans une définition inductive,

- certains éléments de l'ensemble X sont donnés explicitement (c'est-à-dire on se donne un ensemble B d'éléments de X , qui constitue l'ensemble de base de la définition inductive);
- les autres éléments de l'ensemble X sont définis en fonction d'éléments appartenant déjà à l'ensemble X selon certaines règles (c'est-à-dire on se donne des règles R de formation d'éléments, qui constituent les étapes inductives de la définition récursive).

On considère alors le plus petit ensemble qui contient B et qui est *stable* (on dit aussi parfois *clos* ou *fermé*) par les règles de R .

2.3.2 Formalisation : Premier théorème du point fixe

Formellement, tout cela se justifie par le théorème qui suit.

Définition 2.1 (Définition inductive) Soit E un ensemble. Une définition inductive d'une partie X de E consiste à se donner

- un sous ensemble non vide B de E (appelé ensemble de base)
- et d'un ensemble de règles R : chaque règle $r_i \in R$ est une fonction (qui peut être partielle) r_i de $E^{n_i} \rightarrow E$ pour un certain entier $n_i \geq 1$.

Théorème 2.2 (Théorème du point fixe) A une définition inductive correspond un plus petit ensemble qui vérifie les propriétés suivantes :

- (B) il contient B : $B \subset X$;
- (I) il est stable par les règles de R : pour chaque règle $r_i \in R$, pour tout $x_1, \dots, x_{n_i} \in X$, on a $r_i(x_1, \dots, x_{n_i}) \in X$.

On dit que cet ensemble est alors défini inductivement.

Démonstration: Soit \mathcal{F} l'ensemble des parties de E vérifiant (B) et (I). L'ensemble \mathcal{F} est non vide car il contient au moins un élément : en effet, l'ensemble E vérifie les conditions (B) et (I) et donc $E \in \mathcal{F}$.

On peut alors considérer X défini comme l'intersection de tous les éléments de \mathcal{F} . Formellement,

$$X = \bigcap_{Y \in \mathcal{F}} Y. \quad (2.1)$$

Puisque B est inclus dans chaque $Y \in \mathcal{F}$, B est inclus dans X . Donc X vérifie la condition (B).

L'ensemble obtenu vérifie aussi (I). En effet, considérons une règle $r_i \in R$, et des $x_1, \dots, x_{n_i} \in X$. On a $x_1, \dots, x_{n_i} \in Y$ pour chaque $Y \in \mathcal{F}$. Pour chaque tel Y , puisque Y est stable par la règle r_i , on doit avoir $r(x_1, \dots, x_{n_i}) \in Y$. Puisque cela est vrai pour tout $Y \in \mathcal{F}$, on a aussi $r(x_1, \dots, x_{n_i}) \in X$, ce qui prouve que X est stable par la règle r_i .

X est le plus petit ensemble qui vérifie les conditions (B) et (I), car il est par définition inclus dans tout autre ensemble vérifiant les conditions (B) et (I). □

2.3.3 Différentes notations d'une définition inductive

Notation 2.1 On note souvent une définition inductive sous la forme

- (B) $x \in X$
avec une ligne comme celle là pour chaque $x \in B$
(ou éventuellement on écrit $B \subset X$);
- (I) $x_1, \dots, x_{n_i} \in X \Rightarrow r_i(x_1, \dots, x_{n_i}) \in X$
avec une telle ligne pour chaque règle $r_i \in R$.

Exemple 2.5 Selon cette convention, la définition inductive des entiers pairs (de l'exemple 2.4) se note

- (B) $0 \in P$;
 (I) $n \in P \Rightarrow n + 2 \in P$.

Exemple 2.6 Soit $\Sigma = \{(\,)\}$ l'alphabet constitué de la parenthèse ouvrante et de la parenthèse fermante. L'ensemble $D \subset \Sigma^*$ des parenthésages bien formés, appelé langage de Dyck, est défini inductivement par

- (B) $\epsilon \in D$;
 (I) $x \in D \Rightarrow (x) \in D$;
 (I) $x, y \in D \Rightarrow xy \in D$.

Notation 2.2 On préfère parfois écrire une définition inductive sous la forme de règles de déduction :

$$\frac{}{B \subset X} \qquad \frac{x_1 \in X \quad \dots \quad x_{n_i} \in X}{r_i(x_1, \dots, x_{n_i}) \in X}$$

Le principe de cette notation est qu'un trait horizontal — signifie une règle de déduction. Ce qui est écrit au dessus est une hypothèse. Ce qui est écrit en dessous est une conclusion. Si ce qui est au dessus est vide, alors c'est que la conclusion est valide sans hypothèse.

Notation 2.3 On écrit aussi parfois directement

$$\bar{b} \qquad \frac{x_1 \quad \dots \quad x_{n_i}}{r_i(x_1, \dots, x_{n_i})}$$

pour chaque $b \in B$,
 ou

$$\overline{b \in B} \qquad \frac{x_1 \quad \dots \quad x_{n_i}}{r_i(x_1, \dots, x_{n_i})}$$

ou encore plus rarement parfois

$$\overline{B} \qquad \frac{x_1 \quad \dots \quad x_{n_i}}{r_i(x_1, \dots, x_{n_i})}$$

2.4 Applications

2.4.1 Quelques exemples

Exemple 2.7 (\mathbb{N}) La partie X de \mathbb{N} définie inductivement par

$$\bar{0} \qquad \frac{n}{n+1}$$

n'est autre que \mathbb{N} tout entier.

Exemple 2.8 (Σ^*) La partie X de Σ^* , où Σ est un alphabet, définie inductivement par

- (B) $\epsilon \in X$;
 (I) $w \in X \Rightarrow wa \in X$, pour chaque $a \in \Sigma$;

n est autre que Σ^* tout entier.

Exemple 2.9 (Langage $\{a^n bc^n\}$) Le langage L sur l'alphabet $\Sigma = \{a, b, c\}$ des mots de la forme $a^n bc^n$, $n \in \mathbb{N}$, se définit inductivement par

- (B) $b \in L$;
- (I) $w \in L \Rightarrow awc \in L$.

Exercice 2.5 (corrigé page 212). Définir inductivement l'ensemble des expressions entièrement parenthésées formées à partir d'identificateurs pris dans un ensemble A et des opérateurs $+$ et \times .

2.4.2 Arbres binaires étiquetés

Reprenons le texte suivant du polycopié de INF421 (version 2010-2011) : “la notion d'arbre binaire est assez différente des définitions d'arbre libre, arbre enraciné et arbre ordonné. Un *arbre binaire* sur un ensemble fini de sommets est soit vide, soit l'union disjointe d'un sommet appelé sa *racine*, d'un arbre binaire appelé *sous-arbre gauche*, et d'un arbre binaire appelé *sous-arbre droit*. Il est utile de représenter un arbre binaire non vide sous la forme d'un triplet $A = (A_g, r, A_d)$.”

On obtient immédiatement une définition inductive de l'écriture des arbres binaires étiquetés à partir de ce texte.

Exemple 2.10 (Arbres binaires étiquetés) L'ensemble AB des arbres binaires étiquetés par l'ensemble A est la partie de Σ^* , où Σ est l'alphabet $\Sigma = A \cup \{\emptyset, (,), \}$, définie inductivement par

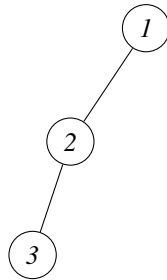
- (B) $\emptyset \in AB$;
- (I) $g, d \in AB \Rightarrow (g, a, d) \in AB$, pour chaque $a \in A$.

Remarque 2.3 Dans l'écriture plus haut, (g, a, d) désigne la concaténation du mot de longueur 1 $($, du mot g , du mot $,$ de longueur 1, du mot a , du mot $)$ de longueur 1, du mot d et du mot $)$ de longueur 1. Tous ces mots sont bien des mots sur l'alphabet Σ qui contient tous les symboles nécessaires.

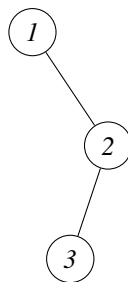
Remarque 2.4 $g, d \in AB \Rightarrow (g, a, d) \in AB$, pour chaque $a \in A$ désigne le fait que l'on répète, pour chaque $a \in A$, la règle $g, d \in AB \Rightarrow (g, a, d) \in AB$. C'est donc en réalité pas une règle, mais une famille de règles, une pour chaque élément a de A .

Remarque 2.5 Attention : un arbre binaire n'est pas un arbre ordonné dont tous les nœuds sont d'arité au plus 2.

Exemple 2.11 Par exemple, l'arbre binaire étiqueté



et l'arbre binaire étiqueté



ne sont pas les mêmes, car le premier correspond au mot $(((\emptyset, 3, \emptyset), 2, \emptyset), 1, \emptyset)$ et le second au mot $(\emptyset, 1, ((\emptyset, 3, \emptyset), 2, \emptyset))$. Pourtant si on considère ces arbres comme des arbres ordonnés, ce sont les mêmes.

Exercice 2.6 (corrigé page 212). Soit A un alphabet. On définit récursivement la suite d'ensemble $(AB_n)_{n \in \mathbb{N}}$ par

- $AB_0 = \{\emptyset\}$.
- $AB_{n+1} = AB_n \cup \{(a, g, d) \mid a \in A, g, d \in AB_n\}$

Montrer que $X = \bigcup_{n \in \mathbb{N}} AB_n$ correspond aussi à l'ensemble AB des arbres binaires étiquetés par l'ensemble A .

2.4.3 Expressions arithmétiques

On peut définir les expressions arithmétiques bien formées sur l'alphabet Σ_{exp} de l'exemple 1.1. Rappelons que l'on avait défini l'alphabet

$$\Sigma_{exp} = \{0, 1, 2, \dots, 9, +, -, *, /, (,)\}.$$

Commençons par définir ce qu'est un nombre écrit en base 10. A priori on écrit un entier en base 10 sans débiter par un 0 (sauf pour 0). Par exemple 000192 n'est pas autorisé. Par contre 192 est bien une écriture valide.

On obtient la définition inductive suivante.

Exemple 2.12 L'ensemble \mathcal{N} des nombres entiers non-nuls écrits en base 10 est la partie de Σ_{exp}^* , définie inductivement par

- (B) $a \in \mathcal{N}$ pour chaque $a \in \{1, 2, \dots, 9\}$;
 (I) $g \in \mathcal{N} \Rightarrow ga \in \mathcal{N}$, pour chaque $a \in \{0, 1, 2, \dots, 9\}$.

On peut ensuite définir les expressions arithmétiques de la façon suivante :

Exemple 2.13 *L'ensemble Arith des expressions arithmétiques est la partie de Σ_{exp}^* , définie inductivement par*

- (B) $0 \in Arith$;
 (B) $\mathcal{N} \subset Arith$;
 (I) $g, d \in Arith \Rightarrow g + d \in Arith$;
 (I) $g, d \in Arith \Rightarrow g * d \in Arith$;
 (I) $g, d \in Arith \Rightarrow g/d \in Arith$;
 (I) $g, d \in Arith \Rightarrow g - d \in Arith$;
 (I) $g \in Arith \Rightarrow (g) \in Arith$;

Ainsi, on a $(1 + 2 * 4 + 4 * (3 + 2)) \in Arith$ qui correspond bien à une expression valide. Par contre $+1 - /2$ n'est pas dans *Arith*.

2.4.4 Termes

Les termes sont des arbres ordonnés étiquetés particuliers. Ils jouent un rôle essentiel dans beaucoup de structures en informatique.

Soit $F = \{f_0, f_1, \dots, f_n, \dots\}$ un ensemble de symboles, appelés *symboles de fonctions*. A chaque symbole f est associé un entier $a(f) \in \mathbb{N}$, que l'on appelle *arité de f* et qui représente le nombre d'arguments du symbole de fonction f . On note F_i pour le sous-ensemble des symboles de fonctions d'arité i . Les symboles de fonctions d'arité 0 sont appelés des *constantes*.

Soit Σ l'alphabet $\Sigma = F \cup \{ (,), , \}$ constitué de F et de la parenthèse ouvrante, de la parenthèse fermante, et de la virgule.

Définition 2.2 (Termes sur F) *L'ensemble T des termes construit sur F est la partie de Σ^* définie inductivement par :*

- (B) $F_0 \subset T$
 (*c'est-à-dire : les constantes sont des termes*)
 (I) $t_1, t_2, \dots, t_n \in T \Rightarrow f(t_1, t_2, \dots, t_n) \in T$
 pour chaque entier n , pour chaque symbole $f \in F_n$ d'arité n .

Remarque 2.6 *Dans la définition plus haute, on parle bien de mots sur l'alphabet Σ : $f(t_1, t_2, \dots, t_n)$ désigne le mot dont la première lettre est f , la seconde $($, les suivantes celle de t_1 , etc.*

Exemple 2.14 *Par exemple, on peut fixer $F = \{0, 1, f, g\}$, avec 0 et 1 d'arité 0 (ce sont des constantes), f d'arité 2 et g d'arité 1.*

$f(0, g(1))$ est un terme sur F . $f(g(g(0)), f(1, 0))$ est un terme sur F . $f(1)$ n'est pas un terme sur F .

Les termes sur F correspondent à des arbres ordonnés étiquetés particuliers : les sommets sont étiquetés par les symboles de fonctions de F , et un sommet étiqueté par un symbole d'arité k possède exactement k fils.

2.5 Preuves par induction

On va devoir régulièrement prouver des propriétés sur les éléments d'un ensemble X défini inductivement. Cela s'avère possible en utilisant ce que l'on appelle la *preuve par induction*, parfois appelée *preuve par induction structurelle*, qui généralise le principe de la preuve par récurrence.

Théorème 2.3 (Preuve par induction) *Soit $X \subset E$ un ensemble défini inductivement à partir d'un ensemble de base B et de règles R . Soit \mathcal{P} un prédicat exprimant une propriété d'un élément $x \in E$: c'est-à-dire une propriété $\mathcal{P}(x)$ qui est soit vraie soit fausse en un élément $x \in E$.*

Si les conditions suivantes sont vérifiées :

- (B) $\mathcal{P}(x)$ est vérifiée pour chaque élément $x \in B$;
- (I) \mathcal{P} est héréditaire, c'est-à-dire stable par les règles de R : Formellement, pour chaque règle $r_i \in R$, pour chaque $x_1, \dots, x_{n_i} \in E$, $\mathcal{P}(x_1), \dots, \mathcal{P}(x_{n_i})$ vraies impliquent $\mathcal{P}(x)$ vraie en $x = r_i(x_1, \dots, x_{n_i})$.

Alors $\mathcal{P}(x)$ est vraie pour chaque élément $x \in X$.

Démonstration: On considère l'ensemble Y des éléments $x \in E$ qui vérifient le prédicat $\mathcal{P}(x)$. Y contient B par la propriété (B). Y est stable par les règles de R par propriété (I). L'ensemble X , qui est le plus petit ensemble contenant B et stable par les règles de R , est donc inclus dans Y . \square

Remarque 2.7 *La preuve par induction généralise bien la preuve par récurrence. En effet, \mathbb{N} se définit inductivement comme dans l'exemple 2.7. Une preuve par induction sur cette définition inductive de \mathbb{N} correspond à une preuve par récurrence, c'est-à-dire aux hypothèses du théorème 2.1.*

Exemple 2.15 *Pour prouver par induction que tous les mots du langage défini inductivement dans l'exemple 2.9 possèdent autant de a que de c , il suffit de constater que c'est vrai pour le mot réduit à une lettre b , qui possède 0 fois la lettre a et la lettre c , et que si cela est vrai pour le mot w alors le mot awc possède aussi le même nombre de fois la lettre a que la lettre c , à savoir exactement une fois de plus que dans w .*

Exercice 2.7 (corrigé page 212). *On considère le sous-ensemble ABS des arbres binaires stricts défini comme le sous-ensemble du langage AB (des arbres binaires étiquetés par A) défini inductivement par :*

- (B) $(\emptyset, a, \emptyset) \in ABS$, pour chaque $a \in A$.
- (I) $g, d \in ABS \Rightarrow (g, a, d) \in ABS$, pour chaque $a \in A$.

Montrer

- qu'un élément de ABS est toujours non-vide et sans sommet avec un seul fils non-vide.
- que dans un arbre binaire strict, le nombre de sommets n vérifie $n = 2f - 1$, où f est le nombre de feuilles.

Exercice 2.8. *Montrer que tout mot du langage de Dyck possède autant de parenthèses fermantes qu'ouvrantes.*

Exercice 2.9. *Montrer que toute expression arithmétique, c'est-à-dire tout mot du langage Arith, possède autant de parenthèses fermantes qu'ouvrantes.*

Exercice 2.10. *Un arbre binaire est dit équilibré si pour chaque sommet de l'arbre, la différence entre la hauteur de son sous-arbre droit et la hauteur de son sous-arbre gauche vaut soit -1 , 0 ou 1 (i.e. au plus un en valeur absolue).*

- *Donner une définition inductive de l'ensemble AVL des arbres binaires équilibrés.*
- *On définit la suite $(u_n)_{n \in \mathbb{N}}$ par $u_0 = 0$, $u_1 = 1$, et pour tout $n \geq 2$, $u_{n+2} = u_{n+1} + u_n + 1$.
Montrer que pour tout $x \in AVL$, $n \geq u_{h+1}$ où h et n sont respectivement la hauteur et le nombre de sommets d'un arbre.*

2.6 Dérivations

2.6.1 Écriture explicite des éléments : Second théorème du point fixe

Nous avons vu jusque-là plusieurs exemples d'ensembles X définis inductivement. L'existence de chaque ensemble X découle du théorème 2.2, et en fait de l'équation (2.1) utilisée dans la preuve de celui-ci.

On parle de *définition de X par le haut*, puisque l'équation (2.1) définit X à partir de sur-ensembles de celui-ci. Cela a clairement l'avantage de montrer facilement l'existence d'ensembles définis inductivement, ce que nous avons abondamment utilisé jusque-là.

Cependant, cela a le défaut de ne pas dire quels sont exactement les éléments des ensembles X obtenus.

Il est en fait aussi possible de définir chaque ensemble X défini inductivement par *le bas*. On obtient alors une définition explicite des éléments de X , avec en prime une façon de les obtenir explicitement.

C'est ce que dit le résultat suivant :

Théorème 2.4 (Définition explicite d'un ensemble défini inductivement) *Chaque ensemble X défini inductivement à partir de l'ensemble de base B et des règles R s'écrit aussi*

$$X = \bigcup_{n \in \mathbb{N}} X_n,$$

où $(X_n)_{n \in \mathbb{N}}$ est la famille de parties de E définie par récurrence par

- $X_0 = B$
- $X_{n+1} = X_n \cup \{r_i(x_1, \dots, x_{n_i}) \mid x_1, \dots, x_{n_i} \in X_n \text{ et } r_i \in R\}$.

Autrement dit, tout élément de X est obtenu en partant d'éléments de B et en appliquant un nombre fini de fois les règles de R pour obtenir des nouveaux éléments.

Démonstration: Il suffit de prouver que cet ensemble est le plus petit ensemble qui contient B et qu'il est stable par les règles de R .

D'une part, puisque $X_0 = B$, B est bien dans l'union des X_n . D'autre part, si l'on prend une règle $r_i \in R$, et des éléments x_1, \dots, x_{n_i} dans l'union des X_n , par définition chaque x_j est dans un X_{k_j} pour un entier k_j . Puisque les ensembles X_i sont croissants (i.e. $X_i \subset X_{i+k}$ pour tout k , ce qui se prouve facilement par récurrence sur k), tous les x_1, \dots, x_{n_i} sont dans X_{n_0} pour $n_0 = \max(k_1, \dots, k_{n_i})$. On obtient immédiatement que $r(x_1, \dots, x_{n_i})$ est dans X_{n_0+1} , ce qui prouve qu'il est bien dans l'union des X_n .

Enfin, c'est le plus petit ensemble, car tout ensemble qui contient B et qui est stable par les règles de R doit contenir chacun des X_n . Cela se prouve par récurrence sur n . C'est vrai au rang $n = 0$, car un tel ensemble doit contenir X_0 puisqu'il contient B . Supposons l'hypothèse au rang n , c'est-à-dire X contient X_n . Puisque les éléments de X_{n+1} sont obtenus à partir d'éléments de $X_n \subset X$ en appliquant une règle $r_i \in R$, X contient chacun de ces éléments. \square

2.6.2 Arbres de dérivation

La définition *par le bas* de X du théorème précédent invite à chercher à garder la trace de comment chaque élément est obtenu, en partant de X et en appliquant les règles de R .

Exemple 2.16 *Le mot $1+2+3$ correspond à une expression arithmétique. En voici une preuve.*

$$\frac{\frac{1 \in \mathcal{N} \quad 2 \in \mathcal{N}}{1 + 2 \in \text{Arith}} \quad 3 \in \text{Arith}}{1 + 2 + 3 \in \text{Arith}}$$

Ce n'est pas la seule possible. En effet, on peut aussi écrire

$$\frac{1 \in \text{Arith} \quad \frac{2 \in \mathcal{N} \quad 3 \in \mathcal{N}}{2 + 3 \in \text{Arith}}}{1 + 2 + 3 \in \text{Arith}}$$

Pour coder chaque trace, la notion naturelle qui apparaît est celle de terme, sur un ensemble de symboles F bien choisi : on considère que chaque élément b de la base B est un symbole d'arité 0. A chaque règle $r_i \in R$ on associe un symbole d'arité n_i . Un terme t sur cet ensemble de symboles est appelé une *dérivation*.

A chaque dérivation t est associé un élément $h(t)$ comme on s'y attend : si t est d'arité 0, on lui associe l'élément b de B correspondant. Sinon, t est de la forme $r_i(t_1, \dots, t_{n_i})$, pour une règle $r_i \in R$ et pour des termes t_1, \dots, t_{n_i} , et on associe à t le résultat de la règle r_i appliquée aux éléments $h(t_1), \dots, h(t_{n_i})$.

Exemple 2.17 *Pour les expressions arithmétiques, notons par le symbole $+$ d'arité 2, la règle $g, d \in \text{Arith} \Rightarrow g + d \in \text{Arith}$;*

La première preuve de l'exemple 2.16 correspond à la dérivation $+(+(1, 2), 3)$. La seconde à la dérivation $+(1, +(2, 3))$. L'image par la fonction h de ces dérivations est le mot $1 + 2 + 3$.

On peut alors reformuler le théorème précédent de la façon suivante.

Proposition 2.1 Soit un ensemble X défini inductivement à partir de l'ensemble de base B et des règles de R . Soit D l'ensemble des dérivations correspondant à B et à R . Alors

$$X = \{h(t) | t \in D\}.$$

Autrement dit, X est précisément l'ensemble des éléments de E qui possèdent une dérivation.

On voit dans l'exemple précédent, qu'un élément de X peut à priori avoir plusieurs dérivations.

Définition 2.3 On dit qu'une définition inductive de X est non ambiguë si la fonction h précédente est injective.

Intuitivement, cela signifie qu'il n'existe qu'une unique façon de construire chaque élément de X .

Exemple 2.18 La définition suivante de \mathbb{N}^2 est ambiguë.

- (B) $(0, 0) \in \mathbb{N}^2$;
- (I) $(n, m) \in \mathbb{N}^2 \Rightarrow (n + 1, m) \in \mathbb{N}^2$;
- (I) $(n, m) \in \mathbb{N}^2 \Rightarrow (n, m + 1) \in \mathbb{N}^2$.

En effet, on peut par exemple obtenir $(1, 1)$ en partant de $(0, 0)$ et en appliquant la deuxième puis la troisième règle, mais aussi en appliquant la troisième règle puis la deuxième règle.

Exemple 2.19 La définition de Arith de l'exemple 2.13 est ambiguë puisque $1 + 2 + 3$ possède plusieurs dérivations.

Exemple 2.20 Ce problème est intrinsèque aux expressions arithmétiques, puisque lorsqu'on écrit $1 + 2 + 3$, on ne précise pas dans l'écriture si l'on veut parler du résultat de l'addition de 1 à $2 + 3$ ou de 3 à $1 + 2$, l'idée étant que puisque l'addition est associative, cela n'est pas important.

Exemple 2.21 Pour éviter ce problème potentiel, définissons l'ensemble $Arith'$ des expressions arithmétiques parenthésées comme la partie de Σ_{exp}^* , définie inductivement par

- (B) $0 \in Arith'$;
- (B) $\mathcal{N} \subset Arith'$;
- (I) $g, d \in Arith' \Rightarrow (g + d) \in Arith'$;
- (I) $g, d \in Arith' \Rightarrow (g * d) \in Arith'$;
- (I) $g, d \in Arith' \Rightarrow (g/d) \in Arith'$;
- (I) $g, d \in Arith' \Rightarrow (g - d) \in Arith'$;
- (I) $g \in Arith' \Rightarrow (g) \in Arith'$;

Cette fois, $1 + 2 + 3$ n'est pas un mot de $Arith'$. Par contre, $(1 + (2 + 3)) \in Arith'$ et $((1 + 2) + 3) \in Arith'$.

L'intérêt de cette écriture est que l'on a cette fois des règles non-ambiguës.

2.7 Fonctions définies inductivement

Nous aurons parfois besoin de définir des fonctions sur des ensembles X définis inductivement. Cela peut se faire facilement lorsque X admet une définition non ambiguë.

Théorème 2.5 (Fonction définie inductivement) *Soit $X \subset E$ un ensemble défini inductivement de façon non ambiguë à partir de l'ensemble de base B et des règles R . Soit Y un ensemble.*

Pour qu'une application f de X dans Y soit parfaitement définie, il suffit de se donner :

- (B) la valeur de $f(x)$ pour chacun des éléments $x \in B$;
- (I) pour chaque règle $r_i \in R$, la valeur de $f(x)$ pour $x = r_i(x_1, \dots, x_{n_i})$ en fonction de la valeur x_1, \dots, x_{n_i} , $f(x_1), \dots$, et $f(x_{n_i})$.

Autrement dit, informellement, si l'on sait "programmer récursivement", c'est-à-dire "décrire de façon récursive la fonction", alors la fonction est parfaitement définie sur l'ensemble inductif X .

Démonstration: On entend par l'énoncé, qu'il existe alors une unique application f de X dans Y qui satisfait ces contraintes. Il suffit de prouver que pour chaque $x \in X$, la valeur de f en x est définie de façon unique. Cela se prouve facilement par induction : c'est vrai pour les éléments $x \in B$. Si cela est vrai en x_1, \dots, x_{n_i} , cela est vrai en $x = r_i(x_1, \dots, x_{n_i})$: la définition de X étant non ambiguë, x ne peut être obtenu que par la règle r_i à partir de x_1, \dots, x_{n_i} . Sa valeur est donc parfaitement définie par la contrainte pour la règle r_i . \square

Exemple 2.22 *La fonction factorielle $Fact$ de \mathbb{N} dans \mathbb{N} se définit inductivement par*

- (B) $Fact(0) = 1$;
- (I) $Fact(n + 1) = (n + 1) * Fact(n)$.

Exemple 2.23 *La hauteur h d'un arbre binaire étiqueté se définit inductivement par*

- (B) $h(\emptyset) = 0$;
- (I) $h((g, a, d)) = 1 + \max(h(g), h(d))$.

Exemple 2.24 *La valeur v d'une expression arithmétique de $Arith'$ se définit inductivement par (v est une fonction qui va des mots vers les rationnels)*

- (B) $v(0) = 0$;
- (B) $v(x) = h(x)$ pour $x \in \mathcal{N}$;
- (I) $v((g + d)) = v(g) + v(d)$;
- (I) $v((g * d)) = v(g) * v(d)$;
- (I) $v((g/d)) = v(g)/v(d)$, si $v(d) \neq 0$;
- (I) $v((g - d)) = v(g) - v(d)$;
- (I) $v((g)) = v(g)$;

où h est la fonction qui à un mot de \mathcal{N} associe sa valeur en tant que rationnel : h se définit inductivement par

- (B) $h(a) = a$ pour chaque $a \in \{1, 2, \dots, 9\}$;
- (I) $h(ga) = 10 * h(g) + a$ pour chaque $a \in \{0, 1, 2, \dots, 9\}$.

On observera que ces définitions ne sont essentiellement que la traduction de comment on peut les programmer de façon récursive. L'utilisation d'une définition non-ambigüe évitant toute ambiguïté sur l'évaluation.

Remarque 2.8 *Pour les expressions arithmétiques, $1+2*3 \in \text{Arith}$ est aussi ambiguë à priori. Un évaluateur qui prendrait en entrée un mot de Arith devrait aussi gérer les priorités, et comprendre que $1 + 2 * 3$ n'est pas le résultat de la multiplication de $1 + 2$ par 3 . En utilisant la définition de Arith^1 , on évite complètement aussi cette difficulté, puisque les expressions codent explicitement comment les évaluer, et une définition inductive devient possible. A priori, la valeur d'une expression de Arith ne se définit pas aussi simplement inductivement, ne serait-ce qu'en raison du problème que la valeur de $x + y * z$ ne s'obtient pas directement à partir de celle de $x + y$ et de z uniquement.*

2.8 Notes bibliographiques

Lectures conseillées Pour aller plus loin sur les notions évoquées dans ce chapitre, nous suggérons la lecture de [Arnold and Guessarian, 2005]. Pour une présentation plus générale des définitions inductives et des théorèmes de points fixes, nous suggérons la lecture de [Dowek, 2008].

Bibliographie Ce chapitre a été rédigé grâce à l'ouvrage [Dowek, 2008] et à l'ouvrage [Arnold and Guessarian, 2005].

Chapitre 3

Calcul propositionnel

La *logique propositionnelle* permet essentiellement de discuter des connecteurs grammaticaux comme la négation, la conjonction et la disjonction, en composant des propositions à partir de propositions données. Ces connecteurs sont parfois appelés *aristotéliens*, car ils ont été mis en évidence par Aristote.

Le *calcul propositionnel* permet essentiellement de parler de *fonctions booléennes*, c'est-à-dire de fonctions de $\{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}$. En effet, les variables, c'est-à-dire *les propositions*, ne peuvent prendre que deux valeurs, *vrai* ou *faux*.

Le calcul propositionnel tient une grande place en informatique : ne serait-ce parce que nos ordinateurs actuels sont digitaux, et travaillent en binaire. Ce qui fait que nos processeurs sont essentiellement constitués de portes binaires du type de celles que l'on va étudier dans ce chapitre.

D'un point de vue expressivité logique, le calcul propositionnel reste très limité : par exemple, on ne peut pas écrire en calcul propositionnel l'existence d'un objet ayant une propriété donnée. Le calcul des prédicats, plus général, que nous étudierons dans le chapitre 5, permet lui d'exprimer des propriétés d'objets et des relations entre objets, et plus généralement de formaliser le raisonnement mathématique.

Puisque le calcul propositionnel forme toutefois la base commune de nombreux systèmes logiques, et nous allons nous y attarder dans ce chapitre.

3.1 Syntaxe

Pour définir formellement et proprement ce langage, nous devons distinguer la syntaxe de la sémantique : la syntaxe décrit comment on écrit les formules. La sémantique décrit leur sens.

Fixons un ensemble fini ou dénombrable $\mathcal{P} = \{p_0, p_1, \dots\}$ de symboles que l'on appelle *variables propositionnelles*.

Définition 3.1 (Formules propositionnelles) *L'ensemble des formules propositionnelles \mathcal{F} sur \mathcal{P} est le langage sur l'alphabet $\mathcal{P} \cup \{\neg, \wedge, \vee, \Rightarrow, \Leftrightarrow, (,)\}$ défini inductivement par les règles suivantes :*

- (B) il contient \mathcal{P} : toute variable propositionnelle est une formule propositionnelle ;
- (I) si $F \in \mathcal{F}$ alors $\neg F \in \mathcal{F}$;
- (I) si $F, G \in \mathcal{F}$ alors $(F \wedge G) \in \mathcal{F}$, $(F \vee G) \in \mathcal{F}$, $(F \Rightarrow G) \in \mathcal{F}$, et $(F \Leftrightarrow G) \in \mathcal{F}$.

Il s'agit d'une définition inductive qui est légitime par les considérations du chapitre précédent. Il s'agit d'une définition inductive non ambiguë : on peut reformuler ce fait par la proposition suivante, parfois appelé *théorème de lecture unique*.

Remarque 3.1 *La non-ambiguïté vient essentiellement des parenthèses explicites. On utilise ici l'astuce utilisée dans le chapitre précédent qui considérait Arith' plutôt que Arith pour permettre d'écrire des expressions sans aucune ambiguïté de lecture.*

Proposition 3.1 (Décomposition / Lecture unique) *Soit F une formule propositionnelle. Alors F est d'une, et exactement d'une, des formes suivantes*

1. une variable propositionnelle $p \in \mathcal{P}$;
2. $\neg G$, où G est une formule propositionnelle ;
3. $(G \wedge H)$ où G et H sont des formules propositionnelles ;
4. $(G \vee H)$ où G et H sont des formules propositionnelles ;
5. $(G \Rightarrow H)$ où G et H sont des formules propositionnelles ;
6. $(G \Leftrightarrow H)$ où G et H sont des formules propositionnelles.

De plus dans les cas 2., 3., 4., 5. et 6., il y a unicité de la formule G et de la formule H avec ces propriétés.

Le fait qu'une formule se décompose toujours dans un des 6 cas plus hauts est facile à établir inductivement. L'unicité de la décomposition découle de l'exercice suivant :

Exercice 3.1. *Montrer que la définition inductive précédente est non-ambiguë, c'est-à-dire que G et H sont uniquement définis dans chacun des cas plus haut.*

On pourra procéder de la façon suivante.

- *Montrer que dans toute formule F le nombre de parenthèses ouvrantes est égal au nombre de parenthèses fermantes.*
- *Montrer que dans tout mot M préfixe de F , on a $o(M) \geq f(M)$, où $o(M)$ est le nombre de parenthèses ouvrantes, et $f(M)$ le nombre de parenthèses fermantes.*
- *Montrer que pour toute formule F dont le premier symbole est une parenthèse ouvrante, et pour tout mot M préfixe propre de F , on a $o(M) > f(M)$.*
- *Montrer que tout mot M préfixe propre de F n'est pas une formule.*
- *En déduire le résultat.*

On appelle *sous-formule* de F une formule qui apparaît dans la décomposition récursive de F .

| p | $\neg p$ | q | $p \vee q$ | $p \wedge q$ | $p \Rightarrow q$ | $p \Leftrightarrow q$ |
|-----|----------|-----|------------|--------------|-------------------|-----------------------|
| 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 1 |
| 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 |
| 0 | 1 | 1 | 1 | 0 | 1 | 0 |
| 1 | 0 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 |

FIGURE 3.1 – Tableau de vérité.

3.2 Sémantique

Nous allons maintenant définir la *sémantique* d'une formule propositionnelle, c'est-à-dire le sens qu'on lui donne.

La *valeur de vérité* d'une formule se définit comme l'interprétation de cette formule, une fois que l'on s'est fixé la valeur de vérité des variables propositionnelles : le principe est d'interpréter les symboles \neg , \vee , \wedge , \Rightarrow , \Leftrightarrow par la négation logique, le *ou* logique (appelé aussi disjonction), le *et* logique (appelé aussi conjonction), l'implication et la double implication (aussi appelée équivalence) logique.

Formellement,

Définition 3.2 (Valuation) Une valuation est une distribution de valeurs de vérité aux variables propositionnelles, c'est-à-dire une fonction de \mathcal{P} vers $\{0, 1\}$.

Dans tout ce qui suit, 0 représente faux, et 1 représente vrai.

On représente souvent les conditions de la définition suivante sous la forme d'un *tableau de vérité* : voir la figure 3.1.

Proposition 3.2 Soit v une valuation.

Par le théorème 2.5, il existe une unique fonction \bar{v} définie sur tout \mathcal{F} qui vérifie les conditions suivantes

- (B) \bar{v} étend v : pour toute variable propositionnelle $p \in \mathcal{P}$, $\bar{v}(p) = v(p)$;
- (I) la négation s'interprète par la négation logique :
si F est de la forme $\neg G$, alors $\bar{v}(F) = 1$ ssi $\bar{v}(G) = 0$;
- (I) \wedge s'interprète comme le *et* logique :
si F est de la forme $G \wedge H$, alors $\bar{v}(F) = 1$ ssi $\bar{v}(G) = 1$ et $\bar{v}(H) = 1$;
- (I) \vee s'interprète comme le *ou* logique :
si F est de la forme $G \vee H$, alors $\bar{v}(F) = 1$ ssi $\bar{v}(G) = 1$ ou $\bar{v}(H) = 1$;
- (I) \Rightarrow s'interprète comme l'implication logique :
si F est de la forme $G \Rightarrow H$, alors $\bar{v}(F) = 1$ ssi $\bar{v}(H) = 1$ ou $\bar{v}(G) = 0$;
- (I) \Leftrightarrow s'interprète comme l'équivalence logique :
si F est de la forme $G \Leftrightarrow H$, alors $\bar{v}(F) = 1$ ssi $\bar{v}(G) = \bar{v}(H)$.

On écrit $v \models F$ pour $\bar{v}(F) = 1$, et on dit que v est un *modèle* de F , ou que v satisfait F . On note $v \not\models F$ dans le cas contraire. La valeur de $\bar{v}(F)$ pour la valuation v est appelée la *valeur de vérité* de F sur v .

3.3 Tautologies, formules équivalentes

On souhaite classer les formules selon leur interprétation. Une classe particulière de formules est celles qui sont toujours vraies que l'on appelle les *tautologies*.

Définition 3.3 (Tautologie) Une tautologie est une formule F qui est satisfaite par toute valuation. On note dans ce cas $\models F$.

Définition 3.4 (Equivalence) Deux formules F et G sont dites équivalentes si pour toute valuation v , $\bar{v}(F) = \bar{v}(G)$. On écrit dans ce cas $F \equiv G$.

Exemple 3.1 La formule $p \vee \neg p$ est une tautologie. Les formules p et $\neg\neg p$ sont équivalentes.

Remarque 3.2 Il est important de bien comprendre que \equiv est un symbole que l'on utilise pour écrire une relation entre deux formules, mais que $F \equiv G$ n'est pas une formule propositionnelle.

Exercice 3.2. Montrer que \equiv est une relation d'équivalence sur les formules.

3.4 Quelques faits élémentaires

Exercice 3.3. Montrer que pour toutes formules F et G , les formules suivantes sont des tautologies :

$$\begin{aligned} (F \Rightarrow F), \\ (F \Rightarrow (G \Rightarrow F)), \\ (F \Rightarrow (G \Rightarrow H)) \Rightarrow ((F \Rightarrow G) \Rightarrow (F \Rightarrow H)). \end{aligned}$$

Exercice 3.4. [Idempotence] Montrer que pour toute formule F on a les équivalences :

$$\begin{aligned} (F \vee F) &\equiv F, \\ (F \wedge F) &\equiv F. \end{aligned}$$

Exercice 3.5. [Associativité] Montrer que pour toutes formules F, G, H on a les équivalences :

$$\begin{aligned} (F \wedge (G \wedge H)) &\equiv ((F \wedge G) \wedge H), \\ (F \vee (G \vee H)) &\equiv ((F \vee G) \vee H). \end{aligned}$$

En raison de l'associativité, on note souvent $F_1 \vee F_2 \vee \dots \vee F_k$ pour $((F_1 \vee F_2) \vee F_3) \dots \vee F_k$, et $F_1 \wedge F_2 \wedge \dots \wedge F_k$ pour $((F_1 \wedge F_2) \wedge F_3) \dots \wedge F_k$.

Remarque 3.3 *Exactement comme on le fait avec les expressions arithmétiques : on écrit $1 + 2 + 3$ pour $((1 + 2) + 3)$ comme pour $(1 + (2 + 3))$. Voir toutes les discussions sur *Arith* et *Arith'* dans le chapitre précédent.*

Exercice 3.6. *[Commutativité] Montrer que pour toutes formules F et G on a les équivalences :*

$$(F \wedge G) \equiv (G \wedge F),$$

$$(F \vee G) \equiv (G \vee F).$$

Exercice 3.7. *[Distributivité] Montrer que pour toutes formules F , G , H on a les équivalences :*

$$(F \wedge (G \vee H)) \equiv ((F \wedge G) \vee (F \wedge H)),$$

$$(F \vee (G \wedge H)) \equiv ((F \vee G) \wedge (F \vee H)).$$

Exercice 3.8. *[Lois de Morgan] Montrer que pour toutes formules F et G on a les équivalences :*

$$\neg(F \wedge G) \equiv (\neg F \vee \neg G),$$

$$\neg(F \vee G) \equiv (\neg F \wedge \neg G).$$

Exercice 3.9. *[Absorption] Montrer que pour toutes formules F et G on a les équivalences :*

$$(F \wedge (F \vee G)) \equiv F,$$

$$(F \vee (F \wedge G)) \equiv F.$$

3.5 Remplacements d'une formule par une autre équivalente

Nous connaissons maintenant quelques équivalences entre formules, mais nous allons maintenant nous convaincre qu'on peut utiliser ces équivalences de façon compositionnelle : si l'on remplace dans une formule une sous-formule par une formule équivalente, alors on obtient une formule équivalente.

3.5.1 Une remarque simple

Observons tout d'abord que la valeur de vérité d'une formule ne dépend que des variables propositionnelles présentes dans la formule : lorsque F est une formule, on notera $F(p_1, \dots, p_n)$ pour dire que la formule F s'écrit avec les variables propositionnelles p_1, \dots, p_n seulement.

Proposition 3.3 *Soit $F(p_1, \dots, p_n)$ une formule. Soit v une valuation. La valeur de vérité de F sur v ne dépend que de la valeur de v sur $\{p_1, p_2, \dots, p_n\}$.*

Démonstration: La propriété s'établit facilement par induction structurelle. \square

3.5.2 Substitutions

Il nous faut définir ce que signifie remplacer p par G dans une formule F , noté $F(G/p)$.

Cela donne la définition un peu pédante qui suit, mais nous devons en passer par là :

Définition 3.5 (Substitution de p par G dans F) *La formule $F(G/p)$ est définie par induction sur la formule F :*

- (B) *Si F est la variable propositionnelle p , alors $F(G/p)$ est la formule G ;*
- (B) *Si F est une variable propositionnelle q , avec $q \neq p$, alors $F(G/p)$ est la formule F ;*
- (I) *Si F est de la forme $\neg H$, alors $F(G/p)$ est la formule $\neg H(G/p)$;*
- (I) *Si F est de la forme $(F_1 \vee F_2)$, alors $F(G/p)$ est la formule $(F_1(G/p) \vee F_2(G/p))$;*
- (I) *Si F est de la forme $(F_1 \wedge F_2)$, alors $F(G/p)$ est la formule $(F_1(G/p) \wedge F_2(G/p))$;*
- (I) *Si F est de la forme $(F_1 \Rightarrow F_2)$, alors $F(G/p)$ est la formule $(F_1(G/p) \Rightarrow F_2(G/p))$;*
- (I) *Si F est de la forme $(F_1 \Leftrightarrow F_2)$, alors $F(G/p)$ est la formule $(F_1(G/p) \Leftrightarrow F_2(G/p))$.*

3.5.3 Compositionnalité de l'équivalence

On obtient le résultat promis : si l'on remplace dans une formule une sous-formule par une formule équivalente, on obtient une formule équivalente.

Proposition 3.4 *Soient F, F', G et G' des formules. Soit p une variable propositionnelle.*

- *Si F est une tautologie, alors $F(G/p)$ aussi.*
- *Si $F \equiv F'$, alors $F(G/p) \equiv F'(G/p)$.*
- *Si $G \equiv G'$ alors $F(G/p) \equiv F(G'/p)$.*

Exercice 3.10. *Prouver le résultat par induction structurelle.*

3.6 Système complet de connecteurs

Proposition 3.5 *Toute formule propositionnelle est équivalente à une formule qui est construite uniquement avec les connecteurs \neg et \wedge .*

Démonstration: Cela résulte d'une preuve par induction sur la formule. C'est vrai pour les formules qui correspondent à des variables propositionnelles. Supposons la propriété vraie pour les formules G et H , c'est-à-dire supposons que G (respectivement H) est équivalente à une formule G' (respectivement H') construite uniquement avec les connecteurs \neg et \wedge .

Si F est de la forme $\neg G$, alors F est équivalente à $\neg G'$ et l'hypothèse d'induction est préservée.

Si F est de la forme $(G \wedge H)$, alors F est équivalente à $(G' \wedge H')$ et la propriété d'induction est préservée.

Si F est de la forme $(G \vee H)$, en utilisant la deuxième loi de Morgan et le fait que $K \equiv \neg\neg K$ pour éliminer les doubles négations, on obtient que $F \equiv \neg(\neg G' \wedge \neg H')$ qui est bien construite en utilisant uniquement les connecteurs \neg et \wedge .

Si F est de la forme $(G \Rightarrow H)$, alors F est équivalente à $(\neg G' \vee H')$ qui est équivalente à une formule construite uniquement avec les connecteurs \neg et \wedge par les cas précédents.

Si F est de la forme $(G \Leftrightarrow H)$, alors F est équivalente à $(G' \Rightarrow H') \wedge (H' \Rightarrow G')$ qui est équivalente à une formule construite uniquement avec les connecteurs \neg et \wedge par les cas précédents. \square

Un ensemble de connecteurs qui a la propriété plus haut pour $\{\neg, \wedge\}$ est appelé un *système complet de connecteurs*.

Exercice 3.11. *Montrer que $\{\neg, \vee\}$ est aussi un système complet de connecteurs.*

Exercice 3.12. *Donner un connecteur logique binaire tel qu'à lui seul il constitue un système complet de connecteurs.*

3.7 Complétude fonctionnelle

Supposons $\mathcal{P} = \{p_1, p_2, \dots, p_n\}$ fini. Soit V l'ensemble des valuations sur \mathcal{P} . Puisqu'une valuation est une fonction de $\{1, 2, \dots, n\}$ dans $\{0, 1\}$, V contient 2^n éléments.

Chaque formule F sur \mathcal{P} peut être vue comme une fonction de V dans $\{0, 1\}$, que l'on appelle *valeur de vérité de F* : cette fonction est la fonction qui à une valuation v associe la valeur de vérité de la formule sur cette valuation.

Il y a 2^{2^n} fonctions de V dans $\{0, 1\}$. La question qui se pose est de savoir si toutes les fonctions peuvent s'écrire comme des formules. La réponse est positive :

Théorème 3.1 (Complétude fonctionnelle) *Supposons $\mathcal{P} = \{p_1, p_2, \dots, p_n\}$ fini. Soit V l'ensemble des valuations sur \mathcal{P} . Toute fonction f de V dans $\{0, 1\}$ est la valeur de vérité d'une formule F sur \mathcal{P} .*

Démonstration: La preuve se fait par récurrence sur le nombre de variables propositionnelles n .

Pour $n = 1$, il y a quatre fonctions de $\{0, 1\}^1$ dans $\{0, 1\}$, qui se représentent par les formules $p, \neg p, p \vee \neg p, p \wedge \neg p$.

Supposons la propriété vraie pour $n - 1$ variables propositionnelles. Considérons $\mathcal{P} = \{p_1, \dots, p_n\}$ et soit f une fonction de $\{0, 1\}^n$ dans $\{0, 1\}$. Chaque valuation v' sur $\{p_1, p_2, \dots, p_{n-1}\}$ peut se voir comme la restriction d'une valuation sur $\{p_1, \dots, p_n\}$. Soit f_0 (respectivement f_1) la restriction de f à la valuation v telle que $v(p_n) = 0$ (resp. $v(p_n) = 1$). Les fonctions f_0 et f_1 sont des fonctions définies des valuations sur $\{p_1, \dots, p_{n-1}\}$ dans $\{0, 1\}$ et se représentent par des formules $G(p_1, \dots, p_{n-1})$ et $H(p_1, \dots, p_{n-1})$ respectivement par hypothèse de récurrence. La fonction f peut alors se représenter par la formule

$$(\neg p_n \wedge G(p_1, \dots, p_{n-1})) \vee (p_n \wedge H(p_1, \dots, p_{n-1}))$$

ce qui prouve l'hypothèse de récurrence au rang n . □

Remarque 3.4 Notre lecteur assidu aura remarqué que la proposition 3.5 peut aussi se voir comme la conséquence de cette preuve.

3.8 Formes normales

3.8.1 Formes normales conjonctives et disjonctives

On cherche souvent à ramener les formules sous une forme équivalente la plus simple possible.

Définition 3.6 Un littéral est une variable propositionnelle ou sa négation, i.e. de la forme p , ou $\neg p$, pour $p \in \mathcal{P}$.

Définition 3.7 Une forme normale disjonctive est une disjonction $F_1 \vee F_2 \cdots \vee F_k$ de k formules, $k \geq 1$ où chaque formule F_i , $1 \leq i \leq k$ est une conjonction $G_1 \wedge G_2 \cdots \wedge G_\ell$ de ℓ littéraux (ℓ pouvant dépendre de i).

Exemple 3.2 Les formules suivantes sont des formes normales disjonctives

$$((p \wedge q) \vee (\neg p \wedge \neg q))$$

$$((p \wedge q \wedge \neg r) \vee (q \wedge \neg p))$$

$$(p \wedge \neg q)$$

Définition 3.8 Une forme normale conjonctive est une conjonction $F_1 \wedge F_2 \cdots \wedge F_k$ de k formules, $k \geq 1$ où chaque formule F_i , $1 \leq i \leq k$ est une disjonction $G_1 \vee G_2 \cdots \vee G_\ell$ de ℓ littéraux (ℓ pouvant dépendre de i).

Exemple 3.3 *Les formules suivantes sont des formes normales conjonctives*

$$\begin{aligned} & (\neg p \vee q) \wedge (p \vee \neg q) \\ & (\neg p \vee q) \wedge \neg r \\ & (\neg p \vee q) \end{aligned}$$

Théorème 3.2 *Toute formule sur un nombre fini de variables propositionnelles est équivalente à une formule en forme normale conjonctive.*

Théorème 3.3 *Toute formule sur un nombre fini de variables propositionnelles est équivalente à une formule en forme normale disjonctive.*

Démonstration: Ces deux théorèmes se prouvent par récurrence sur le nombre n de variables propositionnelles.

Dans le cas où $n = 1$, on a déjà considéré dans la preuve précédente des formules qui couvrent tous les cas possibles et qui sont en fait à la fois en forme normale conjonctive et disjonctive.

On suppose la propriété vraie pour $n - 1$ variables propositionnelles. Soit f la fonction valeur de vérité associée à la formule $F(p_1, \dots, p_n)$. Comme dans la dernière preuve, on peut construire une formule qui représente f , en écrivant une formule de la forme

$$(\neg p_n \wedge G(p_1, \dots, p_{n-1})) \vee (p_n \wedge H(p_1, \dots, p_{n-1})).$$

Par hypothèse de récurrence, G et H sont équivalentes à des formules en forme normale disjonctive

$$\begin{aligned} G & \equiv (G_1 \vee G_2 \vee \dots \vee G_k) \\ H & \equiv (H_1 \vee H_2 \vee \dots \vee H_\ell) \end{aligned}$$

On peut alors écrire

$$(\neg p_n \wedge G) \equiv (\neg p_n \wedge G_1) \vee (\neg p_n \wedge G_2) \vee \dots \vee (\neg p_n \wedge G_k)$$

qui est en forme normale disjonctive et

$$(p_n \wedge H) \equiv (p_n \wedge H_1) \vee (p_n \wedge H_2) \vee \dots \vee (p_n \wedge H_\ell)$$

qui est aussi en forme normale disjonctive. La fonction f est donc représentée par la disjonction de ces deux formules, et donc par une formule en forme normale disjonctive.

Si l'on veut obtenir F en forme normale conjonctive, alors l'hypothèse d'induction produit deux formes normales conjonctives G et H . L'équivalence que l'on utilise est alors

$$F \equiv ((\neg p_n \vee H) \wedge (p_n \vee G)).$$

□

Remarque 3.5 *Notre lecteur assidu aura remarqué que le théorème précédent, comme la proposition 3.5 peuvent aussi se voir comme la conséquence de cette preuve.*

3.8.2 Méthodes de transformation

En pratique, il existe deux méthodes pour déterminer une forme normale disjunctive, ou conjonctive équivalente à une formule donnée. La première méthode consiste à transformer la formule par équivalences successives à l'aide des règles suivantes appliquées dans cet ordre :

1. élimination des connecteurs \Rightarrow par

$$(F \Rightarrow G) \equiv (\neg F \vee G)$$

2. entrée des négations le plus à l'intérieur possible :

$$\neg(F \wedge G) \equiv (\neg F \vee \neg G)$$

$$\neg(F \vee G) \equiv (\neg F \wedge \neg G)$$

3. distributivité de \vee et \wedge l'un par rapport à l'autre

$$F \wedge (G \vee H) \equiv ((F \wedge H) \vee (F \wedge H))$$

$$F \vee (G \wedge H) \equiv ((F \vee H) \wedge (F \vee H))$$

Exemple 3.4 Mettre la formule $\neg(p \Rightarrow (q \Rightarrow r)) \vee (r \Rightarrow q)$ sous forme normale disjunctive et conjonctive.

On utilise les équivalences successives

$$\neg(\neg p \vee (\neg q \vee r)) \vee (\neg r \vee q)$$

$$(p \wedge \neg(\neg q \vee r)) \vee (\neg r \vee q)$$

$$(p \wedge q \wedge \neg r) \vee (\neg r \vee q)$$

qui est une forme normale disjunctive.

$$(p \wedge q \wedge \neg r) \vee (\neg r \vee q)$$

$$(p \wedge \neg r \vee q) \wedge (\neg r \vee q)$$

L'autre méthode consiste à déterminer les valuations v telles que $\bar{v}(F) = 1$, et à écrire une disjonction de conjonction, chaque conjonction correspondant à une valuation pour laquelle $\bar{v}(F) = 1$.

La détermination d'une forme normale conjonctive suit le même principe, en échangeant les valuations donnant la valeur 1 avec celles donnant la valeur 0, et en échangeant conjonction et disjonction.

Exercice 3.13. Montrer que la forme normale conjonctive et disjunctive d'une formule peut être exponentiellement plus longue que la taille de la formule. La taille d'une formule est définie comme la longueur de la formule vue comme un mot.

3.9 Théorème de compacité

3.9.1 Satisfaction d'un ensemble de formules

On se donne cette fois un ensemble Σ de formules. On cherche à savoir quand est-ce qu'on peut satisfaire toutes les formules de Σ .

Commençons par fixer la terminologie.

Définition 3.9 Soit Σ un ensemble de formules.

- Une valuation satisfait Σ si elle satisfait chaque formule de Σ . On dit aussi dans ce cas que cette valuation est un modèle de Σ .
- Σ est dit consistant (on dit aussi satisfiable) s'il possède un modèle. En d'autres termes, s'il existe une valuation qui satisfait Σ .
- Σ est dit inconsistant, ou contradictoire, dans le cas contraire.

Définition 3.10 (Conséquence) Soit F une formule. La formule F est dite une conséquence de Σ si tout modèle de Σ est un modèle de F . On note alors $\Sigma \models F$.

Exemple 3.5 La formule q est une conséquence de l'ensemble de formules $\{p, p \Rightarrow q\}$. L'ensemble de formules $\{p, p \Rightarrow q, \neg q\}$ est inconsistant.

On peut déjà se convaincre du résultat suivant, qui relève d'un jeu sur les définitions.

Proposition 3.6 Toute formule F est une conséquence d'un ensemble Σ de formules si et seulement si $\Sigma \cup \{\neg F\}$ est inconsistant.

Démonstration: Si toute valuation qui satisfait Σ satisfait F , alors il n'y a pas de valuation qui satisfait $\Sigma \cup \{\neg F\}$. Réciproquement, par l'absurde : s'il y a une valuation qui satisfait Σ et qui ne satisfait pas F , alors cette valuation satisfait Σ et $\neg F$. \square

Exercice 3.14. Montrer que pour toutes formules F et F' , $\{F\} \models F'$ si et seulement si $F \Rightarrow F'$ est une tautologie.

Plus fondamentalement, on a le résultat surprenant et fondamental suivant.

Théorème 3.4 (Théorème de compacité (1ière version)) Soit Σ un ensemble de formules construites sur un ensemble dénombrable \mathcal{P} de variables propositionnelles.

Alors Σ est consistant si et seulement si toute partie finie de Σ est consistant.

Remarque 3.6 Remarquons que l'hypothèse \mathcal{P} dénombrable n'est pas nécessaire, si l'on accepte d'utiliser l'hypothèse de Zorn (l'axiome du choix). On se limitera au cas \mathcal{P} dénombrable dans ce qui suit.

En fait, ce théorème peut se reformuler sous la forme suivante

Théorème 3.5 (Théorème de compacité (2ième version)) Soit Σ un ensemble de formules construites sur un ensemble dénombrable \mathcal{P} de variables propositionnelles.

Alors Σ est inconsistant si et seulement si Σ possède une partie finie inconsistante.

Ou encore sous la forme suivante :

Théorème 3.6 (Théorème de compacité (3ième version)) *Pour tout ensemble Σ de formules propositionnelles, et pour toute formule propositionnelle F construite sur un ensemble dénombrable \mathcal{P} de variables propositionnelles, F est une conséquence de Σ si et seulement si F est une conséquence d'une partie finie de Σ .*

L'équivalence des trois formulations n'est qu'un simple exercice de manipulations de définitions. Nous allons prouver la première version du théorème.

Une des implications est triviale : si Σ est consistant, alors toute partie de Σ est consistant, et en particulier les parties finies.

Nous allons donner deux preuves de l'autre implication.

Une première preuve qui fait référence à des notions de topologie, en particulier de compacité, et qui s'adresse à ceux qui connaissent ces notions, et qui sont amateurs de topologie.

Démonstration:[Preuve topologique] L'espace topologique $\{0, 1\}^{\mathcal{P}}$ (muni de la topologie produit) est un espace compact, car il s'obtient comme un produit de compacts (Théorème de Tychonoff).

Pour chaque formule propositionnelle $F \in \Sigma$, l'ensemble \overline{F} des valuations qui la satisfont est un ouvert dans $\{0, 1\}^{\mathcal{P}}$, car la valeur de vérité d'une formule ne dépend que d'un nombre fini de variables, celles qui apparaissent dans la formule. Il est également fermé puisque celles qui ne satisfont pas F sont celles qui satisfont $\neg F$.

L'hypothèse du théorème entraîne que toute intersection finie de \overline{F} pour $F \in \Sigma$ est non-vide. Comme $\{0, 1\}^{\mathcal{P}}$ est compact, l'intersection de tous les \overline{F} pour $F \in \Sigma$ est donc non-vide. \square

Voici une preuve qui évite la topologie.

Démonstration:[Preuve directe] Considérons $\mathcal{P} = \{p_1, p_2, \dots, p_k, \dots\}$ une énumération de \mathcal{P} .

Nous allons prouver le lemme suivant : supposons qu'il existe une application v de $\{p_1, p_2, \dots, p_n\}$ dans $\{0, 1\}$ telle que tout sous-ensemble fini de Σ ait un modèle dans lequel p_1, \dots, p_n prennent les valeurs $v(p_1), \dots, v(p_n)$. Alors on peut étendre v à $\{p_1, p_2, \dots, p_{n+1}\}$ avec la même propriété.

En effet, si $v(p_{n+1}) = 0$ ne convient pas, alors il existe un ensemble fini U_0 de Σ qui ne peut pas être satisfait quand p_1, \dots, p_n, p_{n+1} prennent les valeurs respectives $v(p_1), \dots, v(p_n)$ et 0. Si U est un sous-ensemble fini quelconque de Σ , alors d'après l'hypothèse faite sur v , $U_0 \cup U$ a un modèle dans lequel p_1, \dots, p_n prennent les valeurs $v(p_1), \dots, v(p_n)$. Dans ce modèle, la proposition p_{n+1} prend donc la valeur 1. Autrement dit, tout sous-ensemble fini U de Σ a un modèle dans lequel p_1, \dots, p_n, p_{n+1} prennent les valeurs respectives $v(p_1), \dots, v(p_n)$ et 1. Dit encore d'une autre façon, soit $v(p_{n+1}) = 0$ convient auquel cas on peut fixer $v(p_{n+1}) = 0$, soit $v(p_{n+1}) = 0$ ne convient pas auquel cas on peut fixer $v(p_{n+1}) = 1$ qui convient.

En utilisant ce lemme, on définit ainsi une valuation v telle que, par récurrence sur n , pour chaque n , tout sous-ensemble fini de Σ a un modèle dans lequel p_1, \dots, p_n prennent les valeurs $v(p_1), \dots, v(p_n)$.

Il en résulte que v satisfait Σ : en effet, soit F une formule de Σ . F ne dépend que d'un ensemble fini $p_{i_1}, p_{i_2}, \dots, p_{i_k}$ de variables propositionnelles (celles qui apparaissent dans F). En considérant $n = \max(i_1, i_2, \dots, i_k)$, chacune de ces variables

p_{i_j} est parmi $\{p_1, \dots, p_n\}$. Nous savons alors que le sous ensemble fini $\{F\}$ réduit à la formule F admet un modèle dans lequel p_1, \dots, p_n prennent les valeurs $v(p_1), \dots, v(p_n)$, i.e. F est satisfaite par v .

□

3.10 Exercices

Exercice 3.15. Relier les propositions équivalentes.

- | | |
|-----------------------------|-----------------------------|
| 1. $\neg(p \wedge q)$ | a. $(\neg p \wedge \neg q)$ |
| 2. $\neg(p \vee q)$ | b. $q \rightarrow (\neg p)$ |
| 3. $p \rightarrow (\neg q)$ | c. $(\neg p \vee \neg q)$ |
| 4. $\neg(p \rightarrow q)$ | d. $p \wedge (\neg q)$ |

Exercice 3.16. En additionnant deux nombres dont l'écriture dans le système binaire utilise au plus deux chiffres, soit ab et cd , on obtient un nombre d'au plus trois chiffres pqr . Par exemple, $11 + 01 = 100$. Donner une expression de p, q et r en fonction de a, b, c et d à l'aide des connecteurs usuels.

Exercice 3.17 (corrigé page 213). Soient F et G deux formules n'ayant aucune variable propositionnelle en commun. Montrer que les deux propriétés suivantes sont équivalentes :

- La formule $(F \Rightarrow G)$ est une tautologie
- L'une au moins des formules $\neg F$ et G est une tautologie.

***Exercice 3.18.** [Théorème d'interpolation] Soient F et F' telle que $F \Rightarrow F'$ soit une tautologie. Montrer qu'il existe une formule propositionnelle C , dont les variables propositionnelles apparaissent dans F et F' , telle que $F \Rightarrow C$ et $C \Rightarrow F'$ soient deux tautologies. (on pourra raisonner par récurrence sur le nombre de variables qui ont au moins une occurrence dans F sans en avoir dans F').

Exercice 3.19 (corrigé page 213). [Application de la compacité au coloriage de graphes] Un graphe $G = (V, E)$ est k -coloriable s'il existe une application f de V dans $\{1, 2, \dots, k\}$ telle que pour tout $(x, y) \in E$, $f(x) \neq f(y)$. Montrer qu'un graphe est k -coloriable si et seulement si chacun de ses sous-graphes finis est k -coloriable.

***Exercice 3.20.** [Applications de la compacité à la théorie des groupes] Un groupe G est dit totalement ordonné si on a sur G une relation d'ordre total telle que $a \leq b$ implique $ac \leq bc$ et $ca \leq cb$ pour tous $a, b, c \in G$. Montrer que pour qu'un groupe abélien G puisse être ordonné, il faut et il suffit que tout sous-groupe de G engendré par un ensemble fini d'éléments de G puisse être ordonné.

3.11 Notes bibliographiques

Lectures conseillées Pour aller plus loin sur les notions évoquées dans ce chapitre, nous suggérons [Cori and Lascar, 1993a] et [Lassaigne and de Rougemont, 2004].

Bibliographie Ce chapitre a été rédigé en s'inspirant essentiellement de ces deux ouvrages : [Cori and Lascar, 1993a] et [Lassaigne and de Rougemont, 2004].

Chapitre 4

Démonstrations

L'objectif de ce chapitre est de commencer à aborder la question fondamentale suivante : qu'est-ce qu'une démonstration ?

Pour cela, plus précisément, on va se focaliser dans ce chapitre sur le problème suivant : on se donne une formule propositionnelle F , et on veut déterminer si F est une tautologie. Une tautologie est aussi appelée un *théorème*. On dit encore que F est *valide*.

Cela va nous amener à décrire des algorithmes particuliers.

4.1 Introduction

Une première méthode pour résoudre ce problème, qui est celle que nous avons utilisée dans le chapitre précédent, est la suivante : si F est de la forme $F(p_1, \dots, p_n)$, on teste pour chacune des 2^n valuations v , i.e. pour les 2^n fonctions de $\{1, 2, \dots, n\}$ dans $\{0, 1\}$, si v est bien un modèle de F . Si c'est le cas, alors F est une tautologie. Dans tout autre cas, F n'est pas une tautologie. Il est facile de programmer une telle méthode dans son langage de programmation favori.

La bonne nouvelle est que cette méthode existe : le problème de déterminer si une formule est une tautologie, est *décidable*, en utilisant la terminologie que nous verrons dans les chapitres suivants.

Remarque 4.1 *Cette observation peut sembler étrange et quelque part se contenter de peu, mais nous verrons que lorsque l'on considère des logiques plus générales, même très simples, cela devient problématique : il n'existe pas toujours d'algorithme pour déterminer si une formule F est une tautologie.*

Cependant, cette méthode est particulièrement inefficace. Elle a l'inconvénient majeur de garantir que lorsque F est une tautologie, on fera 2^n fois un test du type "la valuation v est-elle un modèle de F ?" Lorsque n est grand, 2^n explose très vite : si l'on peut effectivement programmer la méthode, le programme obtenu sera en pratique inutilisable, car prenant un temps énorme, dès que l'on considèrera des formules F avec un grand nombre de variables.

Revenons alors à notre problème : on peut se dire que dans le raisonnement classique en mathématique, la méthode usuelle pour prouver qu'une assertion est un théorème est de la *démontrer*.

Si l'on veut faire mieux que la méthode exhaustive précédente, il y a essentiellement deux angles d'attaque. Le premier angle d'attaque est de chercher à s'approcher de la notion de *démonstration* dans le raisonnement usuel : des méthodes de preuve dans l'esprit de la section suivante apparaissent. Le deuxième angle d'attaque est de chercher à produire des algorithmes le plus efficace possible : des méthodes comme les *preuves par résolution* ou *méthodes par tableaux* plus algorithmiques apparaissent alors.

En général, on s'attend à ce qu'une méthode de preuve soit toujours *valide* : elle ne produit que des déductions correctes. Dans tous les cas se pose la question de la *complétude* : est-ce que tous les théorèmes (tautologies) sont prouvables ?

Dans ce qui suit, on présentera quatre systèmes de déduction valides et complets : les méthodes à la *Hilbert*, la *déduction naturelle*, la *méthode par résolution* et la *méthode des tableaux*. On ne prouvera la validité et la complétude que de la méthode des tableaux. A chaque fois nous noterons par \vdash la notion de preuve sous-jacente : $T \vdash F$ signifie que la formule F se prouve à partir de l'ensemble de formules propositionnelles T . On note $\vdash T$ si $\emptyset \vdash T$.

A priori, il faudrait un symbole différent \vdash pour chaque notion de démonstration.

Cependant, les théorèmes de complétude et de validité qui suivent prouvent qu'en fait à chaque fois, ce qui est prouvable pour chaque notion de démonstration est exactement la même chose, c'est-à-dire exactement les tautologies du calcul propositionnel.

En résumé : le symbole \models et le symbole \vdash désignent exactement la même notion : pour chacune des variantes de \vdash évoquées dans ce qui suit, on a $\vdash F$ si et seulement si $\models F$, c'est-à-dire si et seulement si F est une tautologie.

4.2 Démonstrations à la Frege et Hilbert

Dans ce système de déduction, on part d'un ensemble d'axiomes, qui sont des tautologies, et on utilise une unique règle de déduction, le *modus ponens*, aussi appelé *coupure*, qui vise à capturer un type de raisonnement tout à fait naturel en mathématique.

La règle du modus ponens dit qu'à partir de la formule F et d'une formule $F \Rightarrow G$, on déduit G .

Graphiquement :

$$\frac{F \quad (F \Rightarrow G)}{G}$$

Exemple 4.1 Par exemple, à partir de $(A \wedge B)$ et de $(A \wedge B) \Rightarrow C$ on déduit C .

On considère alors un ensemble d'axiomes, qui sont en fait des instances d'un nombre fini d'axiomes.

Définition 4.1 (Instance) On dit qu'une formule F est une instance d'une formule G si F s'obtient en substituant certaines variables propositionnelles de G par des formules F_i .

Exemple 4.2 La formule $((C \Rightarrow D) \Rightarrow (\neg A \Rightarrow (C \Rightarrow D)))$ est une instance de $(A \Rightarrow (B \Rightarrow A))$, en prenant $(C \Rightarrow D)$ pour A , et $\neg A$ pour B .

Définition 4.2 (Axiomes de la logique booléenne) Un axiome de la logique booléenne est n'importe quelle instance d'une des formules suivantes :

1. $(X_1 \Rightarrow (X_2 \Rightarrow X_1))$ (axiome 1 pour l'implication);
2. $((X_1 \Rightarrow (X_2 \Rightarrow X_3)) \Rightarrow ((X_1 \Rightarrow X_2) \Rightarrow (X_1 \Rightarrow X_3)))$ (axiome 2 pour l'implication);
3. $(X_1 \Rightarrow \neg\neg X_1)$ (axiome 1 pour la négation);
4. $(\neg\neg X_1 \Rightarrow X_1)$ (axiome 2 pour la négation);
5. $((X_1 \Rightarrow X_2) \Rightarrow (\neg X_2 \Rightarrow \neg X_1))$ (axiome 3 pour la négation);
6. $(X_1 \Rightarrow (X_2 \Rightarrow (X_1 \wedge X_2)))$ (axiome 1 pour la conjonction);
7. $((X_1 \wedge X_2) \Rightarrow X_1)$ (axiome 2 pour la conjonction);
8. $((X_1 \wedge X_2) \Rightarrow X_2)$ (axiome 3 pour la conjonction);
9. $(X_1 \Rightarrow (X_1 \vee X_2))$ (axiome 1 pour la disjonction);
10. $(X_2 \Rightarrow (X_1 \vee X_2))$ (axiome 2 pour la disjonction);
11. $((((X_1 \vee X_2) \wedge (X_1 \Rightarrow C)) \wedge (X_2 \Rightarrow C)) \Rightarrow C)$ (axiome 3 pour la disjonction).

On obtient une notion de démonstration.

Définition 4.3 (Démonstration par modus ponens) Soit T un ensemble de formules propositionnelles, et F une formule propositionnelle. Une preuve (par modus ponens) de F à partir de T est une suite finie F_1, F_2, \dots, F_n de formules propositionnelles telle que F_n est égale à F , et pour tout i , ou bien F_i est dans T , ou bien F_i est un axiome de la logique booléenne, ou bien F_i s'obtient par modus ponens à partir de deux formules F_j, F_k avec $j < i$ et $k < i$.

On note $T \vdash F$ si F est prouvable (par modus ponens) à partir de T . On note $\vdash F$ si $\emptyset \vdash F$, et on dit que F est prouvable (par modus ponens)

Exemple 4.3 Soit F, G, H trois formules propositionnelles. Voici une preuve de $(F \Rightarrow H)$ à partir de $\{(F \Rightarrow G), (G \Rightarrow H)\}$:

- $F_1 : (G \Rightarrow H)$ (hypothèse);
- $F_2 : ((G \Rightarrow H) \Rightarrow (F \Rightarrow (G \Rightarrow H)))$ (instance de l'axiome 1.);
- $F_3 : (F \Rightarrow (G \Rightarrow H))$ (modus ponens à partir de F_1 et F_2);
- $F_4 : ((F \Rightarrow (G \Rightarrow H)) \Rightarrow ((F \Rightarrow G) \Rightarrow (F \Rightarrow H)))$ (instance de l'axiome 2.);
- $F_5 : ((F \Rightarrow G) \Rightarrow (F \Rightarrow H))$ (modus ponens à partir de F_3 et F_4);
- $F_6 : (F \Rightarrow G)$ (hypothèse);
- $F_7 : (F \Rightarrow H)$ (modus ponens à partir de F_6 et F_5).

Exercice 4.1 (corrigé page 214). Prouver $(F \Rightarrow F)$.

Dans les exercices suivants, on pourra utiliser les exercices précédents pour résoudre chacune des questions.

Exercice 4.2 (corrigé page 214). [Théorème de la déduction] Soit T une famille de formules propositionnelles, et F, G deux formules propositionnelles. Montrer que $T \vdash F \Rightarrow G$ est équivalent à $T \cup \{F\} \vdash G$.

Exercice 4.3 (corrigé page 214). Prouver les assertions suivantes :

- $T \cup \{F\} \vdash G$ est équivalent à $T \cup \{\neg G\} \vdash \neg F$.
- Si on a à la fois $T \vdash F$ et $T \vdash \neg F$, alors on a $T \vdash G$ pour toute formule G .

Exercice 4.4. Prouver que $\{(\neg G \Rightarrow G)\} \vdash G$, pour toute formule G .

Exercice 4.5 (corrigé page 215). Prouver que si l'on a à la fois $T \cup \{F\} \vdash G$ et $T \cup \{\neg F\} \vdash G$ alors on a $T \vdash G$.

Exercice 4.6. Prouver les assertions suivantes :

- $\{F\} \vdash \neg\neg F$
- $\{F, G\} \vdash F \vee G$
- $\{\neg F\} \vdash \neg(F \wedge G)$
- $\{\neg G\} \vdash \neg(F \wedge G)$
- $\{F\} \vdash F \vee G$
- $\{G\} \vdash F \vee G$
- $\{\neg F, \neg G\} \vdash \neg(F \vee G)$
- $\{\neg F\} \vdash (F \Rightarrow G)$
- $\{G\} \vdash (F \Rightarrow G)$
- $\{F, \neg G\} \vdash \neg(F \Rightarrow G)$

Exercice 4.7. Pour v une fonction partielle de $\{X_i\}$ dans $\{0, 1\}$, on pose

$$T_V = \{X_i | v(X_i) = 1\} \cup \{\neg X_i | v(X_i) = 0\}.$$

Montrer que pour toute formule H dont les variables sont parmi le domaine de V , la relation $v \models H$ entraîne $T_V \vdash H$ et la relation $v \not\models H$ entraîne $T_V \vdash \neg H$.

Cette méthode de preuve est valide : en vérifiant que les axiomes sont des tautologies, il est facile de se convaincre par récurrence sur la longueur n de la preuve du résultat suivant :

Théorème 4.1 (Validité) Toute formule propositionnelle prouvable est une tautologie.

Ce qui est moins trivial, et plus intéressant est la réciproque : toute tautologie admet une preuve de ce type.

Théorème 4.2 (Complétude) Toute tautologie est prouvable (par modus ponens).

Nous ne donnerons pas la preuve de ce résultat, en la faisant correspondre à l'exercice suivant :

Exercice 4.8. *Prouver ce résultat en utilisant les exercices précédents : la clé est d'utiliser la possibilité de raisonner par cas (exercice 4.5) et l'exercice 4.7 qui fait le lien entre sémantique et syntaxe.*

On vient de décrire un système de déduction qui est très proche de la notion usuelle de preuve en mathématique. Cependant, ce système n'est pas facilement exploitable pour construire un algorithme qui déterminerait si une formule F est une tautologie.

Il est facile de s'en convaincre en tentant de faire les exercices précédents.

4.3 Démonstration par déduction naturelle

4.3.1 Règles de la déduction naturelle

La notion de démonstration précédente est en pratique difficile à utiliser. En effet, dans le système précédent, on se contraint quelquepart de garder les hypothèses tout au long de la démonstration. On ne peut donc pas facilement traduire une forme de raisonnement pourtant courante : nous voulons démontrer que $A \Rightarrow B$, supposons A et démontrons B sous cette hypothèse. Cette remarque mène à introduire une notion de couple formé d'un ensemble fini d'hypothèses, et d'une conclusion. Un tel couple est appelé un *séquent*.

On considère dans cette section que les propositions incluent aussi \perp , interprété par faux, et \top interprété par vrai.

Définition 4.4 (Séquent) *Un séquent est un couple $\Gamma \vdash A$, où Γ est un ensemble fini de propositions et A est une proposition.*

Les règles de déduction de la déduction naturelle sont alors les suivantes :

$$\begin{array}{l} \overline{\Gamma \vdash A} \text{ axiome pour chaque } A \in \Gamma \\ \frac{}{\Gamma \vdash \top} \top\text{-intro} \\ \frac{\Gamma \vdash \perp}{\Gamma \vdash A} \perp\text{-élim} \\ \frac{\Gamma \vdash A \quad \Gamma \vdash B}{\Gamma \vdash A \wedge B} \wedge\text{-intro} \\ \frac{\Gamma \vdash A \wedge B}{\Gamma \vdash A} \wedge\text{-élim} \\ \frac{\Gamma \vdash A \wedge B}{\Gamma \vdash B} \wedge\text{-élim} \\ \frac{\Gamma \vdash A}{\Gamma \vdash A \vee B} \vee\text{-intro} \\ \frac{\Gamma \vdash B}{\Gamma \vdash A \vee B} \vee\text{-intro} \end{array}$$

$$\begin{array}{c}
\frac{\Gamma \vdash A \vee B \quad \Gamma, A \vdash C \quad \Gamma, B \vdash C}{\Gamma \vdash C} \vee\text{-élim} \\
\frac{\Gamma, A \vdash B}{\Gamma \vdash A \Rightarrow B} \Rightarrow\text{-intro} \\
\frac{\Gamma \vdash A \Rightarrow B \quad \Gamma \vdash A}{\Gamma \vdash B} \Rightarrow\text{-élim} \\
\frac{\Gamma, A \vdash \perp}{\Gamma \vdash \neg A} \neg\text{-intro} \\
\frac{\Gamma \vdash A \quad \Gamma \vdash \neg A}{\Gamma \vdash \perp} \neg\text{-élim} \\
\frac{}{\Gamma \vdash A \vee \neg A} \text{tiers exclu}
\end{array}$$

Les règles \top -intro, \wedge -intro, \vee -intro, \Rightarrow -intro, \neg -intro, \forall -intro et \exists -intro sont appelées des *règles d'introduction* et les règles \perp -élim, \wedge -élim, \vee -élim, \Rightarrow -élim, \neg -élim, \forall -élim et \exists -élim des *règles d'élimination*. Les règles de la déduction naturelle sont donc classées en quatre groupes : les règles d'introduction, les règles d'élimination, la règle *axiome* et la règle *tiers exclu*.

Une *démonstration* d'un séquent $\Gamma \vdash A$ est une dérivation de ce séquent, c'est-à-dire un arbre dont les nœuds sont étiquetés par des séquents dont la racine est étiquetée par $\Gamma \vdash A$, et tel que si un nœud est étiqueté par un séquent $\Delta \vdash B$, alors ses enfants sont étiquetés par des séquents $\Sigma_1 \vdash C_1, \dots, \Sigma_n \vdash C_n$ tels qu'il existe une règle de déduction naturelle, qui permet de déduire $\Delta \vdash B$ de $\Sigma_1 \vdash C_1, \dots, \Sigma_n \vdash C_n$.

Un séquent $\Gamma \vdash A$ est donc démontrable s'il existe une démonstration de ce séquent.

4.3.2 Validité et complétude

On peut prouver les résultats suivants :

Théorème 4.3 (Validité) *Pour tout ensemble de formules Γ et pour toute formule A , si $\Gamma \vdash A$ est prouvable, alors A est une conséquence de Γ .*

Théorème 4.4 (Complétude) *Soit Γ un ensemble de formules. Soit A une formule qui est une conséquence de Γ .*

Alors $\Gamma \vdash A$ est prouvable.

4.4 Démonstrations par résolution

Nous présentons brièvement la notion de preuve par résolution. Cette méthode de preuve est peut-être moins naturelle, mais est plus simple à implémenter informatiquement.

La résolution s'applique à une formule en forme normale conjonctive. Puisque toute formule propositionnelle peut se mettre sous forme normale conjonctive cela n'est pas restrictif.

Remarque 4.2 *Tout du moins en apparence. En effet, il faut être plus astucieux que dans le chapitre précédent pour transformer une formule en forme normale conjonctive, si l'on ne veut pas faire exploser la taille des formules et implémenter pratiquement la méthode.*

On appelle *clause* une disjonction de littéraux. Rappelons qu'un *littéral* est une variable propositionnelle ou sa négation. On convient de représenter une clause c par l'ensemble des littéraux sur lesquels porte la disjonction.

Exemple 4.4 *On écrit donc $\{p, \neg q, r\}$ plutôt que $p \vee \neg q \vee r$.*

Étant donné un littéral u , on note \bar{u} pour le littéral équivalent à $\neg u$: autrement dit, si u est la variable propositionnelle p , \bar{u} vaut $\neg p$, et si u est $\neg p$, \bar{u} est p . Enfin on introduit une clause vide, notée \square , dont la valeur est 0 pour toute valuation.

Définition 4.5 (Résolvante) *Soient C_1, C_2 deux clauses. On dit que la clause C est une résolvante de C_1 et C_2 s'il existe un littéral u tel que :*

- $u \in C_1$;
- $\bar{u} \in C_2$;
- C est donné par $(C_1 \setminus \{u\}) \cup (C_2 \setminus \{\bar{u}\})$.

Exemple 4.5 *Les clauses $\{p, q, r\}$ et $\{\neg r, s\}$ admettent la résolvante $\{p, q, s\}$.*

Exemple 4.6 *Les clauses $\{p, q\}$ et $\{\neg p, \neg q\}$ admettent deux résolvantes, à savoir $\{q, \neg q\}$ et $\{p, \neg p\}$. Les clauses $\{p\}$ et $\{\neg p\}$ admettent la résolvante \square .*

Cela donne une notion de preuve.

Définition 4.6 (Preuve par résolution) *Soit T un ensemble de clauses. Une preuve par résolution de T est une suite finie F_1, F_2, \dots, F_n de clauses telle que F_n est égale à \square , et pour tout i , ou bien F_i est une clause dans T , ou bien F_i est une résolvante de deux clauses F_j, F_k avec $j < i$ et $k < i$.*

Remarque 4.3 *Le modus ponens, au coeur du système de preuve précédent, consiste à dire qu'à partir de la formule F et d'une formule $(F \Rightarrow G)$, on déduit G . Si l'on considère que la formule $(F \Rightarrow G)$ est équivalente à la formule $(\neg F \vee G)$, le modus ponens peut aussi se voir comme dire qu'à partir de la formule F et d'une formule $(\neg F \vee G)$, on déduit G , ce qui ressemble au concept de résolvante : la résolvante de $\{f\}$ et de $\{\neg f, g\}$ est $\{g\}$.*

D'une certaine façon, la résolvante est un modus ponens généralisé, même si cette analogie n'est qu'une analogie et une preuve dans un système de preuve ne peut pas se traduire directement dans l'autre.

Exercice 4.9. *Prouver par résolution*

$$T = \{\{\neg p, \neg q, r\}, \{\neg p, \neg q, s\}, \{p\}, \{\neg s\}, \{q\}, \{t\}\}.$$

Cette méthode de preuve est valide (sens facile).

Théorème 4.5 (Validité) *Toute clause apparaissant dans une preuve par résolution de T est une conséquence de T .*

En fait, pour prouver une formule, on raisonne en général dans cette méthode de preuve plutôt sur sa négation, et on cherche à prouver que sa négation est contradictoire avec les hypothèses. La validité se formule alors en général plutôt de cette façon.

Corollaire 4.1 (Validité) *Si un ensemble de clauses T admet une preuve par résolution, alors T est contradictoire.*

Elle s'avère complète (sens plus difficile).

Théorème 4.6 (Complétude) *Soit T un ensemble de clauses contradictoires. Il admet une preuve par résolution.*

4.5 Démonstrations par la méthode des tableaux

Nous avons jusque-là uniquement évoqué des systèmes de déduction valides et complets, parfois sans fournir aucune preuve de nos théorèmes. Nous allons étudier plus complètement la méthode des tableaux. Nous avons choisi de développer cette méthode, car elle est très algorithmique et basée sur la notion d'arbre, ce qui appuiera notre argumentaire récurrent sur le fait que la notion d'arbre est partout en informatique.

4.5.1 Principe

Pour simplifier la discussion, on considèrera que les formules propositionnelles ne sont écrites qu'avec les connecteurs $\neg, \wedge, \vee, \Rightarrow$. La formule $(F \Leftrightarrow G)$ sera considérée comme une abréviation de la formule $((F \Rightarrow G) \wedge (G \Rightarrow F))$.

Supposons que l'on veuille prouver qu'une formule F est une tautologie. Si la formule F est de la forme $(F_1 \wedge F_2)$, alors on peut chercher à prouver F_1 et F_2 , et écrire F_1, F_2 . Si la formule est de la forme $(F_1 \vee F_2)$, alors on peut explorer deux possibilités, l'une pour explorer le cas de F_1 et l'autre pour le cas de F_2 .

On va ramener toutes les autres possibilités à ces deux configurations, en utilisant les lois de Morgan, et quelques équivalences : si la formule F est de la forme $(F_1 \Rightarrow F_2)$, on va la voir comme $(F_2 \vee \neg F_1)$ et appliquer la règle du \vee , et si F est de la forme $\neg(F_1 \Rightarrow F_2)$, comme $(F_1 \wedge \neg F_2)$ et appliquer la règle du \wedge . On traite chacun des autres cas à l'aide des lois de Morgan.

En faisant cela de façon systématique, on va construire un arbre, dont la racine est étiquetée par la négation de la formule F : autrement dit, pour prouver une formule F , la méthode commence par la négation de la formule F .

Partons par exemple de la formule F suivante que nous cherchons à prouver :

$$(((p \wedge q) \Rightarrow r) \Rightarrow ((p \Rightarrow r) \vee (q \Rightarrow r))).$$

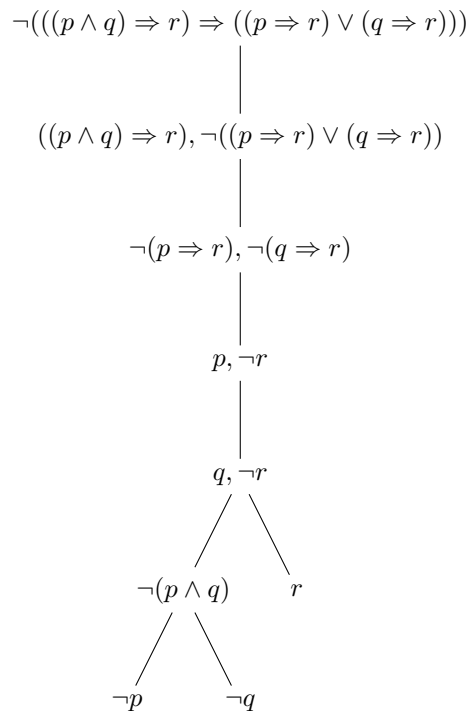
On part donc de la formule $\neg F$, c'est-à-dire de

$$\neg(((p \wedge q) \Rightarrow r) \Rightarrow ((p \Rightarrow r) \vee (q \Rightarrow r))).$$

- en transformant l'implication $\neg(F_1 \Rightarrow F_2)$ en la formule équivalente $(F_1 \wedge \neg F_2)$, on obtient $((p \wedge q) \Rightarrow r) \wedge \neg((p \Rightarrow r) \vee (q \Rightarrow r))$ pour se ramener à la règle du \wedge .
- On applique alors la règle du \wedge : on considère les formules $((p \wedge q) \Rightarrow r)$ et $\neg((p \Rightarrow r) \vee (q \Rightarrow r))$.
- On considère à l'instant d'après la dernière formule, que l'on peut voir par les lois de Morgan comme $(\neg(p \Rightarrow r) \wedge \neg(q \Rightarrow r))$: on lui associe $\neg(p \Rightarrow r)$ et $\neg(q \Rightarrow r)$ par la règle du \wedge .
- On considère alors $\neg(p \Rightarrow r)$, ce qui donne les formules p et $\neg r$.
- On obtient alors q et $\neg r$ à partir de $\neg(q \Rightarrow r)$.
- Si l'on considère maintenant $((p \wedge q) \Rightarrow r)$, que l'on peut voir comme $(r \vee \neg(p \wedge q))$, on a le choix par la règle du \vee entre la formule $\neg(p \wedge q)$ ou r .
- Le cas de r est exclu par l'étape précédente, où l'on avait $\neg r$.
- Dans le premier cas, on a encore le choix entre $\neg p$ ou $\neg q$. Les deux cas sont exclus parce que l'on avait avant p et q .

Puisque toutes les branches mènent à une contradiction, il n'y a aucune situation dans laquelle F pourrait être fausse : on sait alors que F est une tautologie.

Le calcul que l'on vient de faire se représente naturellement par un arbre.



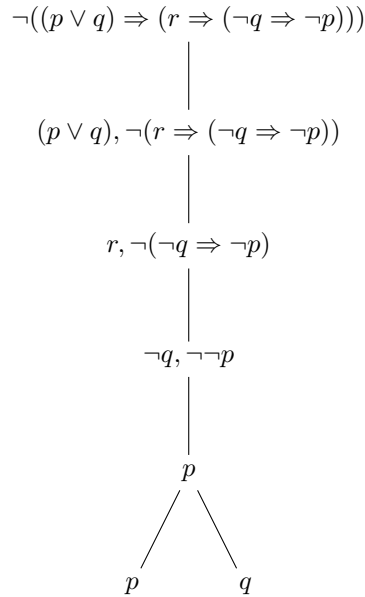
Chaque branche correspond à un scénario possible. Si une branche possède un sommet étiqueté par une formule A telle que $\neg A$ apparaît plus haut sur la même branche (ou l'opposé), alors on cesse de développer cette branche, et on dit que la branche est

close : cela veut dire qu'il y a une contradiction. Si toutes les branches sont closes, alors on dit que *l'arbre est clos*, et on sait que tous les scénarios sont exclus.

Considérons maintenant l'exemple de la formule G donnée par

$$((p \vee q) \Rightarrow (r \Rightarrow (\neg q \Rightarrow \neg p))).$$

Avec la même méthode, on développe un arbre avec comme racine $\neg G$.



Cette fois l'arbre a deux branches. La branche de droite est close. La branche de gauche n'est pas close, et les variables propositionnelles sur cette branche sont r , $\neg q$ et p . Si l'on prend une valuation v telle que $v(r) = 1$, $v(q) = 0$, $v(p) = 1$, la valuation donne la valeur 1 à $\neg G$, et donc 0 à G . Autrement dit, G n'est pas une tautologie. On dit que l'arbre est *ouvert*.

4.5.2 Description de la méthode

Un *tableau* est un arbre binaire étiqueté dont les sommets sont des ensembles de formules propositionnelles et qui est construit récursivement à partir de la racine sommet par sommet en utilisant un nombre fini de fois deux types de règles : les règles α et les règles β .

On rappelle que pour simplifier la discussion, on considère que les formules propositionnelles écrites qu'avec les connecteurs $\neg, \wedge, \vee, \Rightarrow$. La formule $(F \Leftrightarrow G)$ est considérée comme une abréviation de la formule $((F \Rightarrow G) \wedge (G \Rightarrow F))$.

Les formules sont découpées en deux classes, la classe α et la classe β , et à chaque formule on associe inductivement deux autres formules par les règles suivantes :

- Les formules de type α sont les formules du type :

1. $\alpha = (A \wedge B)$: on lui associe $\alpha_1 = A$ et $\alpha_2 = B$.
2. $\alpha = \neg(A \vee B)$: on lui associe $\alpha_1 = \neg A$ et $\alpha_2 = \neg B$.
3. $\alpha = \neg(A \Rightarrow B)$: on lui associe $\alpha_1 = A$ et $\alpha_2 = \neg B$.
4. $\neg\neg A$: on lui associe $\alpha_1 = \alpha_2 = A$.

— Les formules du type β sont les formules du type :

1. $\beta = \neg(A \wedge B)$: on lui associe $\beta_1 = \neg A$, $\beta_2 = \neg B$.
2. $\beta = (A \vee B)$: on lui associe $\beta_1 = A$, $\beta_2 = B$.
3. $\beta = (A \Rightarrow B)$: on lui associe $\beta_1 = \neg A$, $\beta_2 = B$.

Si B est une branche d'un tableau, on note $\bigcup B$ pour l'ensemble des formules qui apparaissent sur un sommet de B .

Les deux règles de construction d'un tableau sont les suivantes :

1. une règle α consiste à prolonger une branche finie d'un tableau T par le sommet étiqueté $\{\alpha_1, \alpha_2\}$, où α est une formule de type α qui apparaît sur un sommet de B .
2. une règle β consiste à prolonger une branche finie d'un tableau T par deux fils étiquetés respectivement par $\{\beta_1\}$ et $\{\beta_2\}$, où β est une formule de type β qui apparaît sur un sommet de B .

Remarque 4.4 *Observons que ce n'est pas nécessairement le dernier sommet d'une branche B qui est développé à chaque étape, mais une formule quelque part sur la branche.*

On dit qu'une branche B est *close* s'il existe une formule A telle que A et $\neg A$ apparaissent sur la branche B . Dans le cas contraire la branche est dite *ouverte*.

Une branche B est *développée* si

1. pour toute formule de type α de $\bigcup B$, $\alpha_1 \in \bigcup B$ et $\alpha_2 \in \bigcup B$.
2. pour toute formule de type β de $\bigcup B$, $\beta_1 \in \bigcup B$ ou $\beta_2 \in \bigcup B$.

Un tableau est *développé* si toutes ses branches sont soit closes, soit développées. Un tableau est *clos* si toutes ses branches sont closes. Un tableau est *ouvert* s'il possède une branche ouverte.

Finalement, un tableau pour une formule A (respectivement pour un ensemble de formules Σ) est un tableau dont la racine est étiquetée par $\{A\}$ (respectivement par $\{A \mid A \in \Sigma\}$).

4.5.3 Terminaison de la méthode

Observons tout d'abord que l'on peut toujours appliquer des règles α ou β jusqu'à obtenir un tableau développé.

Proposition 4.1 *Si Σ est un ensemble fini de formules, alors il existe un tableau développé (et fini) pour Σ .*

Démonstration: Cela se prouve par récurrence sur le nombre n d'éléments de Σ .

Pour le cas $n = 1$, observons que la longueur des formules α_1 , α_2 , β_1 , et β_2 est toujours inférieure strictement à la longueur de α et β . Le processus d'extension des branches qui ne sont pas closes se termine donc nécessairement après un nombre fini d'étapes. Le tableau obtenu au final est développé, sinon il serait possible de l'étendre.

Pour le cas $n > 1$, écrivons $\Sigma = \{F_1, \dots, F_n\}$. Considérons par hypothèse de récurrence un tableau développé pour $\Sigma = \{F_1, \dots, F_{n-1}\}$. Si ce tableau est clos ou si F_n est une variable propositionnelle, alors ce tableau est un tableau développé pour Σ . Sinon, on peut étendre toutes les branches ouvertes en appliquant les règles correspondantes à la formule F_n , et en développant les branches obtenues : le processus termine pour la même raison que pour $n = 1$. \square

Bien entendu, à partir d'une racine donnée, il y a de nombreuses façons de construire un tableau développé.

4.5.4 Validité

La méthode précédente donne une méthode de preuve.

Définition 4.7 On dira qu'une formule F est prouvable par tableau s'il existe un tableau clos avec la racine $\{\neg F\}$. On notera dans ce cas $\vdash F$.

Exercice 4.10. Prouver que A est une conséquence de $((A \vee \neg B) \wedge B)$ par la méthode des tableaux, i.e. $\vdash (((A \vee \neg B) \wedge B) \Rightarrow A)$.

Exercice 4.11. Prouver que $\neg C$ est une conséquence de $((H \wedge (P \vee C)) \Rightarrow A) \wedge H \wedge \neg A \wedge \neg P$ par la méthode des tableaux.

La méthode est valide.

Théorème 4.7 (Validité) Toute formule prouvable est une tautologie.

Démonstration: On dira qu'une branche B d'un tableau est réalisable s'il existe une valuation v telle que $v(A) = 1$ pour toute formule $A \in \bigcup B$ et $v(A) = 0$ si $\neg A \in \bigcup B$. Un tableau est dit réalisable s'il a une branche réalisable.

Il suffit de prouver le résultat suivant :

Lemme 4.1 Soit T' une extension immédiate du tableau T : c'est-à-dire le tableau obtenu en appliquant une règle α ou une règle β à T . Si T est réalisable alors T' aussi.

Ce lemme suffit à prouver le théorème : si F est prouvable, alors il y a un tableau clos avec $\neg F$ comme racine. Cela veut dire que pour toute branche, il y a une formule A telle que A et $\neg A$ apparaissent sur cette branche, et donc aucune des branches de T n'est réalisable. Par le lemme, cela veut dire que l'on est parti initialement d'un arbre réduit au sommet étiqueté par $\neg F$ qui n'était pas réalisable. Autrement dit, F est une tautologie.

Il reste à prouver le lemme. Soit B une branche réalisable de T , et soit B' la branche de T qui est étendue dans T' . Si $B \neq B'$, alors B reste une branche réalisable de T . Si $B = B'$, alors B est étendue dans T' ,

1. soit en une branche B_α par l'application d'une règle α ;
2. soit en deux branches B_{β_1} et B_{β_2} par l'application d'une règle β .

Dans le premier cas, soit α la formule utilisée par la règle, et v une valuation réalisant B : de $v(\alpha) = 1$, on déduit $v(\alpha_1) = 1$ et $v(\alpha_2) = 1$: donc v est une valuation qui réalise B_α et le tableau T' est réalisable.

Dans le second cas, soit β la formule utilisée par la règle : de $v(\beta) = 1$, on déduit qu'au moins une des valeurs $v(\beta_1)$ et $v(\beta_2)$ vaut 1 : donc v réalise l'une des branches B_{β_1} et B_{β_2} , et le tableau T' est réalisable. \square

4.5.5 Complétude

La méthode est complète : en d'autres termes, la réciproque du théorème précédent est vraie.

Théorème 4.8 (Complétude) *Toute tautologie est prouvable.*

Corollaire 4.2 *Soit F une formule propositionnelle.*

F est une tautologie si et seulement si elle est prouvable.

Le reste de cette sous-section est consacré à prouver ce théorème.

Remarquons tout d'abord que si B est une branche à la fois développée et ouverte d'un tableau T , alors l'ensemble $\bigcup B$ de formules qui apparaissent dans B a les propriétés suivantes :

1. il n'y a aucune variable propositionnelle p telle que $p \in \bigcup B$ et telle que $\neg p \in \bigcup B$;
2. pour toute formule $\alpha \in \bigcup B$, $\alpha_1 \in \bigcup B$ et $\alpha_2 \in \bigcup B$;
3. pour toute formule $\beta \in \bigcup B$, $\beta_1 \in \bigcup B$ ou $\beta_2 \in \bigcup B$.

Lemme 4.2 *Toute branche développée et ouverte d'un tableau est réalisable.*

Démonstration: Soit B une branche développée et ouverte d'un tableau T . On définit une valuation v par :

1. si $p \in \bigcup B$, $v(p) = 1$;
2. si $\neg p \in \bigcup B$, $v(p) = 0$;
3. si $p \notin \bigcup B$ et $\neg p \notin \bigcup B$, on pose (arbitrairement) $v(p) = 1$.

On montre par induction structurale sur A que : si $A \in \bigcup B$, alors $v(A) = 1$, et si $\neg A \in \bigcup B$, alors $v(A) = 0$.

En effet, c'est vrai pour les variables propositionnelles.

Si A est une formule α , alors $\alpha_1 \in \bigcup B$ et $\alpha_2 \in \bigcup B$: par hypothèse d'induction, $v(\alpha_1) = 1$, $v(\alpha_2) = 1$, et donc $v(\alpha) = 1$.

Si A est une formule β , alors $\beta_1 \in \bigcup B$ ou $\beta_2 \in \bigcup B$: par hypothèse d'induction, $v(\beta_1) = 1$ ou $v(\beta_2) = 1$, et donc $v(\beta) = 1$. \square

Proposition 4.2 *S'il existe un tableau clos avec $\neg A$ comme racine, alors tout tableau développé avec la racine $\neg A$ est clos.*

Démonstration: Par l'absurde : soit T un tableau ouvert et développé avec la racine $\neg A$, et B une branche ouverte de T . Par le lemme précédent, B est réalisable, et puisque $\neg A$ est dans B , $\neg A$ est satisfiable. A n'est donc pas une tautologie, et donc n'est pas prouvable par tableau : il n'y a donc pas de tableau clos avec la racine $\neg A$. \square

On a enfin tous les ingrédients pour prouver le théorème 4.8.

Supposons que A ne soit pas prouvable par tableau, et soit T un tableau développé avec la racine $\neg A$: T n'est pas clos. Comme dans la preuve précédente, si B est une branche ouverte de T , alors B est réalisable, et donc $\neg A$ est satisfiable : autrement dit, A n'est pas une tautologie.

4.5.6 Une conséquence du théorème de compacité

Définition 4.8 *On dira qu'un ensemble Σ de formules est réfutable par tableau s'il existe un tableau clos avec la racine Σ .*

Corollaire 4.3 *Tout ensemble Σ de formules qui n'est pas satisfiable est réfutable par tableau.*

Démonstration: Par le théorème de compacité, un ensemble de formules Σ qui n'est pas satisfiable possède un sous-ensemble fini Σ_0 qui n'est pas satisfiable. Cet ensemble fini de formules a une réfutation par tableau, i.e. il y a un tableau clos avec la racine Σ_0 . Ce tableau donne aussi un tableau clos avec la racine Σ . \square

4.6 Notes bibliographiques

Lectures conseillées Pour aller plus loin sur les notions évoquées dans ce chapitre, nous suggérons la lecture de [Cori and Lascar, 1993a], de [Mendelson, 1997] pour les méthodes de preuve basées sur le modus ponens, de [Stern, 1994] pour une présentation simple des méthodes de preuve basées sur la résolution, et pour la méthode des tableaux de [Lassaigne and de Rougemont, 2004] et [Nerode and Shore, 1997].

Bibliographie Ce chapitre a été rédigé en s'inspirant essentiellement de l'ouvrage [Cori and Lascar, 1993a], de [Dehornoy, 2006] pour la partie sur les méthodes preuves basées sur le modus ponens, de [Stern, 1994] pour la présentation de la preuve par résolution. La partie sur la déduction naturelle est prise de [Dowek, 2008]. La section sur la méthode des tableaux est reprise de l'ouvrage [Lassaigne and de Rougemont, 2004].

Chapitre 5

Calcul des prédicats

Le calcul propositionnel reste très limité, et ne permet essentiellement que d'exprimer des opérations booléennes sur des propositions.

Si l'on veut pouvoir raisonner sur des assertions mathématiques, il nous faut autoriser des constructions plus riches. Par exemple, on peut vouloir écrire l'énoncé

$$\forall x((Premier(x) \wedge x > 1 + 1) \Rightarrow Impair(x)). \quad (5.1)$$

Un tel énoncé n'est pas capturé par la logique propositionnelle. Tout d'abord par ce qu'il utilise des prédicats comme $Premier(x)$ dont la valeur de vérité dépend d'une variable x , ce qui n'est pas possible en logique propositionnelle. Par ailleurs, on utilise ici des quantificateurs comme \exists, \forall qui ne sont pas présents non plus en logique propositionnelle.

L'énoncé précédent est un exemple de formule du calcul des prédicats du *premier ordre*. Dans ce cours, on ne parlera que de logique du premier ordre. La terminologie *premier ordre* fait référence au fait que les quantifications existentielles et universelles ne sont autorisées que sur les variables.

Un énoncé *du second ordre*, on parle plus généralement *d'ordre supérieur*, serait un énoncé où l'on autoriserait les quantifications sur les fonctions ou des relations : par exemple, on peut écrire $\neg \exists f(\forall x(f(x) > f(x + 1)))$ pour signifier qu'il n'existe pas de suite infiniment décroissante. On ne cherchera pas à comprendre la théorie derrière ce type d'énoncé, car on le verra, les problèmes et difficultés avec le premier ordre sont déjà suffisamment nombreux.

L'objectif de ce chapitre est alors de définir la logique du premier ordre. Comme pour la logique propositionnelle, on va le faire en parlant d'abord de la *syntaxe*, c'est-à-dire comment on écrit les formules, puis de leur *sémantique*.

Le calcul des prédicats, reste le formalisme le plus courant pour exprimer des propriétés mathématiques. C'est aussi un formalisme très utilisé en informatique pour décrire les objets : par exemple, les langages de requêtes à des bases de données sont essentiellement basés sur ce formalisme, appliqué à des objets finis, qui représentent des données.

5.1 Syntaxe

Pour écrire une formule d'un langage du premier ordre, on va utiliser certains symboles qui sont communs à tous les langages, et certains symboles qui varient d'un langage à l'autre. Les symboles communs à tous les langages sont :

- les connecteurs $\neg, \vee, \wedge, \Rightarrow, \Leftrightarrow$;
- les parenthèses (et) et la virgule , ;
- le quantificateur universel \forall et le quantificateur existentiel \exists ;
- un ensemble infini dénombrable de symboles \mathcal{V} de variables.

Les symboles qui peuvent varier d'un langage à l'autre sont capturés par la notion de *signature*. Une signature fixe les symboles de constantes, les symboles de fonctions et les symboles de relations qui sont autorisés.

Formellement :

Définition 5.1 (Signature d'un langage du premier ordre) La signature

$$\Sigma = (\mathcal{C}, \mathcal{F}, \mathcal{R})$$

d'un langage du premier ordre est la donnée :

- d'un premier ensemble \mathcal{C} de symboles, appelés symboles de constantes ;
- d'un second ensemble \mathcal{F} de symboles, appelés symboles de fonctions. A chaque symbole de cet ensemble est associé un entier strictement positif, que l'on appelle son arité
- d'un troisième ensemble \mathcal{R} de symboles, appelés symboles de relations. A chaque symbole de cet ensemble est associé un entier strictement positif, que l'on appelle son arité.

On suppose que $\mathcal{V}, \mathcal{C}, \mathcal{F}, \mathcal{R}$ sont des ensembles disjoints deux à deux.

Une formule du premier ordre sera alors un mot sur l'alphabet

$$\mathcal{A}(\Sigma) = \mathcal{V} \cup \mathcal{C} \cup \mathcal{F} \cup \mathcal{R} \cup \{\neg, \vee, \wedge, \Rightarrow, \Leftrightarrow, (,), ,, \forall, \exists\}.$$

Remarque 5.1 On utilisera dans ce qui suit les conventions suivantes : On convient que x, y, z, u et v désignent des variables, c'est-à-dire des éléments de \mathcal{V} . a, b, c, d désigneront des constantes, c'est-à-dire des éléments de \mathcal{C} .

L'intuition est que les symboles de constantes, fonctions et relations auront vocation ensuite à être interprétés (dans ce que l'on appellera des *structures*) ; l'arité d'un symbole de fonction ou de relation aura pour vocation à correspondre au nombre d'arguments de la fonction ou de la relation.

Exemple 5.1 Par exemple, on peut considérer la signature

$$\Sigma = (\{\mathbf{0}, \mathbf{1}\}, \{s, +\}, \{\text{Impair}, \text{Premier}, =, <\})$$

qui possède les symboles de constante $\mathbf{0}$ et $\mathbf{1}$, le symbole de fonction $+$ d'arité 2, le symbole de fonction s d'arité 1, les symboles de relations *Impairs* et *Premier* d'arité 1, les symboles de relations $=$ et $<$ d'arité 2.

Exemple 5.2 On peut aussi considérer la signature $\mathcal{L}_2 = (\{c, d\}, \{f, g, h\}, \{R\})$ avec c, d deux symboles de constante, f un symbole de fonction d'arité 1, g et h deux symboles de fonctions d'arité 2, R un symbole de relation d'arité 2.

On va définir par étapes : d'abord les *termes*, qui visent à représenter des objets, puis les *formules atomiques*, qui visent à représenter des relations entre objets, et enfin les formules.

5.1.1 Termes

Nous avons déjà défini les termes dans le chapitre 2 : ce que nous appelons ici *terme sur une signature* Σ , est un terme construit sur l'union de l'ensemble des symboles de fonctions de la signature, des symboles de constantes de la signature, et des variables.

Pour être plus clair, réexprimons notre définition :

Définition 5.2 (Termes sur une signature) Soit $\Sigma = (\mathcal{C}, \mathcal{F}, \mathcal{R})$ une signature.

L'ensemble T des termes sur la signature Σ est le langage sur l'alphabet $\mathcal{A}(\Sigma)$ défini inductivement par :

- (B) toute variable est un terme : $\mathcal{V} \subset T$;
- (B) toute constante est un terme : $\mathcal{C} \subset T$;
- (I) si f est un symbole de fonction d'arité n et si t_1, t_2, \dots, t_n sont des termes, alors $f(t_1, \dots, t_n)$ est un terme.

Définition 5.3 Un terme clos est un terme sans variable.

Exemple 5.3 $+(x, s(+(\mathbf{1}, \mathbf{1})))$ est un terme sur la signature de l'exemple 5.1 qui n'est pas clos. $+(+(s(\mathbf{1}), +(\mathbf{1}, \mathbf{1})), s(s(\mathbf{0})))$ est un terme clos.

Exemple 5.4 $h(c, x)$, $h(y, z)$, $g(d, h(y, z))$ et $f(g(d, h(y, z)))$ sont des termes sur la signature \mathcal{L}_2 de l'exemple 5.2.

5.1.2 Formules atomiques

Définition 5.4 (Formules atomiques) Soit $\Sigma = (\mathcal{C}, \mathcal{F}, \mathcal{R})$ une signature.

Une formule atomique sur la signature Σ est un mot sur l'alphabet $\mathcal{A}(\Sigma)$ de la forme $R(t_1, t_2, \dots, t_n)$, où $R \in \mathcal{R}$ est un symbole de relation d'arité n , et où t_1, t_2, \dots, t_n sont des termes sur Σ .

Exemple 5.5 $>(x, +(\mathbf{1}, \mathbf{0}))$ est une formule atomique sur la signature de l'exemple 5.1. $=(x, s(y))$ aussi.

Exemple 5.6 $R(f(x), g(c, f(d)))$ est une formule atomique sur \mathcal{L}_2 .

Remarque 5.2 On va convenir parfois d'écrire $t_1 R t_2$ pour certains symboles binaires, comme $=, <, +$ pour éviter des notations trop lourdes : par exemple, on écrira $x > \mathbf{1} + \mathbf{1}$ pour $>(x, +(\mathbf{1}, \mathbf{1}))$.

5.1.3 Formules

Définition 5.5 (Formules) Soit $\Sigma = (\mathcal{C}, \mathcal{F}, \mathcal{R})$ une signature.

L'ensemble des formules (du premier ordre) sur la signature Σ est le langage sur l'alphabet $\mathcal{A}(\Sigma)$ défini inductivement par :

- (B) toute formule atomique est une formule ;
- (I) si F est une formule, alors $\neg F$ est une formule ;
- (I) si F et G sont des formules, alors $(F \wedge G)$, $(F \vee G)$, $(F \Rightarrow G)$, et $(F \Leftrightarrow G)$ sont des formules ;
- (I) si F est une formule, et si $x \in \mathcal{V}$ est une variable, alors $\forall x F$ est une formule, et $\exists x F$ aussi.

Exemple 5.7 L'énoncé $\forall x((\text{Premier}(x) \wedge x > 1+1) \Rightarrow \text{Impair}(x))$ est une formule sur la signature de l'exemple 5.1.

Exemple 5.8 $\exists x(s(x) = 1 + 0 \vee \forall y x + y > s(x))$ aussi.

Exemple 5.9 Exemples de formules sur la signature \mathcal{L}_2 :

- $\forall x \forall y \forall z ((R(x, y) \wedge R(y, z) \Rightarrow R(x, z))$
- $\forall x \exists y (g(x, y) = c \wedge g(y, x) = c)$;
- $\forall x \neg f(x) = c$;
- $\forall x \exists y \neg f(x) = c$.

5.2 Premières propriétés et définitions

5.2.1 Décomposition / Lecture unique

Comme pour les formules du calcul propositionnel, on peut toujours décomposer une formule, et ce de façon unique.

Proposition 5.1 (Décomposition / Lecture unique) Soit F une formule. Alors F est d'une, et exactement d'une, des formes suivantes :

1. une formule atomique ;
2. $\neg G$, où G est une formule ;
3. $(G \wedge H)$ où G et H sont des formules ;
4. $(G \vee H)$ où G et H sont des formules ;
5. $(G \Rightarrow H)$ où G et H sont des formules ;
6. $(G \Leftrightarrow H)$ où G et H sont des formules ;
7. $\forall x G$ où G est une formule et x une variable ;
8. $\exists x G$ où G est une formule et x une variable.

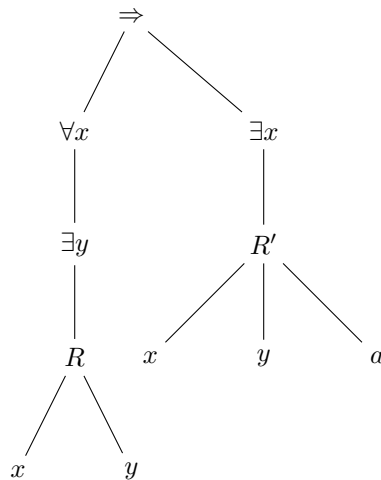
De plus dans le premier cas, il y a une unique façon de “lire” la formule atomique. Dans chacun des autres cas, il y a unicité de la formule G et de la formule H avec cette propriété.

On peut alors naturellement représenter chaque formule par un arbre (son arbre de décomposition, qui est en fait en correspondance immédiate avec son arbre de dérivation au sens du chapitre 2) : chaque sommet est étiqueté par un symbole de constante, de fonction, de relation, ou par les symboles \neg , \wedge , \vee , \Rightarrow , \Leftrightarrow ou un quantificateur existentiel ou universel.

Exemple 5.10 Par exemple, la formule

$$(\forall x \exists y R(x, y) \Rightarrow \exists x R'(x, y, a)) \quad (5.2)$$

se représente par l'arbre suivant



Chaque sous-arbre d'un tel arbre représente une *sous-formule* de F . Si l'on préfère :

Définition 5.6 (Sous-formule) Une formule G est une sous-formule d'une formule F si elle apparaît dans la décomposition de F .

Exercice 5.1 (corrigé page 215). On fixe une signature contenant les symboles de relations R_1, R_2 d'arité respective 1 et 2. On fixe l'ensemble de variables $\mathcal{V} = \{x_1, x_2, x_3\}$. Quelles sont les écritures suivantes qui correspondent à des formules :

- $(R_1(x_1) \wedge R_2(x_1, x_2, x_3))$
- $\forall x_1 (R_1(x_1) \wedge R_2(x_1, x_2, x_3))$
- $\forall x_1 \exists R (R(x_1) \wedge R_2(x_1, x_1))$
- $\forall x_1 \exists x_3 (R_1(x_1) \wedge R_3(x_1, x_2, x_3))$

5.2.2 Variables libres, variables liées

L'intuition de ce qui va suivre est de distinguer les variables *liées* des variables qui ne le sont pas : tout cela est en fait à propos des “ $\forall x$ ” et “ $\exists x$ ” qui sont des *lieurs* : lorsqu'on écrit $\forall x F$ ou $\exists x F$, x devient une variable liée. En d'autres termes, x est

une variable muette dans le sens où la valeur de vérité de $\forall xF$ ou $\exists xF$ aura vocation, lorsqu'on parlera de la sémantique des formules, à ne pas dépendre de x : on pourrait tout aussi bien écrire $\forall yF(y/x)$ (respectivement : $\exists yF(y/x)$) où $F(y/x)$ désigne intuitivement la formule que l'on obtient en remplaçant x par y dans F .

Remarque 5.3 On a le même phénomène dans des symboles comme le symbole intégrale en mathématique : dans l'expression $\int_a^b f(t)dt$, la variable t est une variable muette (liée). En particulier $\int_a^b f(u)du$ est exactement la même intégrale.

Faisons cela toutefois très proprement. Une même variable peut apparaître plusieurs fois dans une formule : nous avons besoin de savoir repérer chaque occurrence, en faisant attention aux \exists et \forall .

Définition 5.7 (Occurrence) Une occurrence d'une variable x dans une formule F est un entier n tel que le n ème symbole du mot F est x et tel que le $(n-1)$ ème symbole ne soit pas \forall ni \exists .

Exemple 5.11 8 et 17 sont des occurrences de x dans la formule (5.2). 7 et 14 n'en sont pas : 7 parce que le 7ème symbole de F n'est pas un x (c'est une parenthèse ouvrante) et 14 parce que le 14ème symbole de F qui est bien un x est quantifié par un \exists .

Définition 5.8 (Variable libre, variable liée) — Une occurrence d'une variable x dans une formule F est une occurrence liée si cette occurrence apparaît dans une sous-formule de F qui commence par un quantificateur $\forall x$ ou $\exists x$. Sinon, on dit que l'occurrence est libre.

- Une variable est libre dans une formule si elle possède au moins une occurrence libre dans la formule.
- Une formule F est close si elle ne possède pas de variables libres.

Exemple 5.12 Dans la formule (5.2), les occurrences 8, 17 et 10 de x sont liées. L'occurrence 19 de y est libre.

Exemple 5.13 Dans la formule $(R(x, z) \Rightarrow \forall z(R(y, z) \vee y = z))$, la seule occurrence de x est libre, les deux occurrences de y sont libres. La première (plus petite) occurrence de z est libre, et les autres sont liées. La formule $\forall x \forall z (R(x, z) \Rightarrow \exists y (R(y, z) \vee y = z))$ est close.

La notation $F(x_1, \dots, x_k)$ signifie que les variables libres de la formule F sont parmi x_1, \dots, x_k .

Exercice 5.2 (corrigé page 215). Trouver les variables libres et les occurrences libres dans les formules suivantes :

- $\exists x(l(x) \wedge m(x))$
- $(\exists x l(x)) \wedge m(x)$

Exercice 5.3. Montrer que les variables libres $\ell(F)$ d'une formule F s'obtiennent par la définition inductive suivante :

- $\ell(R(t_1, \dots, t_n)) = \{x_i \mid x_i \in \mathcal{V} \text{ et } x_i \text{ apparaît dans } R(t_1, \dots, t_n)\}$;
- $\ell(\neg G) = \ell(G)$;
- $\ell(G \vee H) = \ell(G \wedge H) = \ell(G \Rightarrow H) = \ell(G \Leftrightarrow H) = \ell(G) \cup \ell(H)$;
- $\ell(\forall x F) = \ell(\exists x F) = \ell(F) \setminus \{x\}$.

5.3 Sémantique

Nous pouvons maintenant parler du sens que l'on donne aux formules. En fait, pour donner un sens aux formules, il faut fixer un sens aux symboles de la signature, et c'est l'objet de la notion de structure.

Définition 5.9 (Structure) Soit $\Sigma = (\mathcal{C}, \mathcal{F}, \mathcal{R})$ une signature.

Une structure \mathfrak{M} de signature Σ est la donnée :

- d'un ensemble non-vide M , appelé ensemble de base, ou domaine de la structure ;
- d'un élément, noté $c^{\mathfrak{M}}$, pour chaque symbole de constante $c \in \mathcal{C}$;
- d'une fonction, notée $f^{\mathfrak{M}}$, de $M^n \rightarrow M$ pour chaque symbole de fonction $f \in \mathcal{F}$ d'arité n ;
- d'un sous-ensemble, noté $R^{\mathfrak{M}}$, de M^n pour chaque symbole de relation $R \in \mathcal{R}$ d'arité n .

On dit que la constante c (respectivement la fonction f , la relation R) est *interprétée* par $c^{\mathfrak{M}}$ (resp. $f^{\mathfrak{M}}$, $R^{\mathfrak{M}}$). Une structure est parfois aussi appelée une *réalisation* de la signature.

Exemple 5.14 Une réalisation de la signature $\Sigma = (\{\mathbf{0}, \mathbf{1}\}, \{+, -\}, \{=, >\})$ correspond à l'ensemble de base \mathbb{N} des entiers naturels, avec $\mathbf{0}$ interprété par l'entier 0 , $\mathbf{1}$ par 1 , $+$ par l'addition, $-$ par la soustraction, $=$ par l'égalité sur les entiers : c'est-à-dire par le sous-ensemble $\{(x, x) \mid x \in \mathbb{N}\}$, et $>$ par l'ordre sur les entiers, c'est-à-dire par le sous-ensemble $\{(x, y) \mid x > y\}$.

On peut la noter $(\mathbb{N}, =, <, +, -, 0, 1)$.

Exemple 5.15 Une autre réalisation de cette signature correspond à l'ensemble de base \mathbb{R} des réels, où $\mathbf{0}$ est interprété par le réel 0 , $\mathbf{1}$ est interprété par le réel 1 , $+$ par l'addition, $-$ la soustraction, $=$ par l'égalité sur les réels, et $>$ par l'ordre sur les réels.

On peut la noter $(\mathbb{R}, =, <, +, -, 0, 1)$.

Exemple 5.16 On peut obtenir une réalisation de la signature \mathcal{L}_2 en considérant l'ensemble de base \mathbb{R} des réels, en interprétant R comme la relation d'ordre \leq sur les réels, la fonction f comme la fonction qui à x associe $x + 1$, les fonctions g et h comme l'addition et la multiplication, les constantes c et d comme 0 et 1 .

On peut la noter $(\mathbb{R}, \leq, s, +, \times, 0, 1)$.

On va ensuite utiliser la notion de structure pour interpréter les termes, les formules atomiques, puis inductivement les formules, comme on peut s'y attendre.

5.3.1 Interprétation des termes

Définition 5.10 (Valuation) Fixons une structure \mathfrak{M} . Une valuation v est une distribution de valeurs aux variables, c'est-à-dire une fonction de \mathcal{V} vers le domaine M de la structure \mathfrak{M} .

Définition 5.11 (Interprétation des termes) Soit \mathfrak{M} une structure de signature $\Sigma = (\mathcal{C}, \mathcal{F}, \mathcal{R})$.

Soit t un terme de la forme $t(x_1, \dots, x_k)$ sur Σ de variables libres x_1, \dots, x_k .

Soit v une valuation.

L'interprétation $t^{\mathfrak{M}}$ du terme t pour la valuation v , aussi notée $t^{\mathfrak{M}}[v]$, ou $t^{\mathfrak{M}}$ est définie inductivement de la façon suivante :

(B) toute variable est interprétée par sa valeur par la valuation : si t est la variable $x_i \in v$, alors $t^{\mathfrak{M}}$ est $v(x_i)$;

(B) toute constante est interprétée par son interprétation dans la structure : si t est la constante $c \in \mathcal{C}$, alors $t^{\mathfrak{M}}$ est $c^{\mathfrak{M}}$;

(I) chaque symbole de fonction est interprété par son interprétation dans la structure : si t est le terme $f(t_1, \dots, t_n)$, alors $t^{\mathfrak{M}}$ est $f^{\mathfrak{M}}(t_1^{\mathfrak{M}}, \dots, t_n^{\mathfrak{M}})$, où $t_1^{\mathfrak{M}}, \dots, t_n^{\mathfrak{M}}$ sont les interprétations respectives des termes t_1, \dots, t_n .

Remarque 5.4 L'interprétation d'un terme est un élément de M , où M est l'ensemble de base de la structure \mathfrak{M} : les termes désignent donc des éléments de la structure.

Exemple 5.17 Soit \mathcal{N} la structure $(\mathbb{N}, \leq, s, +, \times, 0, 1)$ de signature

$$\mathcal{L}_2 = (\{c, d\}, \{f, g, h\}, \{R\}) :$$

- l'interprétation du terme $h(d, x)$ pour une valuation telle que $v(x) = 2$ est 2.
- l'interprétation du terme $f(g(d, h(y, z)))$ pour une valuation telle que $v(y) = 2, v(z) = 3$ est 8.

5.3.2 Interprétations des formules atomiques

Une formule atomique $F = F(x_1, \dots, x_k)$ est un objet qui s'interprète soit par vrai soit par faux en une valuation v . Lorsque F s'interprète par vrai, on dit que la valuation v satisfait F , et on note ce fait $v \models F$. On note $v \not\models F$ dans le cas contraire.

Il ne nous reste plus qu'à définir formellement cette notion :

Définition 5.12 (Interprétation d'une formule atomique) Soit \mathfrak{M} une structure de signature $\Sigma = (\mathcal{C}, \mathcal{F}, \mathcal{R})$.

La valuation v satisfait la formule atomique $R(t_1, t_2, \dots, t_n)$ de variables libres x_1, \dots, x_k si $(t_1^{\mathfrak{M}}[v], t_2^{\mathfrak{M}}[v], \dots, t_n^{\mathfrak{M}}[v]) \in R^{\mathfrak{M}}$, où $R^{\mathfrak{M}}$ est l'interprétation du symbole R dans la structure.

Exemple 5.18 Par exemple, sur la structure de l'exemple 5.14, $x > 1 + 1$ s'interprète par 1 (vrai) en la valuation $v(x) = 5$, et par 0 (faux) en la valuation $v(x) = 0$. La formule atomique $0 = 1$ s'interprète par 0 (faux).

Exemple 5.19 Sur la structure \mathcal{N} de l'exemple 5.17, la formule atomique $R(f(c), h(c, f(d)))$ s'interprète par faux.

5.3.3 Interprétation des formules

Plus généralement, une formule $F = F(x_1, \dots, x_k)$ est un objet qui s'interprète soit par *vrai* soit par *faux* en une valuation v . Lorsque F s'interprète par vrai, on dit toujours que *la valuation v satisfait F* , et on note toujours ce fait $v \models F$, et $v \not\models F$ pour le cas contraire.

Définition 5.13 (Interprétation d'une formule) Soit \mathfrak{M} une structure de signature $\Sigma = (\mathcal{C}, \mathcal{F}, \mathcal{R})$.

L'expression "la valuation v satisfait la formule $F = F(x_1, \dots, x_k)$ ", notée $v \models F$, se définit inductivement de la façon suivante :

- (B) elle a déjà été définie pour une formule atomique ;
- $\neg, \vee, \wedge, \Rightarrow, \Leftrightarrow$ sont interprétés exactement comme dans le calcul propositionnel :
 - (I) la négation s'interprète par la négation logique :
si F est de la forme $\neg G$, alors $v \models F$ ssi $v \not\models G$;
 - (I) \wedge s'interprète comme une conjonction logique :
si F est de la forme $(G \wedge H)$, alors $v \models F$ ssi $v \models G$ et $v \models H$;
 - (I) \vee s'interprète comme le ou logique :
si F est de la forme $(G \vee H)$, alors $v \models F$ ssi $v \models G$ ou $v \models H$;
 - (I) \Rightarrow s'interprète comme l'implication logique :
si F est de la forme $(G \Rightarrow H)$, alors $v \models F$ ssi $v \models H$ ou $v \not\models G$;
 - (I) \Leftrightarrow s'interprète comme l'équivalence logique :
si F est de la forme $(G \Leftrightarrow H)$, alors $v \models F$ ssi $(v \models G$ et $v \models H)$ ou $(v \not\models G$ et $v \not\models H)$.
- $\exists x$ et $\forall x$ sont interprétés comme des quantifications existentielles et universelles :
 - (I) si F est de la forme $\forall x_0 G(x_0, x_1, \dots, x_k)$, alors $v \models F$ ssi pour tout élément $a_0 \in M$ $v' \models G$, où v' est la valuation telle que $v'(x_0) = a_0$, et $v'(x) = v(x)$ pour tout $x \neq x_0$;
 - (I) si F est de la forme $\exists x_0 G(x_0, x_1, \dots, x_k)$, alors $v \models F$ ssi pour un certain élément $a_0 \in M$, on a $v' \models G$, où v' est la valuation telle que $v'(x_0) = a_0$, et $v'(x) = v(x)$ pour tout $x \neq x_0$.

Exemple 5.20 — La formule $F(x)$ définie par $\forall y R(x, y)$ est vraie dans la structure \mathcal{N} pour 0, mais fausse pour les autres entiers.

- La formule $G(x)$ définie par $\exists y x = f(y)$ est vraie dans la structure \mathcal{N} pour les entiers distincts de 0 et fausse pour 0.
- La formule close $\forall x \forall z \exists y (x = c \vee g(h(x, y), z) = c)$ du langage \mathcal{L}_2 est vraie dans $(\mathbb{R}, \leq, s, +, \times, 0, 1)$ et fausse dans $\mathcal{N} = (\mathbb{N}, \leq, s, +, \times, 0, 1)$.

Dans le cas où la valuation v satisfait la formule F , on dit aussi que F est *valide* en v . Dans le cas contraire, on dit que F est *fausse* en v .

Définition 5.14 (Modèle d'une formule) Pour une formule F close, la satisfaction de F dans une structure \mathfrak{M} ne dépend pas de la valuation v . Dans le cas où la formule F est vraie, on dit que la structure \mathfrak{M} est un *modèle* de F , ce que l'on note $\mathfrak{M} \models F$.

Exercice 5.4 (corrigé page 215). Soit Σ une signature constituée d'une relation binaire R et du prédicat $=$. Ecrire une formule qui est valide si et seulement si R est un ordre (on pourra supposer que $=$ s'interprète par l'égalité).

5.3.4 Substitutions

Définition 5.15 (Substitution dans un terme) *Etant donné un terme t et une variable x apparaissant dans ce terme, on peut remplacer toutes les occurrences de x par un autre terme t' . Le nouveau terme est dit obtenu par substitution de t' à x dans t , et est noté $t(t'/x)$.*

Exemple 5.21 *Le résultat de la substitution de $f(h(u, y))$ à x dans le terme $g(y, h(c, x))$ est $g(y, h(c, f(h(u, y))))$. Le résultat de la substitution de $g(x, z)$ à y dans ce nouveau terme est*

$$g(g(x, z), h(c, f(h(u, g(x, z)))))$$

Pour effectuer une substitution d'un terme à une variable libre dans une formule, il est nécessaire de prendre quelques précautions. Sinon, la signification de la formule peut être complètement modifiée par le phénomène de capture de variable.

Exemple 5.22 *Soit $F(x)$ la formule $\exists y(g(y, y) = x)$. Dans la structure \mathcal{N} où g est interprétée par l'addition la signification de $F(x)$ est claire : $F(x)$ est vraie en x si et seulement si x est pair.*

Si l'on remplace la variable x par z , la formule obtenue possède la même signification que la formule $F(x)$ (au renommage près de la variable libre) : $F(z)$ est vraie en z si et seulement si z est pair.

Mais si l'on remplace x par y , la formule obtenue $\exists y(g(y, y) = y)$ est une formule close qui est vraie dans la structure \mathcal{N} . La variable x a été remplacée par une variable qui est quantifiée dans la formule F .

Définition 5.16 (Substitution) *La Substitution d'un terme t à une variable libre x dans une formule F est obtenue en remplaçant toutes les occurrences libres de cette variable par le terme t , sous réserve que la condition suivante soit vérifiée : pour chaque variable y apparaissant dans t , y n'a pas d'occurrence libre qui se trouve dans une sous-formule de F commençant par une quantification \forall ou \exists . Le résultat de cette substitution, si elle est possible, est notée $F(t/x)$.*

Exemple 5.23 *Le résultat de la substitution du terme $f(z)$ à la variable x dans la formule $F(x)$ donnée par*

$$(R(c, x) \wedge \neg x = c) \wedge (\exists y g(y, y) = x)$$

est la formule

$$(R(c, f(z)) \wedge \neg f(z) = c) \wedge (\exists y g(y, y) = f(z)).$$

Proposition 5.2 *Si F est une formule, x une variable libre dans F , et t un terme tel que la substitution de t à x dans F soit définie, alors les formules $(\forall x F \Rightarrow F(t/x))$ et $(F(t/x) \Rightarrow \exists x F)$ sont valides.*

Démonstration: On montre par induction sur la formule F que la satisfaction de la formule $F(t/x)$ par la valuation v est équivalente à celle de la formule $F(x)$ par la

valuation v_1 où v_1 est obtenue à partir de v en donnant à x l'interprétation de t pour la valuation v .

Les seuls cas qui nécessitent une justification sont ceux où la formule F est de la forme $\forall G$ et $\exists G$. D'après l'hypothèse sur la substitution de t à x , la quantification considérée porte sur une variable y distincte à la fois de x et de toutes les variables de t . Il suffit donc d'examiner la satisfaction de la formule $G(t/x)$ par une valuation v' égale à v sauf sur y . Par l'hypothèse d'induction sur G , la formule $G(t/x)$ est satisfaite par v' si et seulement si G est satisfaite par la valuation v'_1 où v'_1 est obtenue à partir de v' en donnant à x l'interprétation de t pour la valuation v' : en effet, v et v' sont égales sur toutes les variables apparaissant dans le terme t . \square

5.4 Équivalence. Formes normales

5.4.1 Formules équivalentes

Définition 5.17 Soit $\Sigma = (\mathcal{C}, \mathcal{F}, \mathcal{R})$ une signature.

- Une structure \mathfrak{M} satisfait la formule $F(x_1, \dots, x_k)$ si elle satisfait la formule close $\forall x_1 \dots \forall x_k F(x_1, \dots, x_k)$. Cette dernière formule est appelée la clôture universelle de F .
- Une formule close F est dite valide si elle est satisfaite par toute structure \mathfrak{M} .
- Une formule F est dite valide si sa clôture universelle est valide.
- Deux formules F et G sont équivalentes si pour toute structure, et pour toute valuation v les formules F et G prennent la même valeur de vérité. On note $F \equiv G$ dans ce cas.

Exercice 5.5. Montrer que la relation \equiv est une relation d'équivalence.

Proposition 5.3 Soit F une formule. On a les équivalences suivantes :

$$\neg \forall x F \equiv \exists x \neg F$$

$$\neg \exists x F \equiv \forall x \neg F$$

$$\forall x \forall y F \equiv \forall y \forall x F$$

$$\exists x \exists y F \equiv \exists y \exists x F$$

Proposition 5.4 Supposons que la variable x n'est pas libre dans la formule G . Soit

F une formule. On a alors les équivalences suivantes :

$$\forall xG \equiv \exists xG \equiv G \quad (5.3)$$

$$(\forall xF \vee G) \equiv \forall x(F \vee G) \quad (5.4)$$

$$(\forall xF \wedge G) \equiv \forall x(F \wedge G) \quad (5.5)$$

$$(\exists xF \vee G) \equiv \exists x(F \vee G) \quad (5.6)$$

$$(\exists xF \wedge G) \equiv \exists x(F \wedge G) \quad (5.7)$$

$$(G \wedge \forall xF) \equiv \forall x(G \wedge F) \quad (5.8)$$

$$(G \vee \forall xF) \equiv \forall x(G \vee F) \quad (5.9)$$

$$(G \wedge \exists xF) \equiv \exists x(G \wedge F) \quad (5.10)$$

$$(G \vee \exists xF) \equiv \exists x(G \vee F) \quad (5.11)$$

$$(\forall xF \Rightarrow G) \equiv \exists x(F \Rightarrow G) \quad (5.12)$$

$$(\exists xF \Rightarrow G) \equiv \forall x(F \Rightarrow G) \quad (5.13)$$

$$(G \Rightarrow \forall xF) \equiv \forall x(G \Rightarrow F) \quad (5.14)$$

$$(G \Rightarrow \exists xF) \equiv \exists x(G \Rightarrow F) \quad (5.15)$$

Chacune des équivalences étant en fait assez simple à établir, mais fastidieuse, nous laissons les preuves en exercice.

Exercice 5.6. Prouver la proposition 5.4.

Exercice 5.7 (corrigé page 215). Les propositions suivantes sont-elles équivalentes ? Si non, celle de gauche implique-t-elle celle de droite ?

1. $\neg(\exists xP(x))$ et $(\forall x\neg P(x))$
2. $(\forall xP(x) \wedge Q(x))$ et $((\forall xP(x)) \wedge (\forall xQ(x)))$
3. $((\forall xP(x)) \vee (\forall xQ(x)))$ et $(\forall xP(x) \vee Q(x))$
4. $(\exists xP(x) \vee Q(x))$ et $((\exists xP(x)) \vee (\exists xQ(x)))$
5. $(\exists xP(x) \wedge Q(x))$ et $((\exists xP(x)) \wedge (\exists xQ(x)))$
6. $(\exists x\forall yP(x, y))$ et $(\forall y\exists xP(x, y))$

5.4.2 Forme normale prénexe

Définition 5.18 (Forme prénexe) Une formule F est dite en forme prénexe si elle est de la forme

$$Q_1x_1Q_2x_2\cdots Q_nx_nF'$$

où chacun des Q_i est soit un quantificateur \forall , soit un quantificateur \exists , et F' est une formule qui ne contient aucun quantificateur.

Proposition 5.5 Toute formule F est équivalente à une formule prénexe G .

Démonstration: Par induction structurale sur F .

Cas de base. Si F est de la forme $R(t_1, \dots, t_n)$, pour un symbole de relation R , alors F est sous forme prénexe.

Cas inductif :

- si F est de la forme $\forall xG$ ou $\exists xG$, par hypothèse d'induction G est équivalente à G' prénexé et donc F est équivalent à $\forall xG'$ ou $\exists xG'$ qui est prénexé.
- si F est de la forme $\neg G$, par hypothèse d'induction G est équivalente à G' prénexé de la forme $Q_1x_1Q_2x_2 \cdots Q_nx_nG''$. En utilisant les équivalences de la proposition 5.3, F est équivalente à $Q'_1x_1Q'_2x_2 \cdots Q'_nx_n\neg G''$, en prenant $Q'_i = \forall$ si $Q_i = \exists$ et $Q'_i = \exists$ si $Q_i = \forall$.
- Si F est de la forme $(G \wedge H)$ par hypothèse d'induction G et H sont équivalentes à des formules G' et H' en forme prénexé. En appliquant les équivalences (5.4) à (5.11), on peut faire “remonter” les quantificateurs en tête de formule : on doit toutefois procéder avec soin, car si par exemple $F = (F_1 \wedge F_2) = ((\forall xF'_1) \wedge F'_2)$ avec x libre dans F'_2 , nous devons d'abord renommer la variable x dans F_1 en remplaçant x par une nouvelle variable z n'apparaissant ni dans F_1 ni dans F'_2 , de façon à bien pouvoir utiliser l'équivalence dont on a besoin parmi les équivalences (5.4) à (5.11).
- Les autres cas se traitent selon le même principe, en utilisant les équations des deux propositions précédentes.

□

En utilisant l'idée de la forme normale conjonctive et disjonctive du calcul propositionnel, on peut même aller plus loin :

Définition 5.19 — *Un littéral est une formule atomique ou une négation de formule atomique.*

- *Une clause est une formule disjonction de littéraux.*
- *Une formule prénexé $Q_1x_1Q_2x_2 \cdots Q_nx_nG$ est sous forme normale conjonctive si la formule sans quantificateur G est une clause ou conjonction de clauses.*

La notion de *forme normale disjonctive* peut se définir de façon duale en considérant des disjonctions de conjonctions de formules atomiques au lieu de conjonctions de disjonctions de formules atomiques.

Proposition 5.6 *Toute formule F est équivalente à une formule prénexé*

$$Q_1x_1Q_2x_2 \cdots Q_nx_nG,$$

où G est en forme normale conjonctive.

Proposition 5.7 *Toute formule F est équivalente à une formule prénexé*

$$Q_1x_1Q_2x_2 \cdots Q_nx_nG,$$

où G est en forme normale disjonctive.

Démonstration: Soit F une formule et $Q_1x_1Q_2x_2 \cdots Q_nx_nG$ une formule prénexé équivalente à F . On désigne par A_1, A_2, \dots, A_k les formules atomiques qui apparaissent dans G . On peut définir une formule H du calcul propositionnel qui utilise les variables $\{p_1, p_2, \dots, p_k\}$ telle que la formule G corresponde à la formule $H(A_1/p_1, A_2/p_2, \dots, A_k/p_k)$. Soit H' une forme normale conjonctive (resp. disjonctive) équivalente à H , obtenue dans calcul propositionnel.

La formule G est équivalente à la formule G' donnée par $H'(A_1/p_1, A_2/p_2, \dots, A_k/p_k)$ et alors F est équivalent à $Q_1x_1Q_2x_2 \cdots Q_nx_nG'$ en forme normale conjonctive (resp. disjonctive). \square

Exercice 5.8 (corrigé page 216). Déterminer une formule prénexé équivalente à

$$(\exists xP(x) \wedge \forall x(\exists yQ(y) \Rightarrow R(x))).$$

Exercice 5.9. Déterminer une formule prénexé équivalente à

$$(\forall x\exists yR(x, y) \Rightarrow \forall x\exists y(R(x, y) \wedge \forall z(Rxz \Rightarrow (Ryz \vee y = z))))$$

et à

$$\forall x\forall y((R(x, y) \wedge \neg x = y) \Rightarrow \exists z(y = g(x, h(z, z)))).$$

5.4.3 Formes de Skolem

Les résultats précédents étaient à propos de transformations sur les formules qui préservent l'équivalence.

On va s'intéresser maintenant à des transformations plus faibles pour éliminer les quantificateurs existentiels : partant d'une formule close F on va obtenir une formule F' qui ne sera pas nécessairement équivalente. La formule F' s'écrira sur une signature où l'on a possiblement ajouté des symboles de fonctions et constantes. Elle possèdera un modèle si et seulement si la formule initiale en possède un.

Définition 5.20 Soit $\Sigma = (\mathcal{C}, \mathcal{F}, \mathcal{R})$ une signature.

- Une formule F est dite universelle si elle est prénexé et si tous les quantificateurs apparaissant dans F sont des \forall .
- Une signature $\Sigma' = (\mathcal{C}', \mathcal{F}', \mathcal{R}')$ est une extension de Skolem de Σ si elle est obtenue en ajoutant à Σ une infinité de symboles de fonctions de chaque arité et une infinité de symboles de constantes.

Une formule prénexé close de F de Σ' est soit universelle, soit de la forme

$$\forall x_1\forall x_2 \dots \forall x_k\exists xG$$

où G est prénexé. Dans ce dernier cas, il se peut que $k = 0$ et F est alors de la forme $\exists xG$.

La transformation que l'on applique consiste à associer à F une formule F_1 donnée par $\forall x_1\forall x_2 \dots \forall x_kG(f(x_1, \dots, x_k)/x)$ où f est un symbole de fonction n'apparaissant pas dans la formule G . Dans le cas particulier où F est $\exists G$ (i.e. le cas $k = 0$), on lui associe une formule F_1 donnée par $G(c)$ où c est un symbole de constante n'apparaissant pas dans la formule G .

La formule F_1 ainsi obtenue possède un quantificateur existentiel de moins que la formule F .

Exemple 5.24 A la formule F donnée par

$$\forall x \forall y \exists z (R(f(x), g(z, y)) \Rightarrow (R(f(x), z) \wedge R(z, h(x, y))))$$

sur la signature $\Sigma = (\{a, b\}, \{f, g, h\}, \{R\})$ on va associer la formule F_1 donnée par

$$\forall x \forall y (R(f(x), g(k(x, y), y)) \Rightarrow (R(f(x), k(x, y)) \wedge R(k(x, y), h(x, y))))$$

sur la signature $\Sigma' = (\{a, b\}, \{f, g, h, k\}, \{R\})$ où l'on a ajouté le symbole k d'arité 2.

F possède un modèle ssi F' possède un modèle.

Définition 5.21 Soit F une formule prénex close sur la signature Σ' possédant n quantificateurs existentiels.

- Une forme de Skolem de F est une formule obtenue en appliquant n fois successivement la transformation précédente.
- Les nouvelles fonctions et constantes introduites au cours de ces transformations s'appellent les fonctions et les constantes de Skolem.

Par construction, la forme de Skolem de F est une formule universelle.

Exemple 5.25 En partant de F donnée par

$$\exists x \forall y \forall x' \exists y' \forall z (R(x, y) \Rightarrow (R(x', y') \wedge (R(x', z) \wedge (R(x', z) \Rightarrow (R(y', z) \vee y' = z))))))$$

une formule de Skolem de F est la formule

$$\forall y \forall x' \forall z (R(e, y) \Rightarrow (R(x', k(y, x')) \wedge (R(x', z) \Rightarrow (R(k(y, x'), z) \vee (k(y, x') = z))))))$$

L'intérêt de cette transformation réside dans le résultat suivant :

Théorème 5.1 Soit F' une forme de Skolem de F . Alors F' possède un modèle si et seulement si F possède un modèle.

Démonstration: Il suffit de montrer que la propriété est vraie lorsque F' est obtenue à partir de F par une transformation plus haut (et répéter n fois l'argument dans le cas général) : Si F est donnée par

$$\forall x_1 \forall x_2 \dots \forall x_k \exists x G$$

alors F_1 est donnée par $\forall x_1 \forall x_2 \dots \forall x_k G(f(x_1, \dots, x_k)/x)$. Si F_1 possède un modèle, alors F en possède un : cela vient de la validité de la formule

$$\forall x_1 \forall x_2 \dots \forall x_k G(f(x_1, \dots, x_k)/x) \Rightarrow \forall x_1 \forall x_2 \dots \forall x_k \exists x G$$

Le cas $k = 0$ découle de la validité de la formule

$$G(c) \Rightarrow \exists x G(x).$$

Pour montrer la réciproque supposons que F possède un modèle \mathfrak{M} d'ensemble de base M . Il suffit de définir l'interprétation de la fonction ou constante de Skolem

correspondante. Si $F = \forall x_1 \forall x_2 \dots \forall x_k \exists x G$ l'interprétation de la fonction de Skolem f est définie en prenant pour chaque suite a_1, a_2, \dots, a_k d'éléments de M un élément $f^{\mathfrak{M}}(a_1, a_2, \dots, a_k)$ parmi les $a \in M$ tels que

$$\mathfrak{M} \models G(a_1, a_2, \dots, a_k)$$

ce qui est possible puisque \mathfrak{M} est un modèle de F .

Si F est de la forme $\exists x G$, l'interprétation de la constante de skolem c est définie en prenant un élément $c^{\mathfrak{M}}$ parmi les $b \in M$ qui satisfont G dans \mathfrak{M} . \square

5.5 Notes bibliographiques

Lectures conseillées Pour aller plus loin sur les notions évoquées dans ce chapitre, nous suggérons la lecture des ouvrages [Cori and Lascar, 1993a], [Dowek, 2008] ou [Lassaigne and de Rougemont, 2004].

Bibliographie Ce chapitre a été rédigé en s'inspirant essentiellement des ouvrages [Cori and Lascar, 1993a] et [Lassaigne and de Rougemont, 2004].

Chapitre 6

Modèles. Complétude.

Nous pouvons maintenant décrire différents objets, et parler de leurs propriétés. Nous avons en effet tous les ingrédients pour parler de modèles et de théories. Nous nous intéresserons ensuite au théorème de complétude

Le concept de base est celui de théorie.

Définition 6.1 (Théorie) — Une théorie \mathcal{T} est un ensemble de formules closes sur une signature donnée. Les formules d'une théorie sont appelées les axiomes de cette théorie.

— Une structure \mathfrak{M} est un modèle de la théorie \mathcal{T} si \mathfrak{M} est un modèle de chacune des formules de la théorie.

Définition 6.2 (Théorie consistante) Une théorie est dite consistante si elle possède un modèle. Elle est dite inconsistante dans le cas contraire.

Bien entendu, les théories inconsistantes sont de peu d'intérêt.

Remarque 6.1 D'un point de vue informatique, on peut voir une théorie comme la spécification d'un objet : on décrit l'objet à l'aide de la logique du premier ordre, i.e. à l'aide des axiomes qui le décrivent.

Une spécification (théorie) consistante est donc ni plus ni moins qu'une théorie qui spécifie au moins un objet.

Remarque 6.2 Dans ce contexte, la question de la complétude est de savoir si l'on décrit bien l'objet en question, ou la classe des objets en question : le théorème de complétude permet de dire que oui pour une spécification consistante, tant que l'on s'intéresse à la classe de tous les modèles de ces spécifications.

Nous allons commencer par donner différents exemples de théories, pour rendre notre discussion beaucoup moins abstraite.

6.1 Exemples de théories

6.1.1 Graphe

Un graphe orienté peut se voir comme un modèle de la théorie sans axiome sur la signature $\Sigma = (\emptyset, \emptyset, \{E\})$, où le symbole de relation E est d'arité 2 : $E(x, y)$ signifie qu'il y a un arc entre x et y .

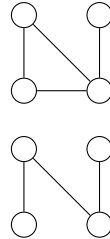
Exemple 6.1 La formule $\exists y(E(x, y) \wedge \forall z(E(x, z) \Rightarrow x = y))$ est vraie en x si et seulement si x est de degré extérieur 1 (modulo le commentaire de la sous-section qui suit sur l'égalité).

Un graphe non-orienté peut se voir comme un modèle de la théorie avec l'unique axiome

$$\forall x \forall y (E(x, y) \Leftrightarrow E(y, x)), \quad (6.1)$$

sur la même signature. Cet axiome signifie que s'il y a un arc entre x et y , alors il y en a aussi un de y vers x et réciproquement.

Exemple 6.2 Voici 2 graphes (non-orientés).



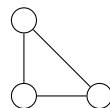
La formule $\exists x \forall y (\neg(x = y) \Rightarrow E(x, y))$ est satisfaite sur le premier et pas sur le second.

6.1.2 Remarques simples

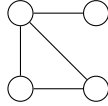
Remarque 6.3 Sur la signature $\Sigma = (\emptyset, \emptyset, \{E\})$, il n'y a aucun terme. On ne peut donc pas désigner un sommet particulier autrement que par une variable libre, ou via des quantifications.

Si l'on veut désigner un ou des sommets particuliers, on peut ajouter un ou des symboles de constantes. On peut considérer la signature $(V, \emptyset, \{E\})$ où $V = \{a, b, c\}$.

Par exemple, le graphe



est un modèle de $E(a, b) \wedge E(b, c) \wedge E(a, c)$.
Mais attention, ce n'est pas le seul : le graphe



en est aussi un modèle : le domaine d'un modèle peut contenir des éléments qui ne correspondent à aucun terme.

Par ailleurs l'interprétation de a, b ou c pourrait être la même.

Exemple 6.3 On peut aussi parfois se passer de constantes. La formule

$$\exists x \exists y \exists z (\neg(x = y) \wedge \neg(y = z) \wedge \neg(x = z) \wedge E(x, y) \wedge E(y, z) \wedge E(x, z) \wedge \forall t (t = x \vee t = y \vee t = z)) \quad (6.2)$$

caractérise les triangles comme le graphe plus haut (modulo le commentaire de la sous-section qui suit sur l'égalité).

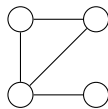
Remarque 6.4 Attention : toutes les propriétés ne peuvent pas s'écrire facilement. Par exemple, on peut prouver qu'il n'est pas possible d'écrire une formule (du premier ordre) qui caractériserait les graphes connexes. Exercice : essayer de l'écrire pour réaliser où sont les problèmes.

Remarque 6.5 C'est la présence de modèles "parasites", i.e. d'autres modèles que ceux que l'on arrive à décrire et que l'on ne peut pas éviter, qui sera quelque part au cœur des difficultés de l'axiomatisation des entiers.

6.1.3 Égalité

Attention, la discussion précédente est impropre : on a utilisé à plusieurs reprises le symbole d'égalité. La discussion suppose que l'interprétation de l'égalité est bien l'égalité.

Exemple 6.4 En fait



est bien un modèle de (6.2), et donc il est parfaitement faux que (6.2) caractérise les triangles.

En effet, appelons $\{a, b, c, d\}$ les sommets de haut en bas et de gauche à droite ; on peut considérer l'interprétation \equiv de $=$ avec $a \equiv a, b \equiv b, c \equiv c, d \equiv b$ et $a \not\equiv b, a \not\equiv c, b \not\equiv c$. Un tel modèle vérifie bien (6.2). Cependant, \equiv , l'interprétation de $=$ n'est pas l'égalité. Remarquons que l'on a une arête entre a et $b, b = d$ qui est vrai mais pas d'arête entre a et d .

Il faut pour rendre correct la discussion ajouter d'une part le symbole $=$ à la signature dans les exemples, et d'autre part, ajouter les axiomes vérifiés par l'égalité.

Soit \mathcal{R} un ensemble de symboles de relations contenant au moins le symbole d'égalité $=$.

Définition 6.3 (Axiomes de l'égalité) Les axiomes de l'égalité pour une signature $\Sigma = (\mathcal{C}, \mathcal{F}, \mathcal{R})$, avec $= \in \mathcal{R}$, sont

— l'axiome $\forall x x = x$

— pour chaque symbole de fonction $f \in \mathcal{F}$ d'arité n , l'axiome

$$\forall x_1 \cdots \forall x_i \forall x'_i \cdots \forall x_n (x_i = x'_i \Rightarrow f(x_1, \cdots, x_i, \cdots, x_n) = f(x_1, \cdots, x'_i, \cdots, x_n))$$

— pour chaque symbole de relation $R \in \mathcal{R}$ d'arité n ,

$$\forall x_1 \cdots \forall x_i \forall x'_i \cdots \forall x_n (x_i = x'_i \Rightarrow (R(x_1, \cdots, x_i, \cdots, x_n) \Rightarrow R(x_1, \cdots, x'_i, \cdots, x_n)))$$

Tous ces axiomes spécifient que l'égalité est réflexive et est préservée par les symboles de fonction et de relation.

Exercice 6.1 (corrigé page 216). Prouver que l'on a nécessairement alors $\forall x \forall y (x = y \Rightarrow y = x)$.

Exercice 6.2. Prouver que l'on a nécessairement alors pour chaque symbole de relation $R \in \mathcal{R}$ d'arité n ,

$$\forall x_1 \cdots \forall x_i \forall x'_i \cdots \forall x_n (x_i = x'_i \Rightarrow (R(x_1, \cdots, x_i, \cdots, x_n) \Leftrightarrow R(x_1, \cdots, x'_i, \cdots, x_n))).$$

Exercice 6.3. Prouver que l'on a nécessairement alors pour chaque formule $F(x_1, x_2, \dots, x_n)$

$$\forall x_1 \cdots \forall x_i \forall x'_i \cdots \forall x_n (x_i = x'_i \Rightarrow (F(x_1, \cdots, x_i, \cdots, x_n) \Leftrightarrow F(x_1, \cdots, x'_i, \cdots, x_n))).$$

Exercice 6.4. Prouver que l'on a nécessairement alors $\forall x \forall y \forall z ((x = y \wedge y = z) \Rightarrow x = z)$.

On déduit des deux exercices précédents, que $=$ (et son interprétation) est une relation d'équivalence.

6.1.4 Petite parenthèse

Définition 6.4 Un modèle \mathfrak{M} d'une théorie \mathcal{T} sur une signature avec le symbole de relation $=$ est dit égalitaire, si l'interprétation de $=$ dans \mathfrak{M} est l'égalité.

En d'autres termes, l'interprétation du symbole $=$ dans \mathfrak{M} est le sous-ensemble $\{(x, x) | x \in M\}$ où M est l'ensemble de base de \mathfrak{M} .

Il se trouve que si ce n'est pas le cas, et si les axiomes de l'égalité font partie de la théorie \mathcal{T} , alors on peut s'y ramener :

Proposition 6.1 Soit \mathcal{T} une théorie sur une signature Σ , avec au moins le symbole $=$ comme symbole de relation, qui contient tous les axiomes de l'égalité pour Σ .

Si \mathcal{T} possède un modèle, alors \mathcal{T} possède un modèle égalitaire.

Démonstration: On peut quotienter le domaine M de tout modèle \mathfrak{M} de \mathcal{T} par la relation d'équivalence qui place dans la même classe d'équivalence x et y lorsque l'interprétation de $x = y$ est vraie dans \mathfrak{M} (i.e. l'interprétation de $=$). Le modèle quotient, c'est-à-dire celui dont les éléments sont les classes d'équivalence de cette relation d'équivalence, est par définition égalitaire. \square

Du coup, une théorie \mathcal{T} possède un modèle égalitaire si et seulement si tous les axiomes de l'égalité (pour la signature correspondante) possèdent un modèle.

Exemple 6.5 Dans l'exemple 6.3, la phrase devrait être : les modèles égalitaires de la formule (6.2) caractérisent les triangles.

Ou encore : la formule (6.2) avec les axiomes de l'égalité (dans ce cas $\forall x x = x, \forall x \forall x' \forall y (x = x' \Rightarrow (R(x, y) \Rightarrow R(x', y))), \forall x \forall y \forall y' (y = y' \Rightarrow (R(x, y) \Rightarrow R(x, y'))))$) caractérise les triangles.

6.1.5 Groupes

Commençons par parler des groupes, en théorie des groupes.

Exemple 6.6 (Groupe) Un groupe est un modèle de la théorie constituée des axiomes de l'égalité et des deux formules :

$$\forall x \forall y \forall z x * (y * z) = (x * y) * z \quad (6.3)$$

$$\exists e \forall x (x * e = e * x = x \wedge \exists y (x * y = y * x = e)) \quad (6.4)$$

sur la signature $\Sigma = (\emptyset, \{*\}, \{=\})$, où $*$ et $=$ sont d'arité 2.

La première propriété exprime le fait que la loi du groupe $*$ est associative, et la seconde qu'il existe un élément neutre, e , tel que tout élément possède un inverse.

Exemple 6.7 (Groupe commutatif) Un groupe commutatif est un modèle de la théorie constituée des axiomes de l'égalité et des trois formules :

$$\forall x \forall y \forall z x * (y * z) = (x * y) * z \quad (6.5)$$

$$\exists e \forall x (x * e = e * x = x \wedge \exists y (x * y = y * x = e)) \quad (6.6)$$

$$\forall x \forall y x * y = y * x \quad (6.7)$$

sur la même signature.

6.1.6 Corps

Exemple 6.8 (Corps commutatif) *Un corps commutatif est un modèle de la théorie constituée des axiomes de l'égalité et des formules*

$$\forall x \forall y \forall z (x + (y + z) = (x + y) + z) \quad (6.8)$$

$$\forall x \forall y (x + y = y + x) \quad (6.9)$$

$$\forall x (x + \mathbf{0} = x) \quad (6.10)$$

$$\forall x \exists y (x + y = \mathbf{0}) \quad (6.11)$$

$$\forall x \forall y \forall z x * (y + z) = x * y + x * z \quad (6.12)$$

$$\forall x \forall y \forall z ((x * y) * z) = (x * (y * z)) \quad (6.13)$$

$$\forall x \forall y (x * y = y * x) \quad (6.14)$$

$$\forall x (x * \mathbf{1} = x) \quad (6.15)$$

$$\forall x \exists y (x = \mathbf{0} \vee x * y = \mathbf{1}) \quad (6.16)$$

$$-\mathbf{1} = \mathbf{0} \quad (6.17)$$

sur une signature avec deux symboles de constantes $\mathbf{0}$ et $\mathbf{1}$, deux symboles de fonctions $+$ et $*$ d'arité 2, et le symbole de relation $=$ d'arité 2.

Par exemple \mathbb{R} ou \mathbb{C} avec l'interprétation standard sont des modèles de ces théories.

Si l'on ajoute à la théorie la formule F_p définie par $\mathbf{1} + \dots + \mathbf{1} = \mathbf{0}$, où $\mathbf{1}$ est répété p fois, les modèles sont les corps de caractéristique p : par exemple \mathbb{Z}_p , lorsque p est premier.

Si l'on veut décrire un corps de caractéristique nulle, il faut considérer la théorie constituée des axiomes précédents et de l'union des négations des axiomes F_p , pour p un nombre premier.

Exemple 6.9 (Corps algébriquement clos) *Pour chaque entier n , on considère la formule G_n*

$$\forall x_0 \forall x_1 \dots \forall x_{n-1} \exists x (x_0 + x_1 * x + x_2 * x^2 + \dots + x_{n-1} * x^{n-1} + x^n = 0)$$

où le lecteur aura deviné que x^k est $x * \dots * x$ avec x répété k fois.

Un corps commutatif algébriquement clos est un modèle de la théorie constituée des axiomes des corps commutatifs et de l'union des formules G_n pour $n \in \mathbb{N}$.

Par exemple, \mathbb{C} est algébriquement clos. \mathbb{R} n'est pas algébriquement clos, car $x^2 + 1$ ne possède pas de racine réelle.

6.1.7 Arithmétique de Robinson

On peut aussi chercher à axiomatiser les entiers. Voici une première tentative.

Exemple 6.10 (Arithmétique de Robinson) *Considérons la signature constituée du symbole de constante $\mathbf{0}$, d'une fonction unaire s , et de deux fonctions binaires $+$ et $*$, et des relations binaires $<$ et $=$.*

Les axiomes de l'arithmétique de Robinson sont les axiomes de l'égalité et

$$\forall x \neg s(x) = \mathbf{0} \quad (6.18)$$

$$\forall x \forall y (s(x) = s(y) \Rightarrow x = y) \quad (6.19)$$

$$\forall x (x = \mathbf{0} \vee \exists y s(y) = x) \quad (6.20)$$

$$\forall x \mathbf{0} + x = x \quad (6.21)$$

$$\forall x s(x) + y = s(x + y) \quad (6.22)$$

$$\forall x \mathbf{0} * x = \mathbf{0} \quad (6.23)$$

$$\forall x s(x) * y = x * y + y \quad (6.24)$$

$$(6.25)$$

La structure dont l'ensemble de base est les entiers, et où l'on interprète $+$ par l'addition, $*$ par la multiplication, et $s(x)$ par $x + 1$ est un modèle de cette théorie. On appelle ce modèle *le modèle standard des entiers*.

Remarquons que l'on peut définir dans tout modèle des axiomes précédents un ordre, par la règle $x < y$ ssi $\exists z (x + s(z) = y)$.

Une alternative est de prendre $<$ comme primitif et d'ajouter les axiomes

$$\forall x \neg x < \mathbf{0} \quad (6.26)$$

$$\forall x \mathbf{0} = x \vee \mathbf{0} < x \quad (6.27)$$

$$\forall x \forall y (x < y \Leftrightarrow (s(x) < y \vee s(x) = y)) \quad (6.28)$$

$$\forall x \forall y (x < s(y) \Leftrightarrow (x < y \vee x = y)) \quad (6.29)$$

Exercice 6.5. Prouver que l'ordre défini par la règle $x < y$ ssi $\exists z (x + s(z) = y)$ satisfait ces formules.

Exercice 6.6 (corrigé page 216). Soit n et m deux entiers. On note $s^n(\mathbf{0})$ pour $s(s(\dots s(\mathbf{0})))$ avec s répété n fois, avec la convention $s^{(0)} = \mathbf{0}$.

Montrer par récurrence que

$$s^n(\mathbf{0}) + s^m(\mathbf{0}) = s^{n+m}(\mathbf{0}).$$

Trouver un modèle des axiomes de Robinson où deux éléments a et b sont tels que $a + b \neq b + a$.

En déduire que les axiomes de Robinson ne suffisent pas à axiomatiser les entiers : il y a d'autres modèles que le modèle standard des entiers de ces axiomes.

Exercice 6.7. Ajoutons $\forall x \forall y (x + y = y + x)$ aux axiomes précédents pour garantir la commutativité de l'addition. Produire un modèle des axiomes obtenus qui n'est pas le modèle standard des entiers : par exemple, avec deux éléments a et b tels que $a * b \neq b * a$.

Plutôt que de chercher à ajouter certains axiomes pour garantir des propriétés comme la commutativité de l'addition ou la multiplication, on va considérer des familles d'axiomes.

6.1.8 Arithmétique de Peano

Exemple 6.11 (Arithmétique de Peano) *Considérons une signature constituée du symbole de constante $\mathbf{0}$, d'une fonction unaire s , et de deux fonctions binaires $+$ et $*$, et de la relation binaire $=$.*

Les axiomes de l'arithmétique de Peano sont les axiomes de l'égalité et

$$\forall x \neg(s(x) = \mathbf{0}) \quad (6.30)$$

$$\forall x \forall y (s(x) = s(y) \Rightarrow x = y) \quad (6.31)$$

$$\forall x (x = \mathbf{0} \vee \exists y s(y) = x) \quad (6.32)$$

$$\forall x \mathbf{0} + x = x \quad (6.33)$$

$$\forall x s(x) + y = s(x + y) \quad (6.34)$$

$$\forall x \mathbf{0} * x = \mathbf{0} \quad (6.35)$$

$$\forall x s(x) * y = x * y + y \quad (6.36)$$

$$(6.37)$$

et l'ensemble de toutes les formules de la forme

$$\begin{aligned} \forall x_1 \cdots \forall x_n ((F(\mathbf{0}, x_1, \cdots, x_n) \wedge \forall x_0 (F(x_0, x_1, \cdots, x_n) \Rightarrow F(s(x_0), x_1, \cdots, x_n))) \\ \Rightarrow \forall x_0 F(x_0, x_1, \cdots, x_n)) \end{aligned} \quad (6.38)$$

où n est n'importe quel entier et $F(x_0, \cdots, x_n)$ est n'importe quelle formule de variables libres x_0, \cdots, x_n .

Il y a donc en fait une infinité d'axiomes. Les derniers axiomes visent à capturer le raisonnement par récurrence que l'on fait régulièrement sur les entiers.

Bien entendu, ces axiomes garantissent la propriété suivante : le modèle standard des entiers est un modèle de ces axiomes.

Exercice 6.8. *Prouver que l'axiome $\forall x (x = \mathbf{0} \vee \exists y s(y) = x)$ est en fait inutile : cette formule est conséquence des autres.*

Un intérêt est que cette fois on a :

Exercice 6.9 (corrigé page 217). *Prouver que dans tout modèle des axiomes de Peano, l'addition est commutative : la formule $\forall x \forall y (x + y = y + x)$ est satisfaite.*

Exercice 6.10. *Prouver que dans tout modèle des axiomes de Peano, la multiplication est commutative : la formule $\forall x \forall y (x * y = y * x)$ est satisfaite.*

Autrement dit, ces familles d'axiomes suffisent à garantir nombre des propriétés qui sont vraies sur les entiers.

On verra ultérieurement (théorème d'incomplétude) qu'il y reste cependant d'autres modèles que le modèle standard des entiers des axiomes de Peano.

6.2 Complétude

Le *théorème de complétude*, dû à Kurt Gödel, et parfois appelé *premier théorème de Gödel*, relie la notion de conséquence à la notion de prouvabilité, en montrant que ces deux notions coïncident.

6.2.1 Conséquence

La notion de conséquence est facile à définir.

Définition 6.5 (Conséquence) Soit F une formule. La formule F est dite une conséquence (sémantique) de la théorie \mathcal{T} si tout modèle de la théorie \mathcal{T} est un modèle de F . On note dans ce cas $\mathcal{T} \models F$.

Exemple 6.12 Par exemple, la formule $\forall x \forall y \ x * y = y * x$, qui exprime la commutativité, n'est pas une conséquence de la théorie des groupes (définition 6.6), car il y a des groupes qui ne sont pas commutatifs.

Exemple 6.13 On peut montrer que la formule $\forall x \ 0 + x = x$ est une conséquence des axiomes de Peano.

Exemple 6.14 L'exercice 6.6 prouve que la formule $\forall x \forall y (x + y = y + x)$ (commutativité de l'addition) n'est pas une conséquence des axiomes de Robinson.

6.2.2 Démonstration

Il faut aussi fixer la notion de démonstration, ce que nous allons faire, mais disons dans un premier temps que nous avons une notion de démonstration telle que l'on note $\mathcal{T} \vdash F$ si l'on peut prouver la formule close F à partir des axiomes de la théorie \mathcal{T} .

On espère au minimum de cette notion de preuve d'être valide : c'est-à-dire de dériver uniquement des conséquences : si F est une formule close, et si $\mathcal{T} \vdash F$, alors F est une conséquence de \mathcal{T} .

6.2.3 Énoncé du théorème de complétude

Le théorème de complétude dit en fait qu'on arrive à atteindre toutes les conséquences : les relations \models et \vdash sont les mêmes.

Théorème 6.1 (Théorème de complétude) Soit \mathcal{T} une théorie sur une signature dénombrable. Soit F une formule close. F est une conséquence de \mathcal{T} si et seulement si F se prouve à partir de \mathcal{T} .

6.2.4 Signification de ce théorème

Arrêtons-nous sur ce que cela signifie : autrement dit, **les énoncés prouvables sont exactement ceux qui sont vrais dans tous les modèles de la théorie.**

Cela signifie en particulier que

- si une formule close F n'est pas prouvable alors c'est qu'il existe un modèle qui n'est pas un modèle de F .
- si une formule close F est vraie dans tous les modèles des axiomes de la théorie, alors F est prouvable.

Exemple 6.15 Par exemple, la formule $\forall x \forall y x * y = y * x$, qui exprime la commutativité, n'est pas prouvable à partir des axiomes de la théorie des groupes.

Exemple 6.16 La formule $\forall x 0 + x = x$ est prouvable à partir des axiomes de Peano.

6.2.5 Autre formulation du théorème

On dit qu'une théorie \mathcal{T} est *cohérente* s'il n'existe pas de formule F telle que $\mathcal{T} \vdash F$ et $\mathcal{T} \vdash \neg F$.

On verra au détour de la preuve que cela revient aussi à dire :

Théorème 6.2 (Théorème de complétude) Soit \mathcal{T} une théorie sur une signature dénombrable. \mathcal{T} possède un modèle si et seulement si \mathcal{T} est cohérente.

6.3 Preuve du théorème de complétude

6.3.1 Un système de déduction

Il nous faut définir une notion de démonstration. Nous choisissons de considérer une notion basée sur la notion de preuve à la Frege et Hilbert, c'est-à-dire basée sur le modus ponens.

Par rapport au calcul propositionnel, on n'utilise plus seulement la règle de modus ponens, mais aussi une règle de *généralisation* : si F est une formule et x une variable, la règle de généralisation déduit $\forall x F$ de F .

Cette règle peut être considérée comme troublante, mais c'est ce que l'on fait dans le raisonnement courant régulièrement : si on arrive à prouver $F(x)$ sans hypothèse particulière sur x , alors on saura que $\forall x F(x)$.

On considère alors un certain nombre d'axiomes :

Définition 6.6 (Axiomes logiques du calcul des prédicats) Les axiomes logiques du calcul des prédicats sont :

1. toutes les instances des tautologies du calcul propositionnel ;
2. les axiomes des quantificateurs, c'est-à-dire
 - (a) les formules de la forme $(\exists x F \Leftrightarrow \neg \forall x \neg F)$, où F est une formule quelconque et x une variable quelconque ;
 - (b) les formules de la forme $(\forall x (F \Rightarrow G) \Rightarrow (F \Rightarrow \forall x G))$ où F et G sont des formules quelconques et x une variable qui n'a pas d'occurrence libre dans F ;

- (c) les formules de la forme $(\forall x F \Rightarrow F(t/x))$ où F est une formule, t un terme et aucune occurrence libre de x dans F ne se trouve dans le champ d'un quantificateur liant une variable de t , où $F(t/x)$ désigne la substitution de x par t .

Exercice 6.11. Montrer que les axiomes logiques sont valides.

Remarque 6.6 On pourrait ne pas mettre toutes les tautologies du calcul propositionnel, et comme pour le calcul propositionnel se limiter à certains axiomes, essentiellement les axiomes de la logique booléenne. Nous le faisons ici pour simplifier les preuves.

On obtient la notion de démonstration.

Définition 6.7 (Démonstration par modus ponens et généralisation) Soit \mathcal{T} une théorie et F une formule. Une preuve de F à partir de \mathcal{T} est une suite finie F_1, F_2, \dots, F_n de formules telle que F_n est égale à F , et pour tout i , ou bien F_i est dans \mathcal{T} , ou bien F_i est un axiome logique, ou bien F_i s'obtient par modus ponens à partir de deux formules F_j, F_k avec $j < i$ et $k < i$, ou bien F_i s'obtient à partir d'une formule F_j avec $j < i$ par généralisation.

On note $\mathcal{T} \vdash F$ si F est prouvable à partir de \mathcal{T} .

6.3.2 Théorème de finitude

On obtient d'abord facilement au passage le théorème de finitude.

Théorème 6.3 (Théorème de finitude) Pour toute théorie \mathcal{T} , et pour toute formule F , si $\mathcal{T} \vdash F$, alors il existe un sous-ensemble fini \mathcal{T}_0 de \mathcal{T} tel que $\mathcal{T}_0 \vdash F$.

Démonstration: Une démonstration est une suite finie de formules F_1, F_2, \dots, F_n . Elle ne fait donc appel qu'à un nombre fini \mathcal{T}_0 de formules de \mathcal{T} . Cette démonstration est aussi une démonstration de F dans la théorie \mathcal{T}_0 . \square

Corollaire 6.1 Si \mathcal{T} est une théorie dont toutes les parties finies sont cohérentes, alors \mathcal{T} est cohérente.

Démonstration: Sinon \mathcal{T} prouve $(F \wedge \neg F)$, pour une certaine formule F , et par le théorème de finitude on en déduit qu'il existe un sous-ensemble fini \mathcal{T}_0 de \mathcal{T} qui prouve aussi $(F \wedge \neg F)$. \square

6.3.3 Quelques résultats techniques

On aura besoin des résultats suivants, dont les preuves relèvent de jeux d'écriture ou de réécriture sur les démonstrations.

Tout d'abord une observation, qui a cependant son importance :

Lemme 6.1 *Si une théorie \mathcal{T} n'est pas cohérente, alors toute formule est démontrable dans \mathcal{T} .*

Démonstration: En effet, supposons que $\mathcal{T} \vdash F$ et que $\mathcal{T} \vdash \neg F$, et soit G une formule quelconque. On peut alors mettre bout à bout une démonstration de F et une démonstration de $\neg F$. Pour obtenir une démonstration de G , il suffit d'ajouter les formules suivantes à cette suite : la tautologie $F \Rightarrow (\neg F \Rightarrow G)$. La formule $\neg F \Rightarrow G$ qui s'obtient alors par modus ponens, puisque F est déjà apparue. Puis la formule G , qui s'obtient par modus ponens, puisque $\neg F$ est déjà apparue. \square

Lemme 6.2 (Lemme de déduction) *Supposons que $\mathcal{T} \cup \{F\} \vdash G$, avec F une formule close. Alors $\mathcal{T} \vdash (F \Rightarrow G)$.*

Démonstration: A partir d'une démonstration $G_0 G_1 \cdots G_n$ de G dans $\mathcal{T} \cup \{F\}$ on construit une démonstration de $(F \Rightarrow G)$ dans \mathcal{T} en faisant des insertions dans la suite $(F \Rightarrow G_0)(F \Rightarrow G_1) \cdots (F \Rightarrow G_n)$.

Si G_i est une tautologie, alors il n'y a rien à faire car $(F \Rightarrow G_i)$ en est une aussi.

Si G_i est F , alors il n'y a rien à faire car $(F \Rightarrow G_i)$ est une tautologie.

Si G_i est un axiome des quantificateurs ou encore un élément de \mathcal{T} , alors il suffit d'insérer¹ entre $(F \Rightarrow G_{i-1})$ et $(F \Rightarrow G_i)$ les formules G_i et $(G_i \Rightarrow (F \Rightarrow G_i))$ (qui est une tautologie).

Supposons maintenant que G_i soit obtenue par modus ponens : il y a des entiers $j, k < i$ tels que G_k soit $(G_j \Rightarrow G_i)$. On insère alors entre $(F \Rightarrow G_{i-1})$ et $(F \Rightarrow G_i)$ les formules ;

1. $((F \Rightarrow G_j) \Rightarrow ((F \Rightarrow (G_j \Rightarrow G_i)) \Rightarrow (F \Rightarrow G_i)))$ (une tautologie) ;
2. $(F \Rightarrow (G_j \Rightarrow G_i)) \Rightarrow (F \Rightarrow G_i)$ qui s'obtient par modus ponens à partir de la précédente à l'aide de $(F \Rightarrow G_j)$ qui est déjà apparue ;
3. $(F \Rightarrow G_i)$ se déduit alors par modus ponens de cette dernière formule et de $(F \Rightarrow (G_j \Rightarrow G_i))$, qui est déjà apparue puisque c'est $(F \Rightarrow G_k)$.

Supposons enfin que G_i soit obtenue par généralisation à partir de G_j avec $j < i$. On insère dans ce cas entre $(F \Rightarrow G_{i-1})$ et $(F \Rightarrow G_i)$ les formules :

1. $\forall x(F \Rightarrow G_j)$ obtenue par généralisation en partant de $(F \Rightarrow G_j)$;
2. $(\forall x(F \Rightarrow G_j) \Rightarrow (F \Rightarrow \forall x G_j))$ (un axiome des quantificateurs). F étant une formule close, x n'y est pas libre ;
3. $(F \Rightarrow G_i)$ se déduit alors par modus ponens à partir des deux précédentes.

\square

Le corollaire qui suit peut être vu comme la justification des preuves par l'absurde :

Corollaire 6.2 *$\mathcal{T} \vdash F$ si et seulement si $\mathcal{T} \cup \{\neg F\}$ n'est pas cohérente.*

Démonstration: Il est clair que si $\mathcal{T} \vdash F$ alors $\mathcal{T} \cup \{\neg F\}$ n'est pas cohérente. Réciproquement, si $\mathcal{T} \cup \{\neg F\}$ n'est pas cohérente, elle démontre n'importe quelle formule, et en particulier F par le lemme 6.1. Maintenant, par le lemme de déduction qui précède, on obtient que $\mathcal{T} \vdash \neg F \Rightarrow F$. Or $(\neg F \Rightarrow F) \Rightarrow F$ est une tautologie, ce qui montre que l'on a $\mathcal{T} \vdash F$. \square

1. Pour $i = 0$, il suffit de placer ces formules au début.

Lemme 6.3 Soit \mathcal{T} une théorie, et $F(x)$ une formule dont la seule variable libre est x . Soit c un symbole de constante qui n'apparaît ni dans F ni dans \mathcal{T} . Si $\mathcal{T} \vdash F(c/x)$ alors $\mathcal{T} \vdash \forall x F(x)$.

Démonstration: Considérons une démonstration $F_1 F_2 \cdots F_n$ de $F(c/x)$ dans \mathcal{T} . On considère une variable w qui n'est dans aucune formule F_i et on appelle K_i la formule obtenue en remplaçant dans F_i le symbole c par w .

Il s'avère que cela donne une preuve de $F(w/x)$: si F_i est un axiome logique, K_i aussi ; si F_i se déduit par modus ponens, alors K_i se déduit des mêmes formules, et si $F_i \in \mathcal{T}$ alors K_i est F_i .

Par généralisation, on obtient donc une preuve de $\forall w F(w/x)$, et par la remarque qui suit, on peut alors obtenir une preuve de $\forall x F(x)$. \square

Remarque 6.7 Si w est une variable qui n'a aucune occurrence dans F (ni libre ni liée) alors on peut prouver $\forall w F(w/x) \Rightarrow \forall x F$: en effet, puisque w n'a pas d'occurrence dans F , on peut donc prouver $\forall w F(w/x) \Rightarrow F$, (axiome (c) des quantificateurs, en observant que $(F(w/x))(x/w) = F$ avec ces hypothèses). Par généralisation, on obtient $\forall x (\forall w F(w/x) \Rightarrow F)$, et puisque x n'est pas libre dans $\forall w F(w/x)$, la formule $\forall x (\forall w F(w/x) \Rightarrow F) \Rightarrow (\forall w F(w/x) \Rightarrow \forall x F)$ fait partie des axiomes (b) des quantificateurs, ce qui permet d'obtenir $\forall w F(w/x) \Rightarrow \forall x F$ par modus ponens.

6.3.4 Validité du système de déduction

La validité de la méthode de preuve utilisée est facile à établir.

Théorème 6.4 (Validité) Soit \mathcal{T} une théorie. Soit F une formule.

Si $\mathcal{T} \vdash F$, alors tout modèle de \mathcal{T} est un modèle de la clôture universelle de F .

Démonstration: Il suffit de se convaincre que les axiomes logiques sont valides, et que le modus ponens et la généralisation ne font qu'inférer des faits qui sont valides dans tout modèle de \mathcal{T} . \square

C'était le sens facile du théorème de complétude.

6.3.5 Complétude du système de déduction

L'autre sens consiste à montrer que si F est une conséquence de \mathcal{T} alors F peut se prouver par notre méthode de preuve.

Définition 6.8

On dit qu'une théorie \mathcal{T} est complète si pour toute formule close F on a $\mathcal{T} \vdash F$ ou $\mathcal{T} \vdash \neg F$.

On dit qu'une théorie \mathcal{T} admet des témoins de Henkin si pour toute formule $F(x)$ avec une variable libre x , il existe un symbole de constante c dans la signature tel que $(\exists x F(x) \Rightarrow F(c))$ soit une formule de la théorie \mathcal{T} .

La preuve du théorème de complétude due à Henkin que nous présentons ici fonctionne en deux étapes.

1. On montre qu'une théorie cohérente, complète, et avec des témoins de Henkin admet un modèle.
2. On montre que toute théorie consistante admet une avec ces trois propriétés.

Lemme 6.4 *Si \mathcal{T} est une théorie cohérente, complète, et avec des témoins de Henkin, alors \mathcal{T} possède un modèle.*

Démonstration: L'astuce est de construire de toutes pièces un modèle, dont l'ensemble de base (le domaine) est l'ensemble M des termes clos sur la signature de la théorie : ce domaine n'est pas vide, car la signature a au moins les constantes.

La structure \mathfrak{M} est définie de la façon suivante :

1. si c est une constante, l'interprétation $c^{\mathfrak{M}}$ de c est la constante c elle-même.
2. si f est un symbole de fonction d'arité n , son interprétation $f^{\mathfrak{M}}$ est la fonction qui aux termes clos t_1, \dots, t_n associe le terme clos $f(t_1, \dots, t_n)$.
3. si R est un symbole de relation d'arité n , son interprétation $R^{\mathfrak{M}}$ est le sous-ensemble de M^n constitué des (t_1, \dots, t_n) tels que $\mathcal{T} \vdash R(t_1, \dots, t_n)$.

On observe que la structure obtenue vérifie la propriété suivante : pour toute formule close F , $\mathcal{T} \vdash F$ si et seulement si \mathfrak{M} est un modèle de F . Cela se prouve par induction structurelle sur F .

La propriété est vraie pour les formules atomiques.

En raison des propriétés des quantificateurs et connecteurs, et de la possibilité d'utiliser des occurrences des tautologies du calcul propositionnel dans notre méthode de preuve, il suffit de se convaincre de ce fait inductivement sur les formules du type $\neg G$, $(G \vee H)$ et $\forall xG$.

1. Cas $\neg G$: puisque \mathcal{T} est complète, $\mathcal{T} \vdash \neg G$ si et seulement si $\mathcal{T} \not\vdash G$, ce qui signifie inductivement $\mathfrak{M} \not\models G$, ou encore $\mathfrak{M} \models \neg G$.
2. Cas $(G \vee H)$: supposons $\mathfrak{M} \models (G \vee H)$, et donc $\mathfrak{M} \models G$ ou $\mathfrak{M} \models H$. Dans le premier cas par exemple, par hypothèse d'induction on a $\mathcal{T} \vdash G$, et puisque $(G \Rightarrow (G \vee H))$ est une tautologie, on a $\mathcal{T} \vdash (G \vee H)$. Réciproquement supposons que $\mathcal{T} \vdash (G \vee H)$. Si $\mathcal{T} \vdash G$ alors par hypothèse d'induction $\mathfrak{M} \models G$ et donc $\mathfrak{M} \models (G \vee H)$. Sinon, c'est que $\mathcal{T} \not\vdash G$, et parce que la théorie est complète, on a $\mathcal{T} \vdash \neg G$. Or puisque $(G \vee H \Rightarrow (\neg G \Rightarrow H))$ est une tautologie, on obtient que $\mathcal{T} \vdash H$ et par hypothèse d'induction, $\mathfrak{M} \models H$ et donc $\mathfrak{M} \models (G \vee H)$.
3. Cas $\exists xG(x)$: si $\mathfrak{M} \models \exists xG(x)$ c'est qu'il existe un terme clos t tel que $\mathfrak{M} \models G(t/x)$. Par hypothèse d'induction, $\mathcal{T} \vdash G(t/x)$. Or il est facile de trouver une démonstration formelle de $\exists xG(x)$ à partir d'une de $G(t/x)$. Réciproquement, supposons que $\mathcal{T} \vdash \exists xG(x)$. Grâce aux témoins de Henkin, on en déduit qu'il existe une constante c telle que $\mathcal{T} \vdash G(c/x)$, et par hypothèse d'induction $\mathfrak{M} \models G(c/x)$, et donc $\mathfrak{M} \models \exists xG(x)$.

□

Il reste la seconde étape. Une *extension d'une théorie* \mathcal{T} est une théorie \mathcal{T}' qui contient \mathcal{T} .

Proposition 6.2 *Toute théorie cohérente \mathcal{T} sur une signature Σ dénombrable possède une extension \mathcal{T}' sur une signature Σ' (avec Σ' qui contient Σ) dénombrable qui est cohérente, complète et avec des témoins de Henkin.*

Avant de prouver cette proposition, discutons de ce que nous obtenons : puisqu'un modèle de \mathcal{T}' est un modèle de \mathcal{T} , le lemme précédent et la proposition précédente permettent tout d'abord d'obtenir :

Corollaire 6.3 *Une théorie cohérente dénombrable possède un modèle.*

La remarque suivante relève d'un jeu sur les définitions :

Proposition 6.3 *Pour toute théorie \mathcal{T} et pour toute formule close F , F est une conséquence de \mathcal{T} si et seulement si $\mathcal{T} \cup \{\neg F\}$ n'a pas de modèle.*

Démonstration: Si F est une conséquence de \mathcal{T} , alors par définition tout modèle de \mathcal{T} est un modèle de F , autrement dit, il n'y a pas de modèle de $\mathcal{T} \cup \{\neg F\}$. La réciproque est triviale. \square

On obtient avec cette remarque exactement le théorème de complétude (ou le sens manquant de ce que nous avons appelé le théorème de complétude).

Théorème 6.5 *Soit F une formule close. Si F est une conséquence de la théorie \mathcal{T} , alors $\mathcal{T} \vdash F$.*

Démonstration: Si \mathcal{T} ne prouve pas F , alors $\mathcal{T} \cup \{\neg F\}$ est cohérente : par le corollaire précédente, $\mathcal{T} \cup \{\neg F\}$ possède donc un modèle. Cela veut donc dire que F n'est pas une conséquence de la théorie \mathcal{T} . \square

Il ne reste plus qu'à prouver la proposition 6.2.

Démonstration: La signature Σ' est obtenue en ajoutant un nombre dénombrable de nouvelles constantes à la signature Σ . La signature Σ' obtenue reste dénombrable et on peut énumérer les formules closes $(F_n)_{n \in \mathbb{N}}$ de Σ' . La théorie \mathcal{T}' est obtenue comme l'union d'une suite croissante de théories \mathcal{T}_n , définie par récurrence, en partant de $\mathcal{T}_0 = \mathcal{T}$. Supposons \mathcal{T}_n cohérente construite. Pour construire \mathcal{T}_{n+1} on considère la formule F_{n+1} dans l'énumération des formules closes de Σ' . Si $\mathcal{T}_n \cup F_{n+1}$ est cohérente, alors on pose $G_n = F_{n+1}$, sinon on pose $G_n = \neg F_{n+1}$. Dans les deux cas $\mathcal{T}_n \cup \{G_n\}$ est cohérente.

La théorie \mathcal{T}_{n+1} est définie par :

1. $\mathcal{T}_{n+1} = \mathcal{T}_n \cup \{G_n\}$ si G_n n'est pas de la forme $\exists xH$.
2. sinon : $\mathcal{T}_{n+1} = \mathcal{T}_n \cup \{G_n, H(c/x)\}$ où c est un nouveau symbole de constante qui n'apparaît dans aucune formule de $\mathcal{T}_n \cup \{G_n\}$: il y a toujours un tel symbole, car il y a un nombre fini de symboles de constantes dans $\mathcal{T}_n \cup \{G_n\}$.

La théorie \mathcal{T}_{n+1} est cohérente : en effet, si elle ne l'était pas, alors cela voudrait dire que G_n serait de la forme $\exists xH$, et que $\mathcal{T}_n \cup \{\exists xH\} \vdash \neg H(c/x)$. Par le choix de la constante c , et par le lemme 6.3, on obtient que $\mathcal{T}_n \cup \{\exists xH\} \vdash \forall x \neg H(x)$, ce qui est impossible car sinon \mathcal{T}_n ne serait pas cohérente.

La théorie $\mathcal{T}' = \bigcup_{n \in \mathbb{N}} \mathcal{T}_n$ définie comme l'union des théories \mathcal{T}_n est cohérente, puisque tout sous-ensemble fini de celle-ci est contenu dans l'une des théories \mathcal{T}_n , et donc est cohérent.

La théorie \mathcal{T}' est aussi complète : si F est une formule close de Σ' , elle apparaît à un moment dans l'énumération des formules F_n , et par construction, soit $F_n \in \mathcal{T}_n$ soit $\neg F_n \in \mathcal{T}_n$.

Enfin la théorie \mathcal{T}' a des témoins de Henkin : si $H(x)$ est une formule avec la variable libre x , alors la formule $\exists x H$ apparaît comme une formule dans l'énumération des formules F_n . Il y a alors deux cas, soit $\neg F_n \in \mathcal{T}_{n+1}$ ou il y a une constante c telle que $H(c/x) \in \mathcal{T}_{n+1}$. Dans les deux cas, $\mathcal{T}_{n+1} \vdash \exists x H(x) \Rightarrow H(c/x)$, ce qui prouve que $(\exists x H(x) \Rightarrow H(c/x))$ est dans \mathcal{T}' (sinon sa négation y serait, et \mathcal{T}' ne serait pas cohérente). \square

6.4 Compacité

Observons que l'on a en fait établi d'autres faits.

Théorème 6.6 (Théorème de compacité) *Soit \mathcal{T} une théorie sur une signature dénombrable telle que toute partie finie de \mathcal{T} possède un modèle. Alors \mathcal{T} possède un modèle.*

Démonstration: Considérons un sous-ensemble fini d'une telle théorie \mathcal{T} . Ce sous-ensemble est cohérent puisqu'il a un modèle. \mathcal{T} est donc une théorie telle que toute partie finie soit cohérente. Par le théorème de finitude, cela veut dire que la théorie elle-même est cohérente.

Par le corollaire 6.3, cela veut dire que \mathcal{T} possède un modèle. \square

Exercice 6.12 (corrigé page 217). *Utiliser le théorème de compacité pour prouver qu'il existe des modèles (non-standards) des axiomes de Peano.*

6.5 Autres conséquences

Théorème 6.7 (Löwenheim-Skolem) *Si \mathcal{T} une théorie sur une signature dénombrable possède un modèle, alors elle possède un modèle dont l'ensemble de base est dénombrable.*

Exercice 6.13 (corrigé page 217). *Prouver le théorème.*

6.6 Notes bibliographiques

Lectures conseillées Pour aller plus loin sur les notions évoquées dans ce chapitre, nous suggérons la lecture de [Cori and Lascar, 1993a], [Dowek, 2008] ainsi que la lecture de [Lassaigne and de Rougemont, 2004].

Bibliographie Ce chapitre a été rédigé en s'inspirant essentiellement des ouvrages [Cori and Lascar, 1993a] et [Lassaigne and de Rougemont, 2004].

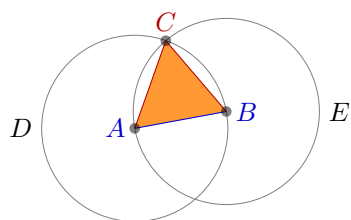
Chapitre 7

Modèles de calculs

Nous avons utilisé jusque-là à de multiples reprises la notion d'algorithme, sans en avoir donné une définition formelle. Intuitivement, on peut se dire qu'un algorithme est une méthode automatique, qui peut s'implémenter par un programme informatique, pour résoudre un problème donné.

Par exemple, la technique familière pour réaliser une addition, une multiplication, ou une division sur des nombres enseignée à l'école primaire correspond à un algorithme. Les techniques discutées pour évaluer la valeur de vérité d'une formule propositionnelle à partir de la valeur de ses propositions sont aussi des algorithmes. Plus généralement, nous avons décrit des méthodes de démonstration pour le calcul propositionnel ou le calcul des prédicats qui peuvent se voir comme des algorithmes.

Exemple 7.1 *L'exemple suivant est repris du manuel du paquetage TikZ-PGF version 2.0, lui-même inspiré des Éléments d'Euclide.*



Algorithme:

Pour construire un **triangle équilatéral** ayant pour côté AB : tracer le cercle de centre A de rayon AB ; tracer le cercle de centre B de rayon AB . Nommer C l'une des intersections de ces deux cercles. Le triangle ABC est la solution recherchée.

Nous allons voir dans les chapitres suivants que tous les problèmes ne peuvent pas être résolus par algorithme, et ce même pour des problèmes très simples à formuler : par exemple,

- il n'y a pas d'algorithme pour déterminer si une formule close du calcul des prédicats est valide dans le cas général ;

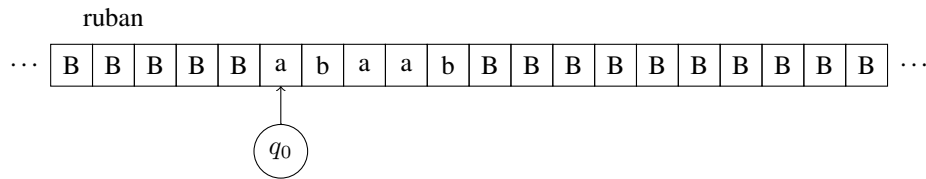


FIGURE 7.1 – Machine de Turing. La machine est sur l'état initial d'un calcul sur le mot *abaab*.

- il n'y a pas d'algorithme pour déterminer si un polynôme multivarié (à plusieurs variables) à coefficients entiers possède une racine entière (10^{ème} problème de Hilbert).

Historiquement, c'est en fait la formalisation de ce que l'on appelle une démonstration, et des limites des systèmes de preuve formelle qui a mené aux modèles que l'on va discuter. On a ultérieurement compris que la notion capturée par ces modèles était beaucoup plus large que simplement la formalisation de la notion de démonstration, et couvrait en réalité une formalisation de tout ce qui est calculable par dispositif informatique digital. Cela reste d'actualité, puisque les ordinateurs actuels sont digitaux.

Par ailleurs, plusieurs formalisations ont été proposées de ces notions de façon indépendante, en utilisant des notions a priori très différentes : en particulier par Alonzo Church en 1936, à l'aide du formalisme du λ -calcul, par Turing en 1936, à l'aide de ce que l'on appelle les *machines de Turing*, ou par Post en 1936, à l'aide de systèmes de règles très simples, appelés *systèmes de Post*. Par la suite, on s'est convaincu que de nombreux formalismes étaient équivalents à tous ces modèles.

L'objet de ce chapitre est de définir quelques modèles de calculs et de montrer qu'ils sont équivalents à celui de la machine de Turing. Nous finirons en évoquant ce que l'on appelle la *thèse de Church-Turing*.

Les modèles que l'on va décrire peuvent être considérés comme très abstraits, mais aussi et surtout très limités et loin de couvrir tout ce que l'on peut programmer avec les langages de programmation évolués actuels comme CAML ou JAVA. Tout l'objet du chapitre est de se convaincre qu'il n'en est rien : tout ce qui est programmable est programmable dans ces modèles.

7.1 Machines de Turing

7.1.1 Ingrédients

Une machine de Turing (déterministe) (voir la figure 7.1.1) est composée des éléments suivants :

1. Une mémoire infinie sous forme de ruban. Le ruban est divisé en cases. Chaque case peut contenir un élément d'un ensemble Σ (qui se veut un alphabet). On suppose que l'alphabet Σ est un ensemble fini.

2. une tête de lecture : la tête de lecture se déplace sur le ruban.
3. Un programme donné par une *fonction de transition* qui pour chaque état de la machine q , parmi un nombre fini d'états possibles Q , précise selon le symbole sous la tête de lecture :
 - (a) l'état suivant $q' \in Q$;
 - (b) le nouvel élément de Σ à écrire à la place de l'élément de Σ sous la tête de lecture;
 - (c) un sens de déplacement pour la tête de lecture.

L'exécution d'une machine de Turing sur un mot $w \in \Sigma^*$ peut alors se décrire comme suit : initialement, l'entrée se trouve sur le ruban, et la tête de lecture est positionnée sur la première lettre du mot. Les cases des rubans qui ne correspondent pas à l'entrée contiennent toutes l'élément B (symbole de blanc), qui est un élément particulier de Σ . La machine est positionnée dans son état initial q_0 : voir la figure 7.1.1.

A chaque étape de l'exécution, la machine, selon son état, lit le symbole se trouvant sous la tête de lecture, et selon ce symbole, elle

- remplace le symbole sous la tête de lecture par celui précisé par sa fonction transition ;
- déplace (ou non) cette tête de lecture d'une case vers la droite ou vers la gauche suivant le sens précisé par la fonction de transition ;
- change d'état vers l'état suivant.

Le mot w est dit accepté lorsque l'exécution de la machine finit par atteindre l'état d'acceptation.

7.1.2 Description

La notion de machine de Turing se formalise de la façon suivante :

Définition 7.1 (Machine de Turing) Une machine de Turing est un 8-uplet

$$M = (Q, \Sigma, \Gamma, B, \delta, q_0, q_a, q_r)$$

où :

1. Q est l'ensemble fini des états ;
2. Σ est un alphabet fini ;
3. Γ est l'alphabet de travail fini : $\Sigma \subset \Gamma$;
4. $B \in \Gamma$ est le caractère blanc ;
5. $q_0 \in Q$ est l'état initial ;
6. $q_a \in Q$ est l'état d'acceptation ;
7. $q_r \in Q$ est l'état de refus (ou d'arrêt) ;
8. δ est la fonction de transition : δ est une fonction (possiblement partielle) de $Q \times \Gamma$ dans $Q \times \Gamma \times \{\leftarrow, |, \rightarrow\}$. Le symbole \leftarrow est utilisé pour signifier un déplacement vers la gauche, $|$ aucun déplacement, \rightarrow un déplacement vers la droite.

Le langage accepté par une machine de Turing se définit à l'aide des notions de *configurations* et de la relation successeur entre configurations d'une machine de Turing. Une configuration correspond à toute l'information nécessaire pour décrire l'état de la machine à un instant donné, et pouvoir déterminer les états ultérieurs de la machine. A savoir :

- l'état ;
- le contenu du ruban ;
- la position de la tête de lecture.

Plus formellement,

Définition 7.2 (Configuration) Une configuration est donnée par la description du ruban, par la position de la tête de lecture/écriture, et par l'état interne.

Pour écrire une configuration, une difficulté est que le ruban est infini : le ruban correspond donc à une suite infinie de symboles de l'alphabet Γ de travail de la machine. Toutefois, on s'intéresse aux exécutions finies. A tout moment d'une exécution, seule une partie finie du ruban a pu être utilisée par la machine. En effet, initialement la machine contient un mot en entrée de longueur finie et fixée, et à chaque étape la machine déplace la tête de lecture au plus d'une seule case. Par conséquent, après t étapes, la tête de lecture a au plus parcouru t cases vers la droite ou vers la gauche à partir de sa position initiale. Par conséquent, le contenu du ruban peut à tout moment se définir par le contenu d'un préfixe fini, le reste ne contenant que le symbole blanc B . Pour noter la position de la tête de lecture, nous pourrions utiliser un entier $n \in \mathbb{Z}$.

Nous allons en fait utiliser plutôt l'astuce suivante qui a le seul mérite de simplifier nos définitions et nos preuves ultérieures : au lieu de voir le ruban comme un préfixe fini, nous allons le représenter par deux préfixes finis : le contenu de ce qui est à droite de la tête de lecture, et le contenu de ce qui est à gauche de la tête de lecture. On écrira le préfixe correspondant au contenu à droite comme habituellement de gauche à droite. Par contre, on écrira le préfixe correspondant au contenu à gauche de la tête de lecture de droite à gauche : l'intérêt est que la première lettre du préfixe gauche est la case immédiatement à gauche de la tête de lecture. Une *configuration* sera donc un élément de $Q \times \Gamma^* \times \Gamma^*$.

Formellement :

Définition 7.3 (Notation d'une configuration) Une configuration se note $C = (q, u, v)$, avec $u, v \in \Gamma^*$, $q \in Q$: u et v désignent le contenu respectivement à gauche et à droite de la tête de lecture du ruban i , la tête de lecture du ruban i étant sur la première lettre de v . On suppose que les dernières lettres de u et de v ne sont pas le symbole de blanc B .

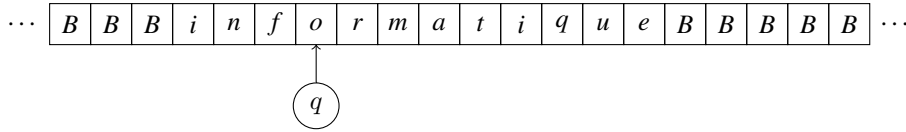
On fixe la convention que le mot v est écrit de gauche à droite (la lettre numéro $i + 1$ de v correspond au contenu de la case à droite de celle de numéro i) alors que le mot u est écrit de droite à gauche (la lettre numéro $i + 1$ de u correspond au contenu de la case à gauche de celle de numéro i , la première lettre de u étant à gauche de la tête de lecture).

Exemple 7.2 La configuration de la machine représentée sur la figure 7.1.1 est $(q_0, abaab, \epsilon)$.

On notera parfois autrement les configurations :

Définition 7.4 (Notation alternative) La configuration (q, u, v) sera aussi vue/notée dans certaines sections ou chapitres comme/par uqv , en gardant u et v écrit de gauche à droite.

Exemple 7.3 Une configuration comme



se code par la configuration $(q, fni, ormatique)$, ou parfois par $infqormatique$.

Une configuration est dite *acceptante* si $q = q_a$, *refusante* si $q = q_r$.

Pour $w \in \Sigma^*$, la configuration initiale correspondante à w est la configuration $C[w] = (q_0, \epsilon, w)$.

On note : $C \vdash C'$ si la configuration C' est le successeur direct de la configuration C par le programme (donné par δ) de la machine de Turing.

Formellement, si $C = (q, u, v)$ et si a désigne la première lettre¹ de v , et si $\delta(q, a) = (q', a', m')$ alors $C \vdash C'$ si

- $C' = (q', u', v')$, et
 - si $m' = |$, alors $u' = u$, et v' est obtenu en remplaçant la première lettre a de v par a' ;
 - si $m' = \leftarrow$, $v' = a'v$, et u' est obtenu en supprimant la première lettre de u ;
 - si $m' = \rightarrow$, $u' = a'u$, et v' est obtenu en supprimant la première lettre a de v .

Remarque 7.1 Ces règles traduisent simplement la notion de réécriture de la lettre a par la lettre a' et le déplacement correspondant à droite ou à gauche de la tête de lecture.

Définition 7.5 (Mot accepté) Un mot $w \in \Sigma^*$ est dit *accepté* (en temps t) par la machine de Turing, s'il existe une suite de configurations C_1, \dots, C_t avec :

1. $C_0 = C[w]$;
2. $C_i \vdash C_{i+1}$ pour tout $i < t$;
3. aucune configuration C_i pour $i < t$ n'est acceptante ou refusante.
4. C_t est acceptante.

Définition 7.6 (Mot refusé) Un mot $w \in \Sigma^*$ est dit *refusé* (en temps t) par la machine de Turing, s'il existe une suite de configurations C_1, \dots, C_t avec :

1. Avec la convention que la première lettre du mot vide est le blanc B .

1. $C_0 = C[w]$;
2. $C_i \vdash C_{i+1}$ pour tout $i < t$;
3. aucune configuration C_i pour $i < t$ n'est acceptante ou refusante.
4. C_t est refusante.

Définition 7.7 (Machine qui boucle sur un mot) On dit que la machine de Turing boucle sur un mot w , si w n'est ni accepté, et ni refusé.

Remarque 7.2 Chaque mot w est donc dans l'un des trois cas exclusifs suivants :

1. il est accepté par la machine de Turing ;
2. il est refusé par la machine de Turing ;
3. la machine de Turing boucle sur ce mot.

Remarque 7.3 La terminologie boucle signifie simplement que la machine ne s'arrête pas sur ce mot : cela ne veut pas dire nécessairement que l'on répète à l'infini les mêmes instructions. La machine peut boucler pour plusieurs raisons. Par exemple, parce qu'elle atteint une configuration qui n'a pas de successeur défini, ou parce qu'elle rentre dans un comportement complexe qui produit une suite infinie de configurations ni acceptante ni refusante.

Plus généralement, on appelle *calcul de Σ sur un mot $w \in \Sigma^*$* , une suite (finie ou infinie) de configurations $(C_i)_{i \in \mathbb{N}}$ telle que $C_0 = C[w]$ et pour tout i , $C_i \vdash C_{i+1}$, avec la convention qu'un état acceptant ou refusant n'a pas de successeur.

Définition 7.8 (Langage accepté par une machine) Le langage $L \subset \Sigma^*$ accepté par M est l'ensemble des mots w qui sont acceptés par la machine. On le note $L(M)$. On l'appelle $L(M)$ aussi le langage reconnu par M .

On n'aime pas en général les machines qui ne s'arrêtent pas. On cherche donc en général à garantir une propriété plus forte :

Définition 7.9 (Langage décidé par une machine) On dit qu'un langage $L \subset \Sigma^*$ est décidé par Σ par la machine si :

- pour $w \in L$, w est accepté par la machine ;
- pour $w \notin L$ (=sinon), w est refusé par la machine.

Autrement dit, la machine accepte L et termine sur toute entrée.

On dit dans ce cas que la machine *décide* L .

7.1.3 Programmer avec des machines de Turing

La programmation avec des machines de Turing est extrêmement bas niveau. Nous allons voir que l'on peut toutefois programmer réellement beaucoup de choses avec ce modèle. La première étape est de se convaincre que plein de problèmes simples peuvent se programmer. A vrai dire, la seule façon de s'en convaincre est d'essayer soi-même

de programmer avec des machines de Turing, c'est-à-dire de faire les exercices qui suivent.

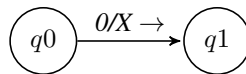
Exercice 7.1. Construire une machine de Turing qui accepte exactement les mots w sur l'alphabet $\Sigma = \{0, 1\}$ de la forme $0^n 1^n$, $n \in \mathbb{N}$.

Voici une solution. On considère une machine avec $Q = \{q_0, q_1, q_2, q_3, q_4\}$, $\Gamma = \{0, 1, X, Y, B\}$, l'état d'acceptation q_4 et une fonction de transition δ telle que :

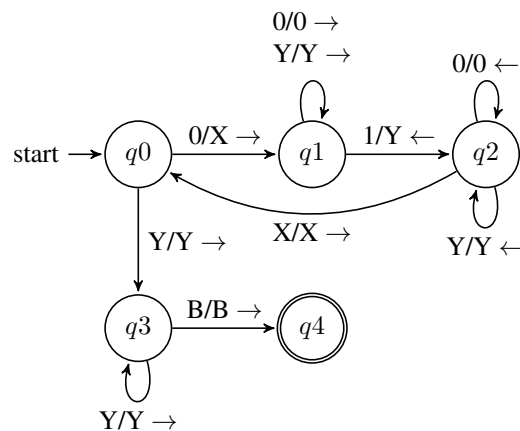
- $\delta(q_0, 0) = (q_1, X, \rightarrow)$;
- $\delta(q_0, Y) = (q_3, Y, \rightarrow)$;
- $\delta(q_1, 0) = (q_1, 0, \rightarrow)$;
- $\delta(q_1, 1) = (q_2, Y, \leftarrow)$;
- $\delta(q_1, Y) = (q_1, Y, \rightarrow)$;
- $\delta(q_2, 0) = (q_2, 0, \leftarrow)$;
- $\delta(q_2, X) = (q_0, X, \rightarrow)$;
- $\delta(q_2, Y) = (q_2, Y, \leftarrow)$;
- $\delta(q_3, Y) = (q_3, Y, \rightarrow)$;
- $\delta(q_3, B) = (q_4, B, \rightarrow)$.

On le voit, décrire de cette façon une machine de Turing est particulièrement peu lisible. On préfère représenter le programme d'une machine (la fonction δ) sous la forme d'un graphe : les sommets du graphe représentent les états de la machine. On représente chaque transition $\delta(q, a) = (q', a', m)$ par un arc de l'état q vers l'état q' étiqueté par $a/a' m$. L'état initial est marqué par une flèche entrante. L'état d'acceptation est marqué par un double cercle.

Exemple 7.4 Par exemple, la transition $\delta(q_0, 0) = (q_1, X, \rightarrow)$ se représente graphiquement par :



Selon ce principe, le programme précédent se représente donc par :



Exemple 7.7 Voici le diagramme espace-temps du calcul de la machine sur 0010 :

| | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
|-----|---|---|---|---|----------------|----------------|----------------|----------------|----------------|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|-----|
| ... | B | B | B | B | q ₀ | 0 | 0 | 1 | 0 | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | ... |
| ... | B | B | B | B | X | q ₁ | 0 | 1 | 0 | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | ... |
| ... | B | B | B | B | X | 0 | q ₁ | 1 | 0 | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | ... |
| ... | B | B | B | B | X | q ₂ | 0 | Y | 0 | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | ... |
| ... | B | B | B | B | q ₂ | X | 0 | Y | 0 | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | ... |
| ... | B | B | B | B | X | q ₀ | 0 | Y | 0 | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | ... |
| ... | B | B | B | B | X | X | q ₁ | Y | 0 | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | ... |
| ... | B | B | B | B | X | X | Y | q ₁ | 0 | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | ... |
| ... | B | B | B | B | X | X | Y | 0 | q ₁ | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | ... |

Observons que sur la dernière configuration plus aucune évolution n'est possible, et donc il n'y a pas de calcul accepté partant de 0010.

Exercice 7.2 (corrigé page 217). [Soustraction en unaire] Construire un programme de machine de Turing qui réalise une soustraction en unaire : partant d'un mot de la forme $0^m 1 0^n$, la machine s'arrête avec $0^{m \ominus n}$ sur son ruban (entouré de blancs), où $m \ominus n$ est $\max(0, m - n)$.

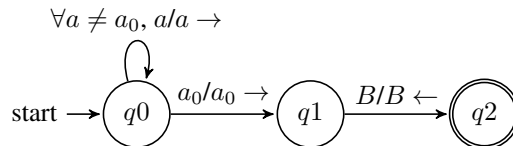
7.1.4 Techniques de programmation

Voici quelques techniques utilisées couramment dans la programmation des machines de Turing.

La première consiste à coder une information finie dans l'état de la machine. On va l'illustrer sur un exemple, où l'on va stocker le premier caractère lu dans l'état. Tant que l'information à stocker est finie, cela reste possible.

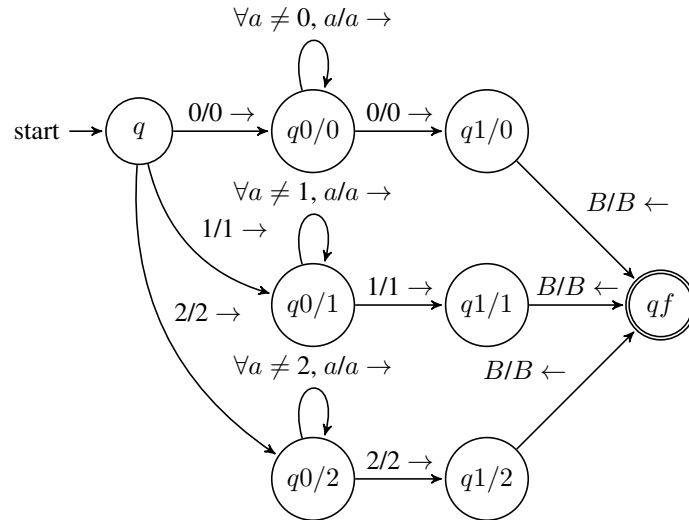
Exercice 7.3. Construire un programme de machine de Turing qui lit le symbole en face de la tête de lecture et vérifie que ce dernier n'apparaît nul part ailleurs à droite, sauf sur la toute dernière lettre à droite.

Si l'on fixe un symbole $a_0 \in \Sigma$ de l'alphabet Σ , il est facile de construire un programme qui vérifie que le symbole a_0 n'apparaît nul part sauf sur la toute dernière lettre à droite.



où $\forall a \neq a_0$ désigne le fait que l'on doit répéter la transition $a/a, \rightarrow$ pour tout symbole $a \neq a_0$.

Maintenant pour résoudre notre problème, il suffit de lire la première lettre a_0 et de recopier ce programme autant de fois qu'il y a de lettres dans Σ . Si $\Sigma = \{0, 1, 2\}$ par exemple :



On utilise donc le fait dans cet automate que l'on travaille sur des états qui peuvent être des couples : ici on utilise des couples q_i/j avec $i \in \{1, 2\}$, et $j \in \Sigma$.

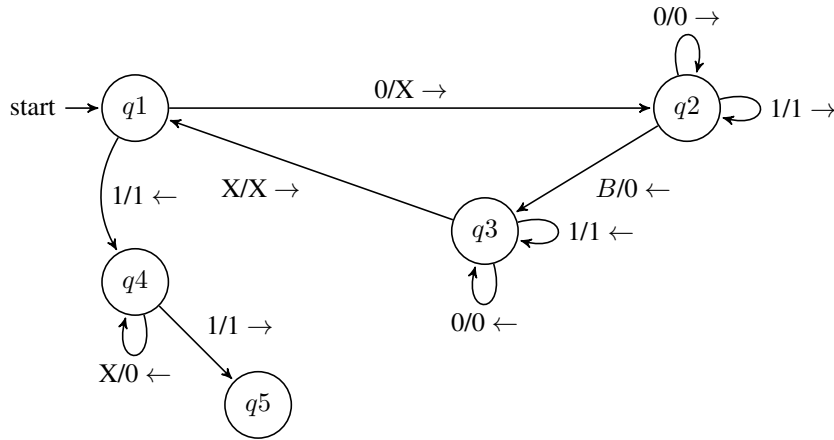
Une second technique consiste en l'utilisation de sous-procédures. Là encore, on va l'illustrer sur un exemple.

Exercice 7.4. [Multiplication en unaire] Construire un programme de machine de Turing qui réalise une multiplication en unaire : partant d'un mot de la forme $0^m 10^n$, la machine s'arrête avec 0^{m*n} sur son ruban.

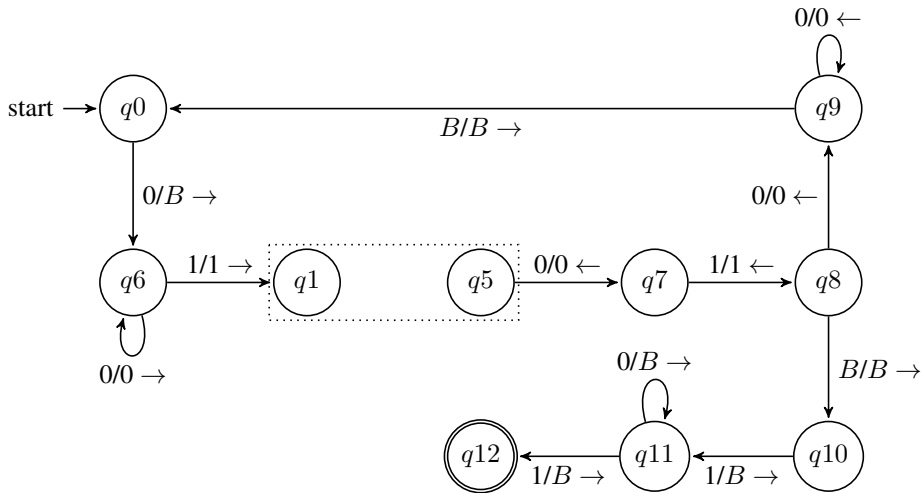
Une stratégie possible est la suivante :

1. le ruban contiendra un mot de la forme $0^i 10^n 10^{kn}$ pour un certain entier k ;
2. dans chaque étape, on change un 0 du premier groupe en un blanc, et on ajoute n 0 au dernier groupe, pour obtenir une chaîne de la forme $0^{i-1} 10^n 10^{(k+1)n}$;
3. en faisant ainsi, on copie le groupe de n 0 m fois, une fois pour chaque symbole du premier groupe mis à blanc. Quand il ne reste plus de blanc dans le premier groupe de 0, il y aura donc $m * n$ groupes dans le dernier groupe ;
4. la dernière étape est de changer le préfixe $10^n 1$ en des blancs, et cela sera terminé.

Le cœur de la méthode est donc la sous-procédure, que l'on appellera *Copy* qui implémente l'étape 2 : elle transforme une configuration $0^{m-k} 1q_1 0^n 1^{(k-1)n}$ en $0^{m-k} 1q_5 0^n 1^{kn}$. Voici une façon de la programmer : si l'on part dans l'état q_1 avec une telle entrée, on se retrouve dans l'état q_5 avec le résultat correct.



Une fois que l'on a cette sous-procédure, on peut concevoir l'algorithme global.



où le rectangle en pointillé signifie "coller ici le programme décrit avant pour la sous-procédure".

On le voit sur cet exemple, il est possible de programmer les machines de Turing de façon modulaire, en utilisant des notions de sous-procédure, qui correspondent en fait à des collages de morceaux de programme au sein du programme d'une machine, comme sur cet exemple.

7.1.5 Applications

Répetons-le : la seule façon de comprendre tout ce que l'on peut programmer avec une machine de Turing consiste à essayer de les programmer.

Voici quelques exercices.

Exercice 7.5. *Construire une machine de Turing qui ajoute 1 au nombre écrit en binaire (donc avec des 0 et 1) sur son ruban.*

Exercice 7.6. *Construire une machine de Turing qui soustrait 1 au nombre écrit en binaire (donc avec des 0 et 1) sur son ruban.*

Exercice 7.7. *Construire une machine de Turing qui accepte les chaînes de caractères avec le même nombre de 0 et de 1.*

7.1.6 Variantes de la notion de machine de Turing

Le modèle de la machine de Turing est extrêmement robuste.

En effet, existe de nombreuses variantes possibles autour du concept de machine de Turing, qui ne changent rien en fait à ce que l'on arrive à programmer avec ces machines.

On peut en effet assez facilement se persuader des propositions suivantes.

Restriction à un alphabet binaire

Proposition 7.1 *Toute machine de Turing qui travaille sur un alphabet Σ quelconque peut être simulée par une machine de Turing qui travaille sur un alphabet $\Sigma = \Gamma$ avec uniquement deux lettres (sans compter le caractère blanc).*

Démonstration (principe): L'idée est que l'on peut toujours coder les lettres de l'alphabet en utilisant un codage en binaire. Par exemple, si l'alphabet Σ possède 3 lettres a , b , et c , on peut décider de coder a par 00, b par 01 et c par 10 : voir la figure 7.2. Dans le cas plus général, il faut simplement utiliser éventuellement plus que 2 lettres.

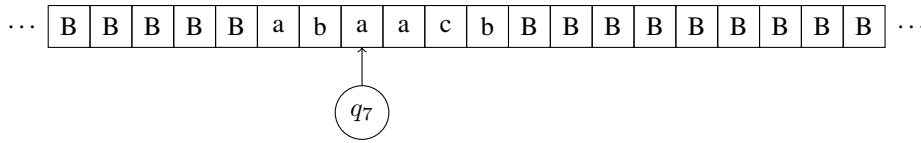
On peut alors transformer le programme d'une machine de Turing M qui travaille sur l'alphabet Σ en un programme M' qui travaille sur ce codage.

Par exemple, si le programme de M contient une instruction qui dit que si M est dans l'état q , et que la tête de lecture lit un a il faut écrire un c et se déplacer à droite, le programme de M' consistera à dire que si l'on est dans l'état q et que l'on lit 0 en face de la tête de lecture, et 0 à sa droite (donc ce qui est à droite de la tête de lecture commence par 00, i.e. le codage de a), alors il faut remplacer ces deux 0 par 10 (i.e. le codage de c) et se rendre dans l'état q' . En faisant ainsi, à chaque fois qu'un calcul de M produit un ruban correspondant à un mot w , alors M' produira un ruban correspondant au codage de w en binaire lettre par lettre. \square

Machines de Turing à plusieurs rubans

On peut aussi considérer des machines de Turing qui auraient plusieurs rubans, disons k rubans, où k est un entier. Chacun des k rubans possède sa propre tête de lecture. La machine possède toujours un nombre fini d'états Q . Simplement, maintenant la fonction de transition δ n'est plus une fonction de $Q \times \Gamma$ dans $Q \times \Gamma \times \{\leftarrow, |, \rightarrow\}$, mais de $Q \times \Gamma^k$ dans $Q \times \Gamma^k \times \{\leftarrow, |, \rightarrow\}^k$: en fonction de l'état de la machine et de ce

Machine M sur l'alphabet $\{a, b, c\}$



Machine M' simulant M sur l'alphabet $\{0, 1\}$.

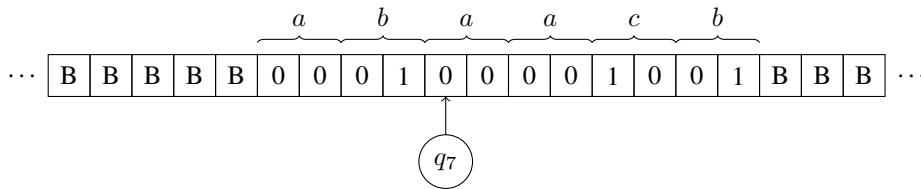


FIGURE 7.2 – Illustration de la preuve de la proposition 7.1.

qui est lu en face des têtes de lecture de chaque ruban, la fonction de transition donne les nouveaux symboles à écrire sur chacun des rubans, et les déplacements à effectuer sur chacun des rubans.

Il est possible de formaliser ce modèle, ce que nous ne ferons pas car cela n'apporte pas de réelle nouvelle difficulté.

On pourra se persuader du résultat suivant :

Proposition 7.2 *Toute machine de Turing qui travaille avec k -rubans peut être simulée par une machine de Turing avec un unique ruban.*

Démonstration (principe): L'idée est que si une machine M travaille avec k rubans sur l'alphabet Γ , on peut simuler M par une machine M' avec un unique ruban qui travaille sur l'alphabet $(\Gamma \times \{0, 1\} \cup \{\#\})$ (qui est toujours un alphabet fini).

Le ruban de M' contient la concaténation des contenus des rubans de M , séparés par un marqueur $\#$. On utilise $(\Gamma \times \{0, 1\} \cup \{\#\})$ au lieu de $(\Gamma \cup \{\#\})$ de façon à utiliser 1 bit d'information de plus par case qui stocke l'information "la tête de lecture est en face de cette case".

M' va simuler étape par étape les transitions de M : pour simuler une transition de M , M' va parcourir de gauche à droite son ruban pour déterminer la position de chacune des têtes de lecture, et le symbole en face de chacune des têtes de lecture (en mémorisant ces symboles dans son état interne). Une fois connus tous les symboles en face de chacune des têtes de lecture, M' connaît les symboles à écrire et les déplacements à effectuer pour chacune des têtes : M' va parcourir son ruban à nouveau de

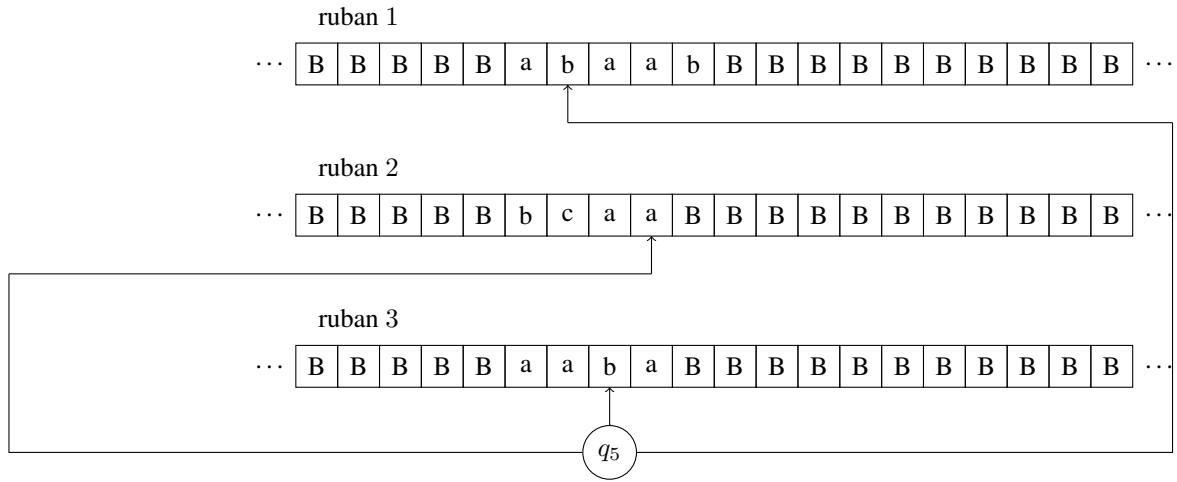


FIGURE 7.3 – Une machine de Turing à 3 rubans

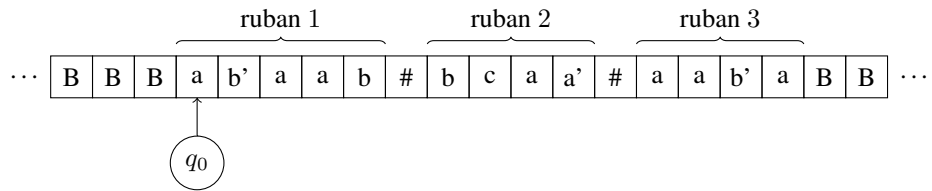


FIGURE 7.4 – Illustration de la preuve de la proposition 7.2 : représentation graphique d’une machine de Turing à 1 ruban simulant la machine à 3 rubans de la figure 7.3. Sur cette représentation graphique, on écrit une lettre primée lorsque le bit “la tête de lecture est en face de cette case” est à 1.

gauche à droite pour mettre à jour son codage de l'état de M . En faisant ainsi systématiquement transition par transition, M' va parfaitement simuler l'évolution de M avec son unique ruban : voir la figure 7.1.6 \square

Machines de Turing non-déterministes

On peut aussi introduire le concept de machine de Turing non-déterministe : la définition d'une machine de Turing non-déterministe est exactement comme celle de la notion de machine de Turing (déterministe) sauf sur un point. δ n'est plus une fonction de $Q \times \Gamma$ dans $Q \times \Gamma \times \{\leftarrow, |, \rightarrow\}$, mais une relation de la forme

$$\delta \subset (Q \times \Gamma) \times (Q \times \Gamma \times \{\leftarrow, |, \rightarrow\}).$$

En d'autres termes, pour un état et une lettre lue en face de la tête de lecture donnée, δ ne définit pas un seul triplet de $Q \times \Gamma \times \{\leftarrow, |, \rightarrow\}$, mais un ensemble de triplets. Intuitivement, lors d'une exécution la machine a la possibilité de choisir n'importe quel triplet.

Formellement, cela s'exprime par le fait que l'on peut passer de la configuration C à la configuration successeur C' si et seulement si on peut passer de C à C' (ce que nous notons $C \vdash C'$) avec les définitions précédentes, mais en remplaçant $\delta(q, a) = (q', a', m')$ par $((q, a), (q', a', m')) \in \delta$. Les autres définitions sont alors essentiellement inchangées, et comme pour les machines de Turing déterministes.

La différence est qu'une machine de Turing non-déterministe n'a pas une exécution unique sur une entrée w , mais éventuellement plusieurs : en fait, les exécutions de la machine sur un mot w donnent lieu à un arbre de possibilité, et l'idée est qu'on accepte (respectivement : refuse) un mot si l'une des branches contient une configuration acceptante (resp. de refus).

La notion de mot w accepté est (toujours) donnée par définition 7.5.

Le langage $L \subset \Sigma^*$ *accepté par M* est (toujours) l'ensemble des mots w qui sont acceptés par la machine. On le note (toujours) $L(M)$. On appelle (toujours) $L(M)$ aussi *le langage reconnu par M* .

On évite dans ce contexte de parler en général de mot *refusé*.

On dira cependant qu'un langage $L \subset \Sigma^*$ est *décidé par M* si il est accepté par une machine qui termine sur toute entrée : c'est-à-dire telle que pour $w \in L$, la machine possède **un** calcul qui mène à une configuration acceptante comme dans la définition 7.5, et pour $w \notin L$, **tous** les calculs de la machine mènent à une configuration refusante.

On peut prouver le résultat suivant (ce que nous ferons dans un chapitre ultérieur).

Proposition 7.3 *Une machine de Turing non-déterministe peut être simulée par une machine de Turing déterministe : un langage L est accepté par une machine de Turing non-déterministe si et seulement si il est accepté par une machine de Turing (déterministe).*

Évidemment, on peut considérer une machine de Turing comme une machine de Turing non-déterministe particulière. Le sens moins trivial de la proposition est que l'on peut simuler une machine de Turing non-déterministe par une machine de Turing (déterministe).

Autrement dit, autoriser du non-déterministe n'étend pas le modèle, tant que l'on parle de *calculabilité*, c'est-à-dire de ce que l'on peut résoudre. Nous verrons qu'en ce qui concerne la *complexité*, cela est une autre paire de manches.

7.1.7 Localité de la notion de calcul

Voici une propriété fondamentale de la notion de calcul, que nous utiliserons à de plusieurs reprises, et que nous invitons notre lecteur à méditer :

Proposition 7.4 (Localité de la notion de calcul) *Considérons le diagramme espace-temps d'une machine M . Regardons les contenus possibles des sous-rectangles de largeur 3 et de hauteur 2 dans ce diagramme. Pour chaque machine M , il y a un nombre fini possible de contenus que l'on peut trouver dans ces rectangles. Appelons fenêtres légales, les contenus possibles pour la machine M : voir la figure 7.6.*

Par ailleurs, cela fournit même une caractérisation des diagrammes espace-temps d'une machine donnée : un tableau est un diagramme espace-temps de M sur une certaine configuration initiale C_0 si et seulement si d'une part sa première ligne correspond à C_0 , et d'autre part dans ce tableau, le contenu de tous les rectangles de largeur 3 et de hauteur 2 possible sont parmi les fenêtres légales.

Démonstration: Il suffit de regarder chacun des cas possibles et de s'en convaincre, ce qui est fastidieux, mais sans aucune difficulté particulière. \square

Nous y reviendrons. Oublions-la pour l'instant, et revenons à d'autres modèles.

Remarque 7.4 *C'est aussi vrai dans les autres modèles dans un certain sens. Toutefois, cela y est toutefois beaucoup plus difficile à formuler.*

7.2 Machines RAM

Le modèle de la machine de Turing peut paraître extrêmement rudimentaire. Il n'en demeure pas extrêmement puissant, et capable de capturer la notion de calculable en informatique.

L'objectif de cette section est de se persuader de ce fait : tout ce qui est programmable par un dispositif de calcul informatique digital actuel peut se simuler par une machine de Turing. Pour cela, on va introduire un modèle très proche (le plus proche en fait que je connaisse) de la façon dont fonctionnent les processeurs actuels : le *modèle des machines RAM*.

7.2.1 Modèle des machines RAM

Le modèle des *machines RAM* (*Random Access Machine*) est un modèle de calcul qui ressemble beaucoup plus aux langages machine actuels, et à la façon dont fonctionnent les processeurs actuels.

Une machine RAM possède des registres qui contiennent des entiers naturels (nuls si pas encore initialisés). Les instructions autorisées dépendent du processeur que l'on veut modéliser (ou de l'ouvrage que l'on consulte qui décrit ce modèle), mais elles incluent en général la possibilité de :

(a)

| | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
|-----|---|---|---|---|-------|-------|-------|-------|-------|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|-----|-----|
| ... | B | B | B | B | q_0 | 0 | 0 | 1 | 0 | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | ... | |
| ... | B | B | B | B | X | q_1 | 0 | 1 | 0 | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | ... |
| ... | B | B | B | B | X | 0 | q_1 | 1 | 0 | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | ... |
| ... | B | B | B | B | X | q_2 | 0 | Y | 0 | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | ... |
| ... | B | B | B | B | q_2 | X | 0 | Y | 0 | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | ... |
| ... | B | B | B | B | X | q_0 | 0 | Y | 0 | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | ... |
| ... | B | B | B | B | X | X | q_1 | Y | 0 | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | ... |
| ... | B | B | B | B | X | X | Y | q_1 | 0 | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | ... |
| ... | B | B | B | B | X | X | Y | 0 | q_1 | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | B | ... |

(b)

| | | |
|---|---|---|
| 1 | 0 | B |
| Y | 0 | B |

FIGURE 7.5 – (a). Le diagramme espace-temps de l'exemple 7.7, sur lequel est grisé un sous-rectangle 3×2 . (b) La fenêtre (légale) correspondante.

| | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
|-------|--|-------|-------|---|-------|---|---|-----|--|---|-------|---|---|---|-------|-----|---|---|---|-------|---|---|---|
| (a) | <table border="1"><tr><td>a</td><td>q_1</td><td>b</td></tr><tr><td>q_2</td><td>a</td><td>c</td></tr></table> | a | q_1 | b | q_2 | a | c | (b) | <table border="1"><tr><td>a</td><td>q_1</td><td>b</td></tr><tr><td>a</td><td>a</td><td>q_2</td></tr></table> | a | q_1 | b | a | a | q_2 | (c) | <table border="1"><tr><td>a</td><td>a</td><td>q_1</td></tr><tr><td>a</td><td>a</td><td>b</td></tr></table> | a | a | q_1 | a | a | b |
| a | q_1 | b | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| q_2 | a | c | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| a | q_1 | b | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| a | a | q_2 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| a | a | q_1 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| a | a | b | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| (d) | <table border="1"><tr><td>#</td><td>b</td><td>a</td></tr><tr><td>#</td><td>b</td><td>a</td></tr></table> | # | b | a | # | b | a | (e) | <table border="1"><tr><td>a</td><td>b</td><td>a</td></tr><tr><td>a</td><td>b</td><td>q_2</td></tr></table> | a | b | a | a | b | q_2 | (f) | <table border="1"><tr><td>b</td><td>b</td><td>b</td></tr><tr><td>c</td><td>b</td><td>b</td></tr></table> | b | b | b | c | b | b |
| # | b | a | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| # | b | a | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| a | b | a | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| a | b | q_2 | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| b | b | b | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |
| c | b | b | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | | |

FIGURE 7.6 – Quelques fenêtres légales pour une autre machine de Turing M : on peut rencontrer chacun de ces contenus dans un sous-rectangle 3×2 du diagramme espace-temps de M .

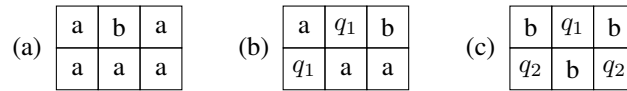


FIGURE 7.7 – Quelques fenêtres illégales pour une certaine machine M avec $\delta(q_1, b) = (q_1, c, \leftarrow)$. On ne peut pas rencontrer ces contenus dans un sous-rectangle 3×2 du diagramme espace-temps de M : En effet, dans (a), le symbole central ne peut pas changer sans que la tête lui soit adjacente. Dans (b), le symbole en bas à droite devrait être un c mais pas un a , selon la fonction de transition. Dans (c), il ne peut pas y avoir deux têtes de lecture sur le ruban.

1. copier le contenu d'un registre dans un autre ;
2. faire un adressage indirect : récupérer/écrire le contenu d'un registre dont le numéro est donné par la valeur d'un autre registre ;
3. effectuer des opérations élémentaires sur un ou des registres, par exemple additionner 1, soustraire 1 ou tester l'égalité à 0 ;
4. effectuer d'autres opérations sur un ou des registres, par exemple l'addition, la soustraction, la multiplication, division, les décalages binaires, les opérations binaires bit à bit.

Dans ce qui suit, nous réduirons tout d'abord la discussion aux *SRAM* (*Successor Random Access Machine*) qui ne possèdent que des instructions des types 1., 2. et 3. Nous verrons qu'en fait cela ne change pas grand chose, du moment que chacune des opérations du type 4. se simule par machine de Turing (et c'est le cas de tout ce qui est évoqué plus haut).

7.2.2 Simulation d'une machine RISC par une machine de Turing

Nous allons montrer que toute machine RAM peut être simulée par une machine de Turing.

Pour aider à la compréhension de la preuve, nous allons réduire le nombre d'instructions des machines RAM à un ensemble réduit d'instructions (*RISC reduced instruction set* en anglais) en utilisant un unique registre x_0 comme accumulateur.

Définition 7.11 Une machine RISC est une machine RAM dont les instructions sont uniquement de la forme :

1. $x_0 \leftarrow 0$;
2. $x_0 \leftarrow x_0 + 1$;
3. $x_0 \leftarrow x_0 \ominus 1$;
4. **if** $x_0 = 0$ **then** aller à l'instruction numéro j ;
5. $x_0 \leftarrow x_i$;
6. $x_i \leftarrow x_0$;
7. $x_0 \leftarrow x_{x_i}$;

8. $x_{x_0} \leftarrow x_i$.

Clairement, tout programme RAM avec des instructions du type 1., 2. et 3. peut être converti en un programme RISC équivalent, en remplaçant chaque instruction par des instructions qui passent systématiquement par l'accumulateur x_0 .

Théorème 7.1 *Toute machine RISC peut être simulée par une machine de Turing.*

Démonstration: La machine de Turing qui simule la machine RISC possède 4 rubans. Les deux premiers rubans codent les couples (i, x_i) pour x_i non nul. Le troisième ruban code l'accumulateur x_0 et le quatrième est un ruban de travail.

Plus concrètement, pour un entier i , notons $\langle i \rangle$ son écriture en binaire. Le premier ruban code un mot de la forme

$$\dots BB\langle i_0 \rangle B\langle i_1 \rangle \dots B \dots \langle i_k \rangle BB \dots$$

Le second ruban code un mot de la forme

$$\dots BB\langle x_{i_0} \rangle B\langle x_{i_1} \rangle \dots B \dots \langle x_{i_k} \rangle BB \dots$$

Les têtes de lecture des deux premiers rubans sont sur le deuxième B . Le troisième ruban code $\langle x_0 \rangle$, la tête de lecture étant tout à gauche. Appelons *position standard* une telle position des têtes de lecture.

La simulation est décrite pour trois exemples. Notre lecteur pourra compléter le reste.

1. $x_0 \leftarrow x_0 + 1$: on déplace la tête de lecture du ruban 3 tout à droite jusqu'à atteindre un symbole B . On se déplace alors d'une case vers la gauche, et on remplace les 1 par des 0 , en se déplaçant vers la gauche tant que possible. Lorsqu'un 0 ou un B est trouvé, on le change en 1 et on se déplace à gauche pour revenir en position standard.
2. $x_{23} \leftarrow x_0$: on parcourt les rubans 1 et 2 vers la droite, bloc délimité par B par bloc, jusqu'à atteindre la fin du ruban 1, ou ce que l'on lise un bloc $B10111B$ (10111 correspond à 23 en binaire).
Si la fin du ruban 1 a été atteinte, alors l'emplacement 23 n'a jamais été vu auparavant. On l'ajoute en écrivant 10111 à la fin du ruban 1, et on recopie le ruban 3 (la valeur de x_0) sur le ruban 2. On retourne alors en position standard.
Sinon, c'est que l'on a trouvé $B10111B$ sur le ruban 1. On lit alors $\langle x_{23} \rangle$ sur le ruban 2. Dans ce cas, il doit être modifié. On fait cela de la façon suivante :
 - (a) On copie le contenu à droite de la tête de lecture numéro 2 sur le ruban 4.
 - (b) On copie le contenu du ruban 3 (la valeur de x_0) à la place de x_{23} sur le ruban 2.
 - (c) On écrit B , et on recopie le contenu du ruban 4 à droite de la tête de lecture du ruban 2, de façon à restaurer le reste du ruban 2.
 - (d) On retourne en position standard.

3. $x_0 \leftarrow x_{x_{23}}$: En partant de la gauche des rubans 1 et 2, on parcourt les rubans 1 et 2 vers la droite, bloc délimité par B par bloc, jusqu'à atteindre la fin du ruban 1, ou ce que l'on lise un bloc $B10111B$ (10111 correspond à 23 en binaire). Si la fin du ruban 1 a été atteinte, on ne fait rien, puisque x_{23} vaut 0 et le ruban 3 contient déjà $\langle x_0 \rangle$. Sinon, c'est que l'on a trouvé $B10111B$ sur le ruban 1. On lit alors $\langle x_{23} \rangle$ sur le ruban 2, que l'on recopie sur le ruban 4. Comme ci-dessus, on parcourt les rubans 1 et 2 en parallèle jusqu'à trouver $B\langle x_{23} \rangle B$ où atteindre la fin du ruban 1. Si la fin du ruban 1 est atteinte, alors on écrit 0 sur le ruban 3, puisque $x_{x_{23}} = x_0$. Sinon, on copie le bloc correspondant sur le ruban 1 sur le ruban 3, puisque le bloc sur le ruban 2 contient $x_{x_{23}}$, et on retourne en position standard.

□

7.2.3 Simulation d'une machine RAM par une machine de Turing

Revenons sur le fait que nous avons réduit l'ensemble des opérations autorisées sur une machine *RAM* aux instructions du type 1., 2. et 3. En fait, on observera que l'on peut bien gérer toutes instructions du type 4., du moment que l'opération sous-jacente peut bien se calculer par machine de Turing : toute opération $x_0 \leftarrow x_0$ "opération" x_i peut être simulée comme plus haut, dès que "opération" correspond à une opération calculable.

7.3 Modèles rudimentaires

Le modèle des machines de Turing est extrêmement rudimentaire. On peut toutefois considérer des modèles qui le sont encore plus, et qui sont toutefois capable de les simuler.

7.3.1 Machines à $k \geq 2$ piles

Une machine à k piles, possède un nombre fini k de piles r_1, r_2, \dots, r_k , qui correspondent à des piles d'éléments de Σ . Les instructions d'une machine à piles permettent seulement d'empiler un symbole sur l'une des piles, tester la valeur du sommet d'une pile, ou dépiler le symbole au sommet d'une pile.

Si l'on préfère, on peut voir une pile d'éléments de Σ comme un mot w sur l'alphabet Σ . Empiler (*push*) le symbole $a \in M$ correspond à remplacer w par aw . Tester la valeur du sommet d'une pile (*top*) correspond à tester la première lettre du mot w . Dépiler (*pop*) le symbole au sommet de la pile correspond à supprimer la première lettre de w .

Théorème 7.2 *Toute machine de Turing peut être simulée par une machine à 2 piles.*

Démonstration: Selon la formalisation de la page 98, une configuration d'une machine de Turing correspond à $C = (q, u, v)$, où u et v désignent le contenu respectivement à gauche et à droite de la tête de lecture du ruban i . On peut voir u et v comme des

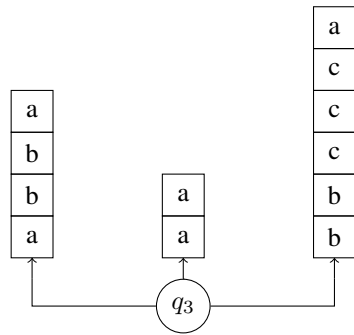


FIGURE 7.8 – Une machine à 3 piles.

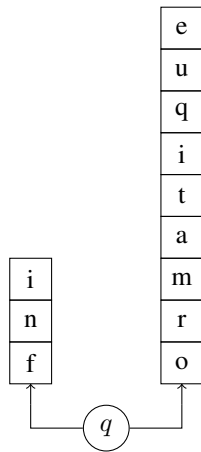


FIGURE 7.9 – La machine de Turing de l'exemple 7.3 vue comme une machine à 2-piles.

pires : voir la figure 7.9. Si l'on relit attentivement la formalisation page 98, on observe que les opérations effectuées par le programme de la machine de Turing pour passer de la configuration C à sa configuration successeur C' correspondent à des opérations qui se codent trivialement par des *push*, *pop*, et *top* : on peut donc construire une machine à 2 piles, chaque pile codant u ou v (le contenu à droite et à gauche de chacune des têtes de lecture), et qui simule étape par étape la machine de Turing. \square

7.3.2 Machines à compteurs

Nous introduisons maintenant un modèle encore plus rudimentaire : une *machine à compteurs* possède un nombre fini k de compteurs r_1, r_2, \dots, r_k , qui contiennent des entiers naturels. Les instructions d'une machine à compteur permettent seulement de tester l'égalité d'un des compteurs à 0, d'incrémenter un compteur ou de décrémenter un compteur. Tous les compteurs sont initialement nuls, sauf celui codant l'entrée.

Remarque 7.5 *C'est donc une machine RAM, mais avec un nombre très réduit d'instructions, et un nombre fini de registres.*

Plus formellement, toutes les instructions d'une machine à compteurs sont d'un des 4 types suivants.

- $\text{Inc}(c, j)$: on incrémente le compteur c puis on va à l'instruction j .
- $\text{Decr}(c, j)$: on décrémente le compteur c puis on va à l'instruction j .
- $\text{IsZero}(c, j, k)$: on teste si le compteur c est nul et on va à l'instruction j si c'est le cas, et à l'instruction k sinon.
- Halt : on arrête le calcul.

Par exemple, le programme suivant avec 3 compteurs

1. $\text{IsZero}(1, 5, 2)$
2. $\text{Decr}(1, 3)$
3. $\text{Inc}(3, 4)$
4. $\text{Inc}(3, 1)$
5. Halt

transforme $(n, 0, 0)$ en $(0, 0, 2n)$: si l'on part avec $r_1 = n, r_2 = r_3 = 0$, alors lorsqu'on atteint l'instruction Halt , on a $r_3 = 2n$, et les autres compteurs à 0.

Exercice 7.8. *Pour chacune des conditions suivantes, décrire des machines à compteur qui atteignent l'instruction Halt si et seulement si la condition est initialement vérifiée.*

- $r_1 \geq r_2 \geq 1$
- $r_1 = r_2$ ou $r_1 = r_3$
- $r_1 = r_2$ ou $r_1 = r_3$ ou $r_2 = r_3$

Théorème 7.3 *Toute machine à k -piles peut être simulée par une machine à $k + 1$ compteurs.*

Démonstration: L'idée est de voir une pile $w = a_1 a_2 \cdots a_n$ sur l'alphabet Σ de cardinalité $r - 1$ comme un entier i en base r : sans perte de généralité, on peut voir Σ comme $\Sigma = \{0, 1, \dots, r - 1\}$. Le mot w correspond à l'entier $i = a_n r^{n-1} + a_{n-1} r^{n-2} + \cdots + a_2 r + a_1$.

On utilise ainsi un compteur i pour chaque pile. Un $k + 1$ ème compteur, que l'on appellera *compteur supplémentaire*, est utilisé pour ajuster les compteurs et simuler chaque opération (empilement, dépilement, lecture du sommet) sur l'une des piles.

Dépiler correspond à remplacer i par $i \operatorname{div} r$, où div désigne la division entière : en partant avec le compteur supplémentaire à 0, on décrémente le compteur i de r (en r étapes) et on incrémente le compteur supplémentaire de 1. On répète cette opération jusqu'à ce que le compteur i atteigne 0. On décrémente alors le compteur supplémentaire de 1 en incrémentant le compteur i de 1 jusqu'à ce que le premier soit 0. A ce moment, on lit bien le résultat correct dans le compteur i .

Empiler le symbole a correspond à remplacer i par $i * r + a$: on multiplie d'abord par r : en partant avec le compteur supplémentaire à 0, on décrémente le compteur i de 1 et on incrémente le compteur supplémentaire de r (en r étapes) jusqu'à ce que le compteur i soit à 0. On décrémente alors le compteur supplémentaire de 1 en incrémentant le compteur i de 1 jusqu'à ce que le premier soit 0. A ce moment, on lit $i * r$ dans le compteur i . On incrémente alors le compteur i de a (en a incrémentations).

Lire le sommet d'une pile i correspond à calculer $i \operatorname{mod} r$, où $i \operatorname{mod} r$ désigne le reste de la division euclidienne de i par r : en partant avec le compteur supplémentaire à 0, on décrémente le compteur i de 1 et on incrémente le compteur supplémentaire de 1. Lorsque le compteur i atteint 0 on s'arrête. On décrémente alors le compteur supplémentaire de 1 en incrémentant le compteur i de 1 jusqu'à ce que le premier soit 0. On fait chacune de ces opérations en comptant en parallèle modulo r dans l'état interne de la machine. \square

Théorème 7.4 *Toute machine à $k \geq 3$ compteurs se simule par une machine à 2 compteurs.*

Démonstration: Supposons d'abord $k = 3$. L'idée est coder trois compteurs i, j et k par l'entier $m = 2^i 3^j 5^k$. L'un des compteurs stocke cet entier. L'autre compteur est utilisé pour faire des multiplications, divisions, calculs modulo m , pour m valant 2, 3, ou 5.

Pour incrémenter i, j ou k de 1, il suffit de multiplier m par 2, 3 ou 5 en utilisant le principe de la preuve précédente.

Pour tester si i, j ou $k = 0$, il suffit de savoir si m est divisible par 2, 3 ou 5, en utilisant le principe de la preuve précédente.

Pour décrémente i, j ou k de 1, il suffit de diviser m par 2, 3 ou 5 en utilisant le principe de la preuve précédente.

Pour $k > 3$, on utilise le même principe, mais avec les k premiers nombres premiers au lieu de simplement 2, 3, et 5. \square

Exercice 7.9. *Reprenre l'exercice précédent en utilisant systématiquement au plus 2 compteurs.*

En combinant les résultats précédents, on obtient :

Corollaire 7.1 *Toute machine de Turing se simule par une machine à 2 compteurs.*

Observons que la simulation est particulièrement inefficace : la simulation d'un temps t de la machine de Turing nécessite un temps exponentiel pour la machine à 2 compteurs.

7.4 Thèse de Church-Turing

7.4.1 Équivalence de tous les modèles considérés

Nous avons jusque-là introduit différents modèles, et montré qu'ils pouvaient tous être simulés par des machines de Turing, ou simuler les machines de Turing.

En fait, tous ces modèles sont équivalents au niveau de ce qu'ils calculent : on a déjà montré que les machines RAM pouvaient simuler les machines de Turing. On peut prouver le contraire. On a montré que les machines à compteurs, et les machines à piles simulaient les machines de Turing. Il est facile de voir que le contraire est vrai : on peut simuler l'évolution d'une machine à piles ou d'une machine à compteurs par machine de Turing. Tous les modèles sont donc bien équivalents, au niveau de ce qu'ils sont capables de calculer.

7.4.2 Thèse de Church-Turing

C'est l'ensemble de ces considérations qui ont donné naissance à la thèse de Church-Turing, exprimée très explicitement pour la première fois par Stephen Kleene, étudiant de Alonzo Church. Cette thèse affirme que "ce qui est effectivement *calculable* est calculable par une machine de Turing."

Dans cette formulation, la première notion de "*calculable*" fait référence à une notion donnée intuitive, alors que la seconde notion de "*calculable*" signifie "*calculable* par une machine de Turing", i.e. une notion formelle.

Puisqu'il n'est pas possible de définir formellement la première notion, cette thèse est une thèse au sens philosophique du terme. Il n'est pas possible de la prouver.

La thèse de Church est très largement admise.

7.5 Notes bibliographiques

Lectures conseillées Pour aller plus loin sur les notions évoquées dans ce chapitre, nous suggérons la lecture de [Hopcroft et al., 2001] en anglais, ou de [Wolper, 2001], [Stern, 1994] [Carton, 2008] en français.

D'autres formalismes équivalents aux machines de Turing existent. En particulier, la notion de fonctions récursives, qui est présentée par exemple dans [Dowek, 2008], [Stern, 1994] ou dans [Cori and Lascar, 1993b].

Bibliographie Ce chapitre a été rédigé à partir de la présentation des machines de Turing dans [Wolper, 2001], et des discussions dans [Hopcroft et al., 2001] pour la partie

sur leur programmation. La partie sur les machines RAM est inspirée de [Papadimitriou, 1994] et de [Jones, 1997].

Chapitre 8

Calculabilité

Ce chapitre présente les principaux résultats de la calculabilité. En d'autres termes, nous cherchons à comprendre la puissance des programmes informatiques. On y prouve que certains problèmes peuvent se résoudre informatiquement et que certains problèmes ne peuvent pas l'être. L'objectif est d'explorer les limites de la programmation informatique.

En pratique, on peut se dire qu'en informatique on s'intéresse à résoudre des problèmes, en les programmant, par des algorithmes, et que s'intéresser aux problèmes que l'on ne sait pas programmer ne présente que peu d'intérêt. Tout d'abord il convient de comprendre que les problèmes auxquels nous allons nous intéresser ne sont pas vraiment des problèmes pour lesquels on ne connaît pas de solution, mais, et c'est en encore beaucoup plus fort, des problèmes pour lesquels on sait qu'il est impossible de produire une solution algorithmique.

Pourquoi s'intéresser à comprendre les problèmes qui ne peuvent pas être résolus ? Premièrement, parce que comprendre qu'un problème ne peut pas être résolu est utile. Cela signifie que le problème doit être simplifié ou modifié pour pouvoir être résolu. Deuxièmement, parce que tous ces résultats sont culturellement très intéressants et permettent de bien mettre en perspective la programmation, et les limites des dispositifs de calculs, ou de l'automatisation de certaines tâches, comme par exemple la vérification.

8.1 Machines universelles

8.1.1 Interprètes

Un certain nombre de ces résultats est la conséquence d'un fait simple, mais qui mène à de nombreuses conséquences : on peut programmer *des interprètes*, c'est-à-dire des programmes qui prennent en entrée la description d'un autre programme et qui simulent ce programme.

Exemple 8.1 *Un langage comme JAVA est interprété : un programme JAVA est compilé en une description dans un codage que l'on appelle bytecode. Lorsqu'on cherche*

à lancer ce programme, l'interprète JAVA simule ce bytecode. Ce principe d'interprétation permet à un programme JAVA de fonctionner sur de nombreuses plates-formes et machines directement : seulement l'interprète dépend de la machine sur laquelle on exécute le programme. Le même bytecode peut être lancé sur toutes les machines. C'est en partie ce qui a fait le succès de JAVA : sa portabilité.

La possibilité de programmer des interprètes est donc quelque chose d'extrêmement positif.

Cependant, cela mène aussi à de nombreux résultats négatifs ou paradoxaux à propos de l'impossibilité de résoudre informatiquement certains problèmes, même très simples, comme nous allons le voir dans la suite.

Programmer des interprètes est possible dans tous les langages de programmation usuels, en particulier même pour les langages aussi rudimentaires que ceux des machines de Turing.

Remarque 8.1 *Nous n'allons pas parler de JAVA dans ce qui suit, mais plutôt de programmes de machines de Turing. Raisonner sur JAVA (ou tout autre langage) ne ferait que compliquer la discussion, sans changer le fond des arguments.*

Commençons par nous persuader que l'on peut réaliser des interprètes pour les machines de Turing : dans ce contexte, on appelle cela des *machines de Turing universelles*.

8.1.2 Codage d'une machine de Turing

Il nous faut fixer une représentation des programmes des machines de Turing. Le codage qui suit n'est qu'une convention. Tout autre codage qui garantit la possibilité de décoder (par exemple dans l'esprit du lemme 8.1) ferait l'affaire.

Définition 8.1 (Codage d'une machine de Turing) *Soit M une machine de Turing sur l'alphabet $\Sigma = \{0, 1\}$.*

Selon la définition 7.1, M correspond à un 8-uplet

$$M = (Q, \Sigma, \Gamma, B, \delta, q_0, q_a, q_r) :$$

- Q est un ensemble fini, dont on peut renommer les états $Q = \{q_1, q_2, \dots, q_z\}$, avec la convention que $q_1 = q_0$, $q_2 = q_a$, $q_3 = q_r$;
- Γ est un ensemble fini, dont on peut renommer les états $\Gamma = \{X_1, X_2, \dots, X_s\}$, avec la convention que X_s est le symbole B , et que X_1 est le symbole 0 de Σ , et que X_2 est le symbole 1 de Σ .

Pour $m \in \{\leftarrow, |, \rightarrow\}$, définissons $\langle m \rangle$ de la façon suivante : $\langle \leftarrow \rangle = 1$, $\langle | \rangle = 2$, $\langle \rightarrow \rangle = 3$.

On peut alors coder la fonction de transition δ de la façon suivante : supposons que l'une des règles de transition soit $\delta(q_i, X_j) = (q_k, X_l, m)$: le codage de cette règle est le mot $0^i 10^j 10^k 10^l 10^{\langle m \rangle}$ sur l'alphabet $\{0, 1\}$. Observons que puisque tous les entiers i, j, k, l sont non nuls, il n'y a pas de 1 consécutif dans ce mot.

Un codage, noté $\langle M \rangle$, de la machine de Turing M est un mot sur l'alphabet $\{0, 1\}$ de la forme

$$C_1 11 C_2 11 C_3 \cdots C_{n-1} 11 C_n,$$

où chaque C_i est le codage d'une des règles de transition de δ .

Remarque 8.2 A une machine de Turing peuvent correspondre plusieurs codages : on peut en particulier permuter les $(C_i)_i$, ou les états, etc. . . .

Le seul intérêt de ce codage est qu'il est décodable : on peut retrouver chacun des ingrédients de la description d'une machine de Turing à partir du codage de la machine.

Par exemple, si l'on veut retrouver le déplacement m pour une transition donnée :

Lemme 8.1 (Décodage du codage) On peut construire une machine de Turing M à quatre rubans, telle que si l'on met un codage $\langle M' \rangle$ d'une machine M' sur son premier ruban, 0^i sur son second, et 0^j sur son troisième, M produit sur son quatrième ruban le codage $\langle m \rangle$ du déplacement $m \in \{\leftarrow, |, \rightarrow\}$ tel que $\delta(q_i, X_j) = (q_k, X_l, m)$ où δ est la fonction de transition de la machine de Turing M' .

Démonstration (principe): On construit une machine qui parcourt le codage de M' jusqu'à trouver le codage de la transition correspondante, et qui lit dans le codage de cette transition la valeur de m désirée. \square

Nous aurons aussi besoin de coder des couples constitués du codage d'une machine de Turing M et d'un mot w sur l'alphabet $\{0, 1\}$. Une façon de faire est de définir le codage de ce couple, noté $\langle\langle M \rangle, w \rangle$ par

$$\langle\langle M \rangle, w \rangle = \langle M \rangle 111 w,$$

c'est-à-dire comme le mot obtenu en concaténant le codage de la machine de Turing M , trois fois le symbole 1, puis le mot w . Notre choix de codage d'une machine de Turing ne produisant jamais trois 1 consécutifs, l'idée est qu'on peut alors bien retrouver à partir du mot $\langle M \rangle 111 w$ ce qui correspond à M et ce qui correspond à w : bref, on peut bien décoder.

8.1.3 Coder des paires, des triplets, etc. . .

Nous venons de fixer un codage qui fonctionne pour une machine de Turing et un mot, mais on peut faire la remarque suivante : on peut de façon très générale fixer une façon de coder deux mots w_1 et w_2 en un unique mot w , c'est-à-dire de coder un couple de mots, i.e. un élément $\Sigma^* \times \Sigma^*$, par un mot, c'est-à-dire un unique élément de Σ^* , que l'on notera $\langle w_1, w_2 \rangle$.

Comment faire cela ?

Une première façon est de coder deux mots sur Σ par un unique mot sur un alphabet plus grand, de telle sorte que l'on soit capable de retrouver ces mots.

Par exemple, on peut décider de coder les mots $w_1 \in \Sigma^*$ et $w_2 \in \Sigma^*$ par le mot $w_1 \# w_2$ sur l'alphabet $\Sigma \cup \{\#\}$. Une machine de Turing peut alors retrouver à partir de ce mot à la fois w_1 et w_2 .

On peut même recoder le mot obtenu en binaire lettre par lettre pour obtenir une façon de coder deux mots sur $\Sigma = \{0, 1\}$ par un unique mot sur $\Sigma = \{0, 1\}$: par exemple, si $w_1\#w_2$ s'écrit lettre à lettre $a_1a_2 \cdots a_n$ sur l'alphabet $\Sigma \cup \{\#\}$, on définit $\langle w_1, w_2 \rangle$ comme le mot $e(a_1)e(a_2) \cdots e(a_n)$ où $e(0) = 00$, $e(1) = 01$ et $e(\#) = 10$. Ce codage est encore décodable : à partir de $\langle w_1, w_2 \rangle$, une machine de Turing peut reconstruire w_1 et w_2 .

Par la suite, nous noterons $\langle w_1, w_2 \rangle$ le codage de la paire constituée du mot w_1 et du mot w_2 .

On observera que les résultats qui suivent ne dépendent pas vraiment du codage utilisé pour les paires : on peut donc coder une paire constitué d'une machine de Turing et d'un mot comme dans la section précédente, ou le considérer comme $\langle \langle M \rangle, w \rangle$, c'est-à-dire le codage du couple constitué du codage de la machine et du mot, indifféremment.

8.1.4 Existence d'une machine de Turing universelle

Ces discussions préliminaires étant faites, on peut se convaincre que l'on peut réaliser un interprète, c'est-à-dire ce que l'on appelle *une machine de Turing universelle* dans le contexte des machines de Turing.

Cela donne le théorème suivant :

Théorème 8.1 (Existence d'une machine de Turing universelle) *Il existe une machine de Turing M_{univ} telle, que sur l'entrée $\langle \langle A \rangle, w \rangle$ où :*

1. $\langle A \rangle$ est le codage d'une machine de Turing A ;
2. $w \in \{0, 1\}^*$;

M_{univ} simule la machine de Turing A sur l'entrée w .

Démonstration: On peut facilement se convaincre qu'il existe une machine de Turing M_{univ} à trois rubans telle que si l'on place :

- le codage $\langle A \rangle$ d'une machine de Turing A sur le premier ruban ;
- un mot w sur l'alphabet $\Sigma = \{0, 1\}$ sur le second ;

alors M_{univ} simule la machine de Turing A sur l'entrée w en utilisant son troisième ruban.

En effet, la machine M_{univ} simule transition par transition la machine A sur l'entrée w sur son second ruban : M_{univ} utilise le troisième ruban pour y stocker 0^q où q code l'état de la machine A à la transition que l'on est en train de simuler : initialement, ce ruban contient 0, le codage de q_0 .

Pour simuler chaque transition de A , M_{univ} lit la lettre X_j en face de sa tête de lecture sur le second ruban, va lire dans le codage $\langle A \rangle$ sur le premier ruban la valeur de q_k, X_l et m , pour la transition $\delta(q_i, X_j) = (q_k, X_l, m)$ de A , où 0^i est le contenu du troisième ruban. M_{univ} écrit alors X_l sur son second ruban, écrit q_k sur son troisième ruban, et déplace la tête de lecture selon le déplacement m sur le second ruban.

Pour prouver le résultat, il suffit alors d'utiliser une machine de Turing avec un unique ruban qui simule la machine à plusieurs rubans précédente, après avoir décodé $\langle A \rangle$ et w à partir de son entrée. \square

8.1.5 Premières conséquences

Voici une première utilisation de l'existence d'interprètes : la preuve de la proposition 7.3, c'est-à-dire la preuve qu'une machine de Turing non déterministe M peut être simulée par une machine de Turing déterministe.

La preuve est la suivante : la relation de transition de la machine non déterministe M est nécessairement de *degré de non déterminisme* borné : c'est-à-dire, le nombre

$$r = \max_{q \in Q, a \in \Gamma} |\{(q, a), (q', a', m) \in \delta\}|$$

est fini ($|\cdot|$ désigne le cardinal).

Supposons que pour chaque paire (q, a) on numérote les choix parmi la relation de transition de la machine non déterministe M de 1 à (au plus) r . A ce moment-là, pour décrire les choix non déterministes effectués dans un calcul jusqu'au temps t , il suffit de donner une suite de t nombres entre 1 et (au plus) r .

On peut alors construire une machine de Turing (déterministe) qui simule la machine M de la façon suivante : pour $t = 1, 2, \dots$, elle énumère toutes les suites de longueur t d'entiers entre 1 et r . Pour chacune de ces suites, elle simule t étapes de la machine M en utilisant les choix donnés par la suite pour résoudre chaque choix non déterministe de M . La machine s'arrête dès qu'elle trouve t et une suite telle que M atteigne une configuration acceptante.

8.2 Langages et problèmes décidables

Une fois ces résultats établis sur l'existence de machines universelles (interprètes), nous allons dans cette section essentiellement présenter quelques définitions.

Tout d'abord, il nous faut préciser que l'on s'intéresse dorénavant dans ce chapitre uniquement aux problèmes dont la réponse est soit *vraie* soit *fausse*, et ce, essentiellement pour simplifier la discussion : voir la figure 8.1.

8.2.1 Problèmes de décision

Définition 8.2 *Un problème de décision \mathcal{P} est la donnée d'un ensemble E , que l'on appelle l'ensemble des instances, et d'un sous-ensemble E^+ de E , que l'on appelle l'ensemble des instances positives.*

La question à laquelle on s'intéresse est de construire (si cela est possible) un algorithme qui décide si une instance donnée est positive ou non. On va formuler les problèmes de décision systématiquement sous la forme :

Définition 8.3 (Nom du problème)

Donnée: Une instance (i.e. un élément de E).

Réponse: Décider une certaine propriété (i.e. si cet élément est dans E^+).

On peut par exemple considérer les problèmes suivants :

Exemple 8.2 *Définition 8.4* (NOMBRE PREMIER)

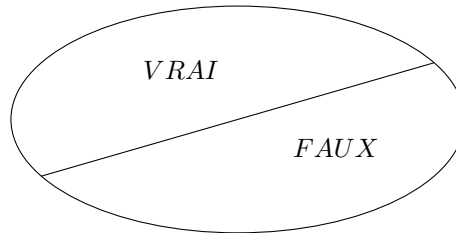


FIGURE 8.1 – Problèmes de décision : dans un problème de décision, on a une propriété qui est soit vraie soit fausse pour chaque instance. L'objectif est de distinguer les instances positives E^+ (où la propriété est vraie) des instances négatives $E \setminus E^+$ (où la propriété est fausse).

Donnée: Un entier naturel n .

Réponse: Décider si n est premier.

Exemple 8.3 Définition 8.5 (CODAGE)

Donnée: Un mot w .

Réponse: Décider si w correspond au codage $\langle M \rangle$ d'une certaine machine de Turing M .

Exemple 8.4 Définition 8.6 (REACH)

Donnée: Un triplet constitué d'un graphe G , d'un sommet u et d'un sommet v du graphe.

Réponse: Décider s'il existe un chemin entre u et v dans le graphe G .

8.2.2 Problèmes versus Langages

On utilise indifféremment la terminologie problème ou langage dans tout ce qui suit.

Remarque 8.3 (Problèmes vs langages) Cela découle des considérations suivantes : à un problème (de décision) est associé un langage et réciproquement.

En effet, à un problème est associé généralement implicitement une fonction de codage (par exemple pour les graphes, une façon de coder les graphes) qui permet de coder les instances, c'est-à-dire les éléments de E , par un mot sur un certain alphabet Σ . On peut donc voir E comme un sous-ensemble de Σ^* , où Σ est un certain alphabet : au problème de décision \mathcal{P} , on associe le langage $L(\mathcal{P})$ correspondant à l'ensemble des mots codant une instance de E , qui appartient à E^+ :

$$L(\mathcal{P}) = \{w \mid w \in E^+\}.$$

Réciproquement, on peut voir tout langage L comme un problème de décision, en le formulant de cette façon :

Définition 8.7 (Problème associé au langage L)

Donnée: Un mot w .

Réponse: Décider si $w \in L$.

8.2.3 Langages décidables

On rappelle la notion de langage décidé, qui invite à introduire la notion de langage *décidable*.

Définition 8.8 (Langage décidable) *Un langage $L \subset M^*$ est dit décidable s'il est décidé par une certaine machine de Turing.*

Un langage ou un problème décidable est aussi dit *récurif*. Un langage qui n'est pas décidable est dit *indécidable*.

On note R pour la classe des langages et des problèmes *décidables*.

Par exemple :

Proposition 8.1 *Les problèmes de décision NOMBRE PREMIER, CODAGE et REACH sont décidables.*

La preuve consiste à construire une machine de Turing qui reconnaît respectivement si son entrée est un nombre premier, le codage d'une machine de Turing, ou une instance positive de REACH, ce que nous laissons en exercice de programmation élémentaire à notre lecteur.

Exercice 8.1 (corrigé page 218). *Soit A le langage constitué de la seule chaîne s où*

$$s = \begin{cases} 0 & \text{si Dieu n'existe pas} \\ 1 & \text{si Dieu existe} \end{cases}$$

Est-ce que A est décidable ? Pourquoi ? (la réponse ne dépend pas des convictions religieuses du lecteur).

8.3 Indécidabilité

Dans cette section, nous prouvons un des théorèmes les plus importants philosophiquement dans la théorie de la programmation : l'existence de problèmes qui ne sont pas décidables (i.e. *indécidables*).

8.3.1 Premières considérations

Observons tout d'abord, que cela peut s'établir simplement.

Théorème 8.2 *Il existe des problèmes de décision qui ne sont pas décidables.*

Démonstration: On a vu que l'on pouvait coder une machine de Turing par un mot fini sur l'alphabet $\Sigma = \{0, 1\}$: voir la définition 8.1. Il y a donc un nombre dénombrable de machines de Turing.

Par contre, il y a un nombre non dénombrable de langages sur l'alphabet $\Sigma = \{0, 1\}$: cela peut se prouver en utilisant un argument de diagonalisation comme dans le premier chapitre.

Il y a donc des problèmes qui ne correspondent à aucune machine de Turing (et il y en a même un nombre non dénombrable). \square

Le défaut d'une preuve comme celle-là est évidemment qu'elle ne dit rien sur les problèmes en question. Est-ce qu'ils sont ésotériques et d'aucun intérêt sauf pour le théoricien ?

Malheureusement, même des problèmes simples et naturels s'avèrent ne pas pouvoir se résoudre par algorithme.

8.3.2 Est-ce grave ?

Par exemple, dans l'un des problèmes indécidables, on se donne un programme et une spécification de ce que le programme est censé faire (par exemple trier des nombres), et l'on souhaite vérifier que le programme satisfait sa spécification.

On pourrait espérer que le processus de la vérification puisse s'automatiser, c'est-à-dire que l'on puisse construire un algorithme qui vérifie si un programme satisfait sa spécification. Malheureusement, cela est impossible : le problème général de la vérification ne peut pas se résoudre par ordinateur.

On rencontrera d'autres problèmes indécidables dans ce chapitre. Notre objectif est de faire sentir à notre lecteur le type de problèmes qui sont indécidables, et de comprendre les techniques permettant de prouver qu'un problème ne peut pas être résolu informatiquement.

8.3.3 Un premier problème indécidable

On va utiliser un argument de *diagonalisation*, c'est-à-dire un procédé analogue à la diagonalisation de Cantor qui permet de montrer que l'ensemble des parties de \mathbb{N} n'est pas dénombrable : voir le premier chapitre.

Remarque 8.4 *Derrière l'argument précédent sur le fait qu'il y a un nombre non dénombrable de langages sur l'alphabet $\Sigma = \{0, 1\}$ se cachait déjà une diagonalisation. On fait ici une diagonalisation plus explicite, et constructive.*

On appelle *langage universel*, appelé encore *problème de l'arrêt des machines de Turing*, le problème de décision suivant :

Définition 8.9 (HALTING-PROBLEM)

Donnée: Le codage $\langle M \rangle$ d'une machine de Turing M et un mot w .

Réponse: Décider si la machine M accepte le mot w .

Remarque 8.5 *On peut aussi voir ce problème de la façon suivante : on se donne une paire $\langle \langle M \rangle, w \rangle$, où $\langle M \rangle$ est le codage d'une machine de Turing M , et w est un mot, et l'on souhaite décider si la machine M accepte le mot w .*

Théorème 8.3 *Le problème HALTING – PROBLEM n'est pas décidable.*

Démonstration: On prouve le résultat par un raisonnement par l'absurde. Supposons que HALTING – PROBLEM soit décidé par une machine de Turing A .

On construit alors une machine de Turing B qui fonctionne de la façon suivante :

- B prend en entrée un mot $\langle C \rangle$ codant une machine de Turing C ;
- B appelle la machine de Turing A sur la paire $\langle \langle C \rangle, \langle C \rangle \rangle$ (c'est-à-dire sur l'entrée constituée du codage de la machine de Turing C , et du mot w correspondant aussi à ce même codage) ;
- Si la machine de Turing A :
 - accepte ce mot, B refuse ;
 - refuse ce mot, B accepte.

Par construction B termine sur toute entrée.

On montre qu'il y a une contradiction, en appliquant la machine de Turing B sur le mot $\langle B \rangle$, c'est-à-dire sur le mot codant la machine de Turing B .

- Si B accepte $\langle B \rangle$, alors cela signifie, par définition de HALTING – PROBLEM et de A , que A accepte $\langle \langle B \rangle, \langle B \rangle \rangle$. Mais si A accepte ce mot, B est construit pour refuser son entrée $\langle B \rangle$. Contradiction.
- Si B refuse $\langle B \rangle$, alors cela signifie, par définition de HALTING – PROBLEM et de A , que A refuse $\langle \langle B \rangle, \langle B \rangle \rangle$. Mais si A refuse ce mot, B est construit pour accepter son entrée $\langle B \rangle$. Contradiction.

□

8.3.4 Problèmes semi-décidables

Le problème HALTING – PROBLEM est toutefois semi-décidable dans le sens suivant :

Définition 8.10 (Langage semi-décidable) *Un langage $L \subset M^*$ est dit semi-décidable s'il correspond à l'ensemble des mots acceptés par une machine de Turing M .*

Corollaire 8.1 *Le langage universel HALTING – PROBLEM est semi-décidable.*

Démonstration: Pour savoir si on doit accepter une entrée qui correspond au codage $\langle M \rangle$ d'une machine de Turing M et au mot w , il suffit de simuler la machine de Turing M sur l'entrée w . On arrête la simulation et on accepte si l'on détecte dans cette simulation que la machine de Turing M atteint un état accepteur. Sinon, on simule M pour toujours. □

Un langage semi-décidable est aussi dit *récurivement énumérable*.

On note RE la classe des langages et des problèmes semi-décidables : voir la figure 8.2.

Corollaire 8.2 $R \subsetneq RE$.

Démonstration: L'inclusion est par définition. Puisque HALTING – PROBLEM est dans RE et n'est pas dans R, l'inclusion est stricte. □

8.3.5 Un problème qui n'est pas semi-décidable

Commençons par établir le résultat fondamental suivant :

Théorème 8.4 *Un langage est décidable si et seulement s'il est semi-décidable et son complémentaire aussi.*

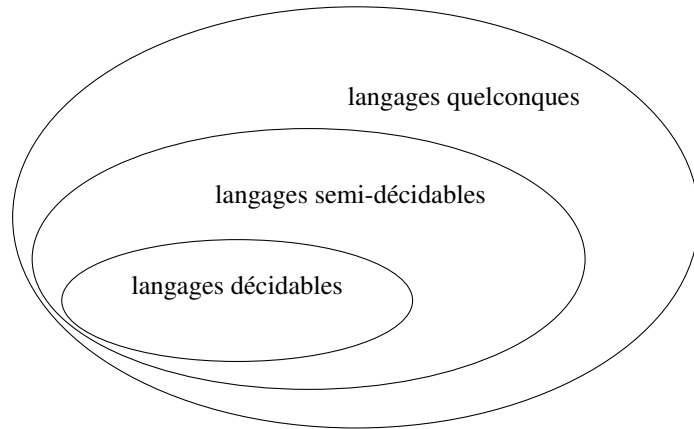


FIGURE 8.2 – Inclusions entre classes de langages.

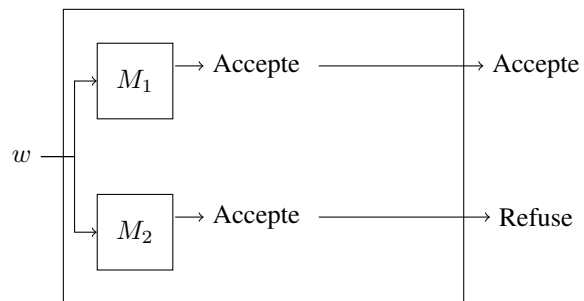


FIGURE 8.3 – Illustration de la preuve du théorème 8.4.

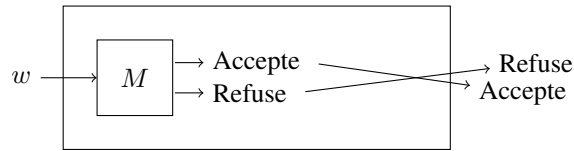


FIGURE 8.4 – Construction d’une machine de Turing acceptant le complément d’un langage décidable.

Remarque 8.6 *Ce résultat justifie la terminologie de semi-décidable, puisqu’un langage qui est semi-décidable et dont le complémentaire l’est aussi est décidable.*

Démonstration: sens \Leftarrow . Supposons que L soit semi-décidable et son complémentaire aussi. Il existe une machine de Turing M_1 qui termine en acceptant sur L , et une machine de Turing M_2 qui termine en acceptant sur son complémentaire. On construit une machine de Turing M qui, sur une entrée w , simule en parallèle¹ M_1 et M_2 , (c’est-à-dire que l’on simule t étapes de M_1 sur w , puis on simule t étapes de M_2 sur w , pour $t = 1, 2, \dots$) jusqu’à ce que l’une des deux termine : voir la figure 8.3. Si M_1 termine, la machine de Turing M accepte. Si c’est M_2 , la machine M refuse. La machine de Turing M que l’on vient de décrire décide L .

sens \Rightarrow . Par définition, un langage décidable est semi-décidable. En inversant dans la machine de Turing l’état d’acceptation et de refus, son complémentaire est aussi décidable (voir la figure 8.4) et donc aussi semi-décidable. \square

On considère alors le complémentaire du problème HALTING – PROBLEM, que l’on va noter $\overline{\text{HALTING – PROBLEM}}$.

Définition 8.11 ($\overline{\text{HALTING – PROBLEM}}$)

Donnée: Le codage $\langle M \rangle$ d’une machine de Turing M et un mot w .

Réponse: Décider si la machine M n’accepte pas le mot w .

Corollaire 8.3 *Le problème $\overline{\text{HALTING – PROBLEM}}$ n’est pas semi-décidable.*

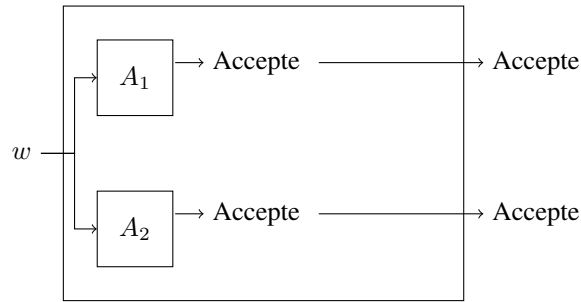
Démonstration: Sinon, par le théorème précédent, son complémentaire, le problème HALTING – PROBLEM, serait décidable. \square

8.3.6 Sur la terminologie utilisée

Un langage décidable est aussi appelé un langage *récurif* : la terminologie de *récurif* fait référence à la notion de fonction récurif : voir par exemple le cours [Dowek, 2008] qui présente la calculabilité par l’intermédiaire des fonctions récurives.

La notion de *énumérable* dans *récurivement énumérable* s’explique par le résultat suivant.

1. Une alternative est de considérer que M est une machine de Turing non-déterministe qui simule de façon non-déterministe soit M_1 soit M_2 .

FIGURE 8.5 – Construction d’une machine de Turing acceptant $L_1 \cup L_2$.

Théorème 8.5 *Un langage $L \subset M^*$ est récursivement énumérable si et seulement si l’on peut produire une machine de Turing qui affiche un à un (énumère) tous les mots du langage L .*

Démonstration: sens \Rightarrow . Supposons que L soit récursivement énumérable. Il existe une machine de Turing A qui termine en acceptant sur les mots de L .

L’ensemble des couples (t, w) , où t est un entier, w est un mot, est dénombrable. On peut se convaincre assez facilement qu’il est en fait effectivement dénombrable : on peut construire une machine de Turing qui produit le codage $\langle t, w \rangle$ de tous les couples (t, w) . Par exemple, on considère une boucle qui pour $t = 1, 2, \dots$ jusqu’à l’infini, considère tous les mots w de longueur inférieure ou égale à t , et produit pour chacun le couple $\langle t, w \rangle$.

Considérons une machine de Turing B qui en plus, pour chaque couple produit (t, w) , simule en outre t étapes de la machine A . Si la machine A termine et accepte en exactement t étapes, B affiche alors le mot w . Sinon B n’affiche rien pour ce couple.

Un mot du langage L , est accepté par A en un certain temps t . Il sera alors écrit par B lorsque celui-ci considérera le couple (t, w) . Clairement, tout mot w affiché par B est accepté par A , et donc est un mot de L .

sens \Leftarrow . Réciproquement, si l’on a une machine de Turing B qui énumère tous les mots du langage L , alors on peut construire une machine de Turing A , qui étant donné un mot w , simule B , et à chaque fois que B produit un mot compare ce mot au mot w . S’ils sont égaux, alors A s’arrête et accepte. Sinon, A continue à jamais.

Par construction, sur une entrée w , A termine et accepte si w se trouve parmi les mots énumérés par B , c’est-à-dire si $w \in L$. Si w ne se trouve pas parmi ces mots, par hypothèse, $w \notin L$, et donc par construction, A n’acceptera pas w . \square

8.3.7 Propriétés de clôture

Théorème 8.6 *L’ensemble des langages semi-décidables est clos par union et par intersection : autrement dit, si L_1 et L_2 sont semi-décidables, alors $L_1 \cup L_2$ et $L_1 \cap L_2$ le sont.*

Démonstration: Supposons que L_1 corresponde à $L(A_1)$ pour une machine de

Turing A_1 et L_2 à $L(A_2)$ pour une machine de Turing A_2 . Alors $L_1 \cup L_2$ correspond à $L(A)$ pour la machine de Turing A qui simule en parallèle A_1 et A_2 et qui termine et accepte dès que l'une des deux machines de Turing A_1 et A_2 termine et accepte : voir la figure 8.5.

$L_1 \cap L_2$ correspond à $L(A)$ pour la machine de Turing A qui simule en parallèle A_1 et A_2 et qui termine dès que les deux machines de Turing A_1 et A_2 terminent et acceptent.

□

Théorème 8.7 *L'ensemble des langages décidables est clos par union, intersection, et complément : autrement dit, si L_1 et L_2 sont décidables, alors $L_1 \cup L_2$, $L_1 \cap L_2$, et L_1^c le sont.*

Démonstration: On a déjà utilisé la clôture par complémentaire : en inversant dans la machine de Turing l'état d'acceptation et de refus, le complémentaire d'un langage décidable est aussi décidable (voir la figure 8.4).

Il reste à montrer qu'avec les hypothèses, les langages $L_1 \cup L_2$ et $L_1 \cap L_2$ sont décidables. Mais cela est clair par le théorème précédent et le fait qu'un ensemble est décidable si et seulement si il est semi-décidable et son complémentaire aussi, en utilisant les lois de Morgan (le complémentaire d'une union est l'intersection des complémentaires, et inversement) et la stabilité par complémentaire des langages décidables.

□

8.4 Autres problèmes indécidables

Une fois que nous avons obtenu un premier problème indécidable, nous allons en obtenir d'autres.

8.4.1 Réductions

Nous connaissons deux langages indécidables, HALTING – PROBLEM et son complémentaire. Notre but est maintenant d'en obtenir d'autres, et de savoir comparer les problèmes. Nous introduisons pour cela la notion de *réduction*.

Tout d'abord, nous pouvons généraliser la notion de *calculable* aux fonctions et pas seulement aux langages et problèmes de décision.

Définition 8.12 (Fonction calculable) *Soient Σ et Σ' deux alphabets. Une fonction $f : \Sigma^* \rightarrow \Sigma'^*$ (totale) est calculable s'il existe une machine de Turing A , qui travaille sur l'alphabet $\Sigma \cup \Sigma'$, telle que pour tout mot w , A avec l'entrée w , termine et accepte, avec $f(w)$ écrit sur son ruban au moment où elle termine.*

On peut se convaincre facilement que la composée de deux fonctions calculables est calculable.

Cela nous permet d'introduire une notion de réduction entre problèmes : l'idée est que si A se réduit à B , alors le problème A est plus facile que le problème B , ou si l'on préfère, le problème B est plus difficile que le problème A : voir la figure 8.6 et la figure 8.7.

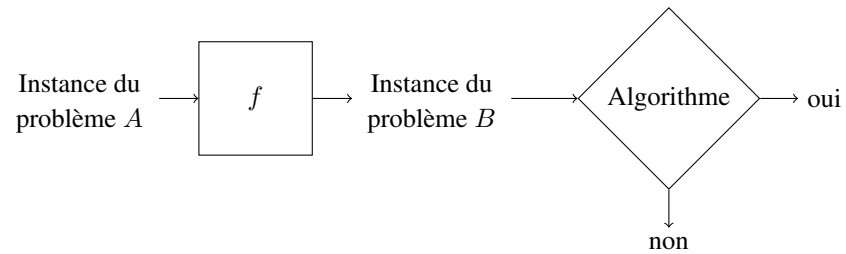


FIGURE 8.6 – Réduction du problème A vers le problème B . Si l'on peut résoudre le problème B , alors on peut résoudre le problème A . Le problème A est donc plus facile que le problème B , noté $A \leq_m B$.

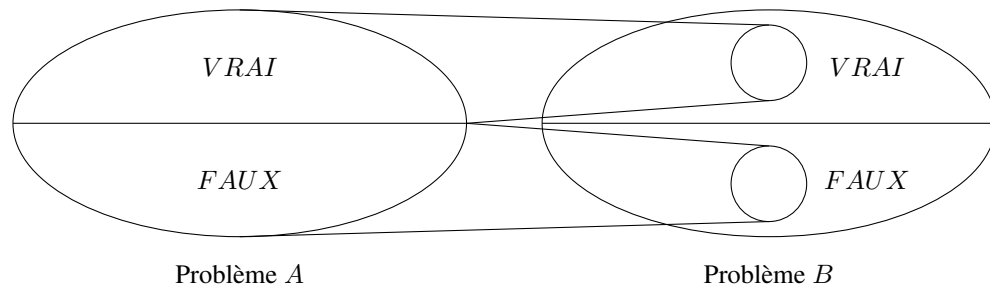


FIGURE 8.7 – Les réductions transforment des instances positives en instances positives, et négatives en négatives.

Définition 8.13 (Réduction) Soient A et B deux problèmes d'alphabet respectifs M_A et M_B . Une réduction de A vers B est une fonction $f : M_A^* \rightarrow M_B^*$ calculable telle que $w \in A$ ssi $f(w) \in B$. On note $A \leq_m B$ lorsque A se réduit à B .

Cela se comporte comme on le souhaite : un problème est aussi facile (et difficile) que lui-même, et la relation “être plus facile que” est transitive. En d’autres termes :

Théorème 8.8 \leq_m est un préordre :

1. $L \leq_m L$;
2. $L_1 \leq_m L_2, L_2 \leq_m L_3$ impliquent $L_1 \leq_m L_3$.

Démonstration: Considérer la fonction identité comme fonction f pour le premier point.

Pour le second point, supposons $L_1 \leq_m L_2$ via la réduction f , et $L_2 \leq_m L_3$ via la réduction g . On a $x \in L_1$ ssi $g(f(x)) \in L_2$. Il suffit alors de voir que $g \circ f$, en temps que composée de deux fonctions calculables est calculable. \square

Remarque 8.7 Il ne s’agit pas d’un ordre, puisque $L_1 \leq_m L_2, L_2 \leq_m L_1$ n’implique pas $L_1 = L_2$. Il est en fait naturel d’introduire le concept suivant : deux problèmes L_1 et L_2 sont équivalents, noté $L_1 \equiv L_2$, si $L_1 \leq_m L_2$ et si $L_2 \leq_m L_1$. On a alors $L_1 \leq_m L_2, L_2 \leq_m L_1$ impliquent $L_1 \equiv L_2$.

Intuitivement, si un problème est plus facile qu’un problème décidable, alors il est décidable. Formellement :

Proposition 8.2 (Réduction) Si $A \leq_m B$, et si B est décidable alors A est décidable.

Démonstration: A est décidé par la machine de Turing qui, sur une entrée w , calcule $f(w)$, puis simule la machine de Turing qui décide B sur l’entrée $f(w)$. Puisqu’on a $w \in A$ si et seulement si $f(w) \in B$, la machine de Turing est correcte. \square

Proposition 8.3 (Réduction) Si $A \leq_m B$, et si A est indécidable, alors B est indécidable.

Démonstration: Il s’agit de la contraposée de la proposition précédente. \square

8.4.2 Quelques autres problèmes indécidables

Cette idée va nous permettre d’obtenir immédiatement la preuve de l’indécidabilité de plein d’autres problèmes.

Par exemple, le fait qu’il n’est pas possible de déterminer algorithmiquement si une machine de Turing accepte au moins une entrée :

Définition 8.14 (Problème L_\emptyset)

Donnée: Le codage $\langle M \rangle$ d’une machine de Turing M .

Réponse: Décider si $L(M) \neq \emptyset$.

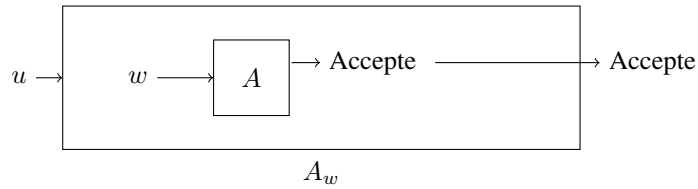


FIGURE 8.8 – Illustration de la machine de Turing utilisée dans la preuve de la proposition 8.4.

Proposition 8.4 *Le problème Problème L_\emptyset est indécidable.*

Démonstration: On construit une réduction de HALTING – PROBLEME vers L_\emptyset : pour toute paire $\langle\langle A \rangle, w\rangle$, on considère la machine de Turing A_w définie de la manière suivante (voir la figure 8.8) :

- A_w prend en entrée un mot u ;
- A_w simule A sur w ;
- Si A accepte w , alors A_w accepte.

La fonction f qui à $\langle\langle A \rangle, w\rangle$ associe $\langle A_w \rangle$ est bien calculable. De plus on a $\langle\langle A \rangle, w\rangle \in \text{HALTING – PROBLEME}$ si et seulement si $L(A_w) \neq \emptyset$, c’est-à-dire $\langle A_w \rangle \in L_\emptyset$: en effet, A_w accepte soit tous les mots (et donc le langage correspondant n’est pas vide) si A accepte w , soit n’accepte aucun mot (et donc le langage correspondant est vide) sinon. \square

Définition 8.15 (Problème L_{\neq})

Donnée: Le codage $\langle A \rangle$ d’une machine de Turing A et le codage $\langle A' \rangle$ d’une machine de Turing A' .

Réponse: Déterminer si $L(A) \neq L(A')$.

Proposition 8.5 *Le problème Problème L_{\neq} est indécidable.*

Démonstration: On construit une réduction de L_\emptyset vers L_{\neq} . On considère une machine de Turing fixe B qui accepte le langage vide : prendre par exemple une machine de Turing B qui rentre immédiatement dans une boucle sans fin. La fonction f qui à $\langle A \rangle$ associe la paire $\langle A, B \rangle$ est bien calculable. De plus on a $\langle A \rangle \in L_\emptyset$ si et seulement si $L(A) \neq \emptyset$ si et seulement si $\langle A, B \rangle \in L_{\neq}$. \square

8.4.3 Théorème de Rice

Les deux résultats précédents peuvent être vus comme les conséquences d’un résultat très général qui affirme que toute propriété non triviale des algorithmes est indécidable.

Théorème 8.9 (Théorème de Rice) *Toute propriété non triviale des langages semi-décidables est indécidable.*

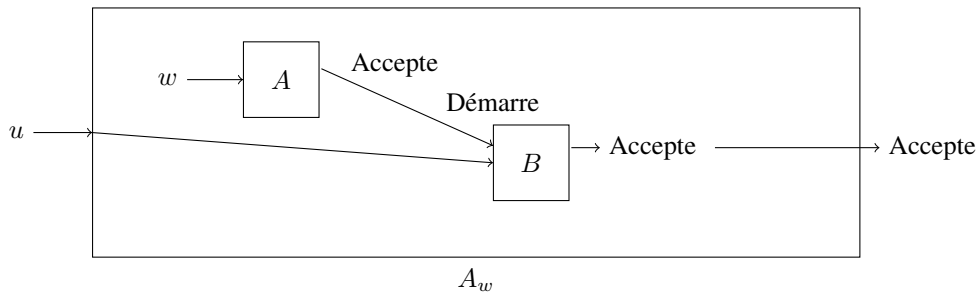


FIGURE 8.9 – Illustration de la machine de Turing utilisée dans la preuve du théorème de Rice.

Autrement dit, soit une propriété P des langages semi-décidables non triviale, c'est-à-dire telle qu'il y a au moins une machine de Turing M_1 telle que $L(M_1)$ satisfait P et une machine de Turing M_2 telle que $L(M_2)$ ne satisfait pas P .

Alors le problème de décision L_P :

Donnée: Le codage $\langle M \rangle$ d'une machine de Turing M ;

Réponse: Décider si $L(M)$ vérifie la propriété P ;

est indécidable.

Remarque 8.8 Remarquons que si une propriété P est triviale, L_P est décidable trivialement : construire une machine de Turing qui ne lit même pas son entrée et qui accepte (respectivement : refuse).

Démonstration: Il nous faut démontrer que le problème de décision L_P est indécidable.

Quitte à remplacer P par sa négation, on peut supposer que le langage vide ne vérifie pas la propriété P (prouver l'indécidabilité de L_P est équivalent à prouver l'indécidabilité de son complémentaire). Puisque P est non triviale, il existe au moins une machine de Turing B avec $L(B)$ qui vérifie P .

On construit une réduction de HALTING – PROBLEME vers le langage L_P . Étant donnée une paire $\langle \langle A \rangle, w \rangle$, on considère la machine de Turing A_w définie de la façon suivante (voir la figure 8.9) :

- A_w prend en entrée un mot u ;
- Sur le mot u , A_w simule A sur le mot w ;
- Si A accepte w , alors A_w simule B sur le mot u : A_w accepte si et seulement si B accepte u .

Autrement dit, A_w accepte, si et seulement si A accepte w et si B accepte u . Si w est accepté par A , alors $L(A_w)$ vaut $L(B)$, et donc vérifie la propriété P . Si w n'est pas accepté par A , alors $L(A_w) = \emptyset$, et donc ne vérifie pas la propriété P .

La fonction f qui à $\langle \langle A \rangle, w \rangle$ associe $\langle A_w \rangle$ est bien calculable. \square

Exercice 8.2 (corrigé page 218). Montrer que l'ensemble des codages des machines

de Turing qui acceptent tous les mots qui sont des palindromes (en acceptant possiblement d'autres entrées) est indécidable.

8.4.4 Le drame de la vérification

Autrement dit :

Corollaire 8.4 *Il n'est pas possible de construire un algorithme qui prendrait en entrée un programme, et sa spécification, et qui déterminerait si le programme satisfait sa spécification.*

Et cela, en fait, même si l'on fixe la spécification à une propriété P (dès que la propriété P n'est pas triviale), par le théorème de Rice.

Par les discussions du chapitre précédent, cela s'avère vrai même pour des systèmes extrêmement rudimentaires. Par exemple :

Corollaire 8.5 *Il n'est pas possible de construire un algorithme qui prendrait en entrée la description d'un système, et sa spécification, et qui déterminerait si le système satisfait sa spécification.*

Et cela, en fait, même si l'on fixe la spécification à une propriété P (dès que la propriété P n'est pas triviale), et même pour des systèmes aussi simples que les machines à 2-compteurs, par le théorème de Rice, et les résultats de simulation du chapitre précédent.

8.4.5 Notion de complétude

Notons que l'on peut aussi introduire une notion de complétude.

Définition 8.16 (RE-complétude) *Un problème A est dit RE-complet, si :*

1. *il est récursivement énumérable ;*
2. *tout autre problème récursivement énumérable B est tel que $B \leq_m A$.*

Autrement dit, un problème RE-complet est maximal pour \leq_m parmi les problèmes de la classe RE.

Théorème 8.10 *Le problème HALTING – PROBLEM est RE-complet.*

Démonstration: HALTING – PROBLEM est semi-décidable. Maintenant, soit L un langage semi-décidable. Par définition, il existe une machine de Turing A qui accepte L . Considérons la fonction f qui à w associe le mot $\langle\langle A \rangle, w\rangle$. On a $w \in L$ si et seulement si $f(w) \in \text{HALTING – PROBLEM}$, et donc on obtient $L \leq_m \text{HALTING – PROBLEM}$. \square

8.5 Problèmes indécidables naturels

On peut objecter que les problèmes précédents, relatifs aux algorithmes sont “artificiels”, dans le sens où ils parlent de propriétés d’algorithmes, les algorithmes ayant eux-même été définis par la théorie de la calculabilité.

Il est difficile de définir formellement ce qu’est un problème *naturel*, mais on peut au moins dire qu’un problème qui a été discuté avant l’invention de la théorie de la calculabilité est (plus) naturel.

8.5.1 Le dixième problème de Hilbert

C’est clairement le cas du dixième problème identifié par Hilbert parmi les problèmes intéressants pour le 20ème siècle en 1900 : peut-on déterminer si une équation polynomiale à coefficients entiers possède une solution entière.

Définition 8.17 (Dixième problème de Hilbert)

Donnée: Un polynôme $P \in \mathbb{N}[X_1, \dots, X_n]$ à coefficients entiers.

Réponse: Décider s’il possède une racine entière.

Théorème 8.11 *Le problème Dixième problème de Hilbert est indécidable.*

La preuve de ce résultat, due à Matiyasevich [Matiyasevich, 1970] est hors de l’ambition de ce document.

8.5.2 Le problème de la correspondance de Post

La preuve de l’indécidabilité du problème de la correspondance de Post est plus facile, même si nous ne la donnerons pas ici. On peut considérer ce problème comme “naturel”, dans le sens où il ne fait pas référence directement à la notion d’algorithme, ou aux machines de Turing :

Définition 8.18 (Problème de la correspondance de Post)

Donnée: Une suite $(u_1, v_1), \dots, (u_n, v_n)$ de paires de mots sur l’alphabet Σ .

Réponse: Décider cette suite admet une solution, c’est-à-dire une suite d’indices i_1, i_2, \dots, i_m de $\{1, 2, \dots, n\}$ telle que

$$u_{i_1} u_{i_2} \dots u_{i_m} = v_{i_1} v_{i_2} \dots v_{i_m}.$$

Théorème 8.12 *Le problème Problème de la correspondance de Post est indécidable.*

8.5.3 Décidabilité/Indécidabilité de théories logiques

Nous avons déjà présenté dans le chapitre 6, les axiomes de l’arithmétique de Robinson et les axiomes de Peano : on s’attend à ce que ces axiomes soient vérifiés sur les entiers, c’est-à-dire dans *le modèle standard des entiers* où l’ensemble de base est les entiers, et où l’on interprète $+$ par l’addition, $*$ par la multiplication, et $s(x)$ par $x + 1$.

Étant donnée une formule close sur une signature contenant les symboles, F est soit vraie soit fausse sur les entiers (c’est-à-dire dans le modèle standard des entiers).

Appelons *théorie de l'arithmétique*, l'ensemble $Th(\mathbb{N})$ des formules closes F qui sont vraies sur les entiers.

Les constructions du chapitre suivant prouvent le résultat suivant :

Théorème 8.13 $Th(\mathbb{N})$ n'est pas décidable.

Démonstration: Nous prouvons dans le chapitre qui suit que $Th(\mathbb{N})$ n'est pas récursivement énumérable. Il suffit d'observer qu'un ensemble décidable est récursivement énumérable, pour obtenir une contradiction à supposer $Th(\mathbb{N})$ décidable. \square

On peut prouver (ce que l'on ne fera pas) que si l'on considère des formules sans utiliser le symbole de multiplication, alors la théorie correspondante est décidable.

Théorème 8.14 On peut décider si une formule close F sur la signature $(0, s, +, =)$ (i.e. celle de Peano sans la multiplication) est satisfaite sur les entiers standards.

On obtient aussi par ailleurs les résultats suivants :

Théorème 8.15 Soit F une formule close sur la signature des axiomes de Peano. Le problème de décision consistant à déterminer si F peut se prouver à partir des axiomes de Peano est indécidable.

Démonstration: Étant donné $\langle\langle M \rangle, w\rangle$, où M est une machine et w un mot, nous montrons dans le chapitre qui suit comment produire une formule close γ sur la signature de l'arithmétique telle que

$$\langle\langle M \rangle, w\rangle \in \overline{\text{HALTING} - \text{PROBLEM}} \Leftrightarrow \gamma \in Th(\mathbb{N}),$$

où $\overline{\text{HALTING} - \text{PROBLEM}}$ est le complémentaire du problème de l'arrêt des machines de Turing.

Or, en fait, on peut se convaincre que le raisonnement que l'on utilise pour cela peut se formaliser avec Peano et se déduire des axiomes de Peano.

On a donc en fait $\langle\langle M \rangle, w\rangle \in \overline{\text{HALTING} - \text{PROBLEM}}$ si et seulement si γ se prouve à partir des axiomes de Peano.

Cela donne une réduction du complémentaire du problème de l'arrêt des machines de Turing vers notre problème : la transformation qui à $\langle\langle M \rangle, w\rangle$ associe γ se calcule bien facilement. Notre problème est donc indécidable, puisque le premier l'est. \square

On peut prouver :

Théorème 8.16 On peut décider si une formule close F sur la signature $(0, s, +, =)$ (i.e. celle de Peano sans la multiplication) est prouvable à partir des axiomes de Peano.

8.6 Théorèmes du point fixe

Les résultats de cette section sont très subtils, mais extrêmement puissants.

Commençons par une version simple, qui nous aidera à comprendre les preuves.

Proposition 8.6 Il existe une machine de Turing A^* qui écrit son propre algorithme : elle produit en sortie $\langle A^* \rangle$.

Autrement dit, il est possible d'écrire un programme qui affiche son propre code.

C'est vrai dans tout langage de programmation qui est équivalent aux machines de Turing :

En shell *UNIX* par exemple, le programme suivant

```
x='y='echo . | tr . "\47" `; echo "x=$y$x$y;$x"' ; y='echo . | tr .
"\47" `; echo "x=$y$x$y;$x"
```

produit

```
x='y='echo . | tr . "\47" `; echo "x=$y$x$y;$x"' ; y='echo . | tr .
"\47" `; echo "x=$y$x$y;$x"
```

qui est une commande, qui exécutée, affiche son propre code.

On appelle parfois de tels programme des *quines*, en l'honneur du philosophe Willard van Orman Quine, qui a discuté l'existence de programmes autoreproducteurs.

Démonstration: On considère des machines de Turing qui terminent sur toute entrée. Pour deux telles machines A et A' , on note AA' la machine de Turing qui est obtenue en composant de façon séquentielle A et A' . Formellement, AA' est la machine de Turing qui effectue d'abord le programme de A , et puis lorsque A termine avec sur son ruban w , effectue le programme de A' sur l'entrée w .

On construit les machines suivantes :

1. Étant donné un mot w , la machine de Turing $Print_w$ termine avec le résultat w ;
2. Pour une entrée w de la forme $w = \langle X \rangle$, où X est une machine de Turing, la machine de Turing B produit en sortie le codage de la machine de Turing $Print_w X$, c'est-à-dire le codage de la machine de Turing obtenue en composant $Print_w$ et X .

On considère alors la machine de Turing A^* donnée par $Print_{\langle B \rangle} B$, c'est-à-dire la composition séquentielle des machines $Print_{\langle B \rangle}$ et B .

Déroulons le résultat de cette machine : la machine de Turing $Print_{\langle B \rangle}$ produit en sortie $\langle B \rangle$. La composition par B produit alors le codage de $Print_{\langle B \rangle} B$, qui est bien le codage de la machine de Turing A^* . \square

Le théorème de récursion permet des autoréférences dans un langage de programmation. Sa démonstration consiste à étendre l'idée derrière la preuve du résultat précédent.

Théorème 8.17 (Théorème de récursion) Soit $t : M^* \times M^* \rightarrow M^*$ une fonction calculable. Alors il existe une machine de Turing R qui calcule une fonction $r : M^* \rightarrow M^*$ telle que pour tout mot w

$$r(w) = t(\langle R \rangle, w).$$

Son énoncé peut paraître technique, mais son utilisation reste assez simple. Pour obtenir une machine de Turing qui obtient sa propre description et qui l'utilise pour calculer, on a besoin simplement d'une machine de Turing T qui calcule une fonction t comme dans l'énoncé, qui prend une entrée supplémentaire qui contient la description

de la machine de Turing. Alors le théorème de récursion produit une nouvelle machine R qui opère comme T mais avec la description de $\langle R \rangle$ gravée dans son code.

Démonstration: Il s'agit de la même idée que précédemment. Soit T une machine de Turing calculant la fonction $t : T$ prend en entrée une paire $\langle u, w \rangle$ et produit en sortie un mot $t(u, w)$.

On considère les machines suivantes :

1. Étant donné un mot w , la machine de Turing $Print_w$ prend en entrée un mot u et termine avec le résultat $\langle w, u \rangle$;
2. Pour une entrée w' de la forme $\langle \langle X \rangle, w \rangle$, la machine de Turing B :
 - (a) calcule $\langle \langle Print_{\langle X \rangle} X \rangle, w \rangle$, où $Print_{\langle X \rangle} X$ désigne la machine de Turing qui compose $Print_{\langle X \rangle}$ avec X ;
 - (b) puis passe le contrôle à la machine de Turing T .

On considère alors la machine de Turing R donnée par $Print_{\langle B \rangle} B$, c'est-à-dire la machine de Turing obtenue en composant $Print_{\langle B \rangle}$ avec B .

Déroulons le résultat $r(w)$ de cette machine R sur une entrée w : sur une entrée w , la machine de Turing $Print_{\langle B \rangle}$ produit en sortie $\langle \langle B \rangle, w \rangle$. La composition par B produit alors le codage de $\langle \langle Print_{\langle B \rangle} B \rangle, w \rangle$, et passe le contrôle à T . Ce dernier produit alors $t(\langle \langle Print_{\langle B \rangle} B \rangle, w \rangle) = t(\langle R \rangle, w) = r(w)$. \square

On obtient alors :

Théorème 8.18 (Théorème du point fixe de Kleene) *Soit une fonction calculable qui à chaque mot $\langle A \rangle$ codant une machine de Turing associe un mot $\langle A' \rangle$ codant une machine de Turing. Notons $A' = f(A)$.*

Alors il existe une machine de Turing A^ tel que $L(A^*) = L(f(A^*))$.*

Démonstration: Considérons une fonction $t : M^* \times M^* \rightarrow M^*$ telle que $t(\langle A \rangle, x)$ soit le résultat de la simulation de la machine de Turing $f(A)$ sur l'entrée x . Par le théorème précédent, il existe une machine de Turing R qui calcule une fonction r telle que $r(w) = t(\langle R \rangle, w)$. Par construction $A^* = R$ et $f(A^*) = f(R)$ ont donc même valeur sur w pour tout w . \square

Remarque 8.9 *On peut interpréter les résultats précédents en lien avec les virus informatiques. En effet, un virus est un programme qui vise à se diffuser, c'est-à-dire à s'autoreproduire, sans être détecté. Le principe de la preuve du théorème de récursion est un moyen de s'autoreproduire, en dupliquant son code.*

8.7 Plusieurs remarques

8.7.1 Calculer sur d'autres domaines

Nous avons introduit la notion d'ensemble décidable, récursivement énumérable, etc. pour les sous-ensembles de Σ^* , et la notion de fonction (totale) calculable $f : \Sigma^* \rightarrow \Sigma^*$.

On peut vouloir travailler sur d'autres domaines que les mots sur un alphabet donné, par exemple sur les entiers. Dans ce cas, il suffit de considérer que l'on code un entier

par son écriture en, disons, base 2 pour se ramener au cas d'un mot sur l'alphabet $\{0, 1\}$. On peut aussi coder un entier par exemple en unaire, i.e. n par a^n pour une lettre a sur un alphabet Σ avec $a \in \Sigma$.

Dans le cas général, pour travailler sur un domaine E , on fixe un codage des éléments de E sur un alphabet Σ : on dit par exemple qu'un sous-ensemble $S \subset E$ est récursivement énumérable (respectivement décidable), si le sous-ensemble des codages des mots de E est récursivement énumérable (resp. décidable).

De même une fonction (totale) $f : E \rightarrow F$ est dit calculable si la fonction qui passe du codage de $e \in E$ au codage de $f \in F$ est calculable.

Exemple 8.5 On peut coder $\vec{n} = (n_1, \dots, n_k) \in \mathbb{N}^k$ par

$$\langle \vec{n} \rangle = a^{n_1+1} b a^{n_2+1} b \dots a^{n_k+1}$$

sur l'alphabet $\Sigma = \{a, b\}$. Une fonction $f : \mathbb{N}^k \rightarrow \mathbb{N}$ est dite calculable si elle est calculable sur ce codage.

Les notions obtenues de fonction calculable, ensemble décidable, semi-décidable, etc... ne dépendent pas du codage, pour les codages usuels (en fait techniquement dès que l'on peut passer d'un codage à un autre de façon calculable).

8.7.2 Vision algébrique de la calculabilité

Les notions de la calculabilité sont parfois introduites de façon algébrique, en parlant de fonctions sur les entiers.

En particulier, on peut introduire la notion de fonction partielle calculable, qui étend la notion de fonction calculable introduite au cas des fonctions non-totales.

Définition 8.19 (Fonction partielle calculable) Soit $f : E \rightarrow F$ une fonction, possiblement partielle.

La fonction $f : E \rightarrow F$ est calculable s'il existe une machine de Turing A telle que pour tout mot codage w d'un élément $e \in E$ dans le domaine de f , A avec l'entrée w , termine et accepte, avec le codage de $f(e)$ écrit sur son ruban au moment où elle termine.

Bien entendu, cette notion correspond à la notion précédente pour le cas d'une fonction f totale.

On peut caractériser de façon purement algébrique la notion de fonction calculable :

Définition 8.20 (Fonction récursive) Une fonction (possiblement partielle) $f : \mathbb{N}^n \rightarrow \mathbb{N}$ est récursive si elle est soit la constante 0, soit l'une des fonctions :

- Zero : $x \mapsto 0$ la fonction 0;
- Succ : $x \mapsto x + 1$ la fonction successeur;
- Proj $_n^i$: $(x_1, \dots, x_n) \mapsto x_i$ les fonctions de projection, pour $1 \leq i \leq n$;
- Comp $_m$ (g, h_1, \dots, h_m) : $(x_1, \dots, x_n) \mapsto g(h_1(x_1, \dots, x_n), \dots, h_m(x_1, \dots, x_n))$ la composition des fonctions récursives g, h_1, \dots, h_m ;

— $\text{Rec}(g, h)$ la fonction définie par récurrence comme

$$\begin{cases} f(0, x_2, \dots, x_n) = g(x_2, \dots, x_n), \\ f(x_1 + 1, x_2, \dots, x_n) = h(f(x_1, \dots, x_n), x_1, \dots, x_n), \end{cases}$$

où g et h sont récurrentes.

— $\text{Min}(g)$ la fonction qui à (x_2, \dots, x_n) associe le plus petit $y \in \mathbb{N}$ tel que

$$g(y, x_2, \dots, x_n) = 1$$

s'il en existe (et qui n'est pas définie sinon) où g est récurrente.

Une fonction primitive récurrente est une fonction qui se définit sans utiliser le schéma Min .

On peut prouver le résultat suivant :

Théorème 8.19 Une fonction $f : \mathbb{N}^n \rightarrow \mathbb{N}$ est récurrente si et seulement si elle est calculable par une machine de Turing.

La notion d'ensemble décidable ou semi-décidable peut se définir aussi de façon algébrique :

Théorème 8.20 Un sous-ensemble $S \subset \mathbb{N}$ est décidable si la fonction caractéristique de S , i.e. la fonction (totale) $\chi : n \mapsto \begin{cases} 1 & \text{si } n \in S \\ 0 & \text{si } n \notin S \end{cases}$ est calculable

Théorème 8.21 Un sous-ensemble $S \subset \mathbb{N}$ est semi-décidable si la fonction (partielle) $n \mapsto \begin{cases} 1 & \text{si } n \in S \\ \text{indéfini} & \text{si } n \notin S \end{cases}$ est calculable.

Exercice 8.3 (corrigé page 219). Prouver ces théorèmes.

***Exercice 8.4 (corrigé page 219).** [Problème de l'arrêt généralisé] Soit A un sous-ensemble décidable de l'ensemble des codages de machines de Turing, tel que toutes les machines de A terminent toujours.

Alors A est incomplet : il existe une fonction (unaire) $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ calculable totale qui n'est représentée par aucune machine de Turing de A .

Expliquer pourquoi ce résultat implique le problème de l'arrêt.

8.8 Exercices

Exercice 8.5 (corrigé page 219). Soit $E \subset \mathbb{N}$ un ensemble récursivement énumérable, énuméré par une fonction calculable f strictement croissante. Montrer que E est décidable.

Exercice 8.6 (corrigé page 219). En déduire que tout sous-ensemble récursivement énumérable infini de \mathbb{N} contient un ensemble décidable infini.

Exercice 8.7 (corrigé page 219). Soit $E \subset \mathbb{N}$ un ensemble décidable. Montrer qu'il est énuméré par une fonction calculable f strictement croissante.

Exercice 8.8 (corrigé page 219). Soit $A \subset \mathbb{N}^2$ un ensemble décidable de couples d'entiers.

On note $\exists A$ pour la (première) projection de A , à savoir le sous-ensemble de \mathbb{N} défini par

$$\exists A = \{x \mid \exists y \in \mathbb{N} \text{ tel que } (x, y) \in A\}.$$

1. Montrer que la projection d'un ensemble décidable est récursivement énumérable.
2. Montrer que tout ensemble récursivement énumérable est la projection d'un ensemble décidable.

Exercice 8.9. Un nombre réel a est dit *récursif* s'il existe des fonctions calculables F et G de \mathbb{N} dans \mathbb{N} telles que pour tout $n > 0$ on ait $G(n) > 0$ et

$$\left| a - \frac{F(n)}{G(n)} \right| \leq \frac{1}{n}.$$

1. Montrer que tout nombre rationnel est récursif.
2. Montrer que $\sqrt{2}$, π , e sont récursifs.
3. Montrer que le nombre réel $0 < a < 1$ est récursif si et seulement s'il existe un développement décimal récursif de a , c'est-à-dire une fonction calculable $H : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ telle que pour tout $n > 0$ on ait $0 \leq H(n) \leq 9$ et

$$|a| = \sum_{n=0}^{\infty} \frac{H(n)}{10^n}.$$

4. Montrer que l'ensemble des réels récursifs forme un sous corps dénombrable de \mathbb{R} , tel que tout polynôme de degré impair possède une racine.
5. Donner un exemple de réel non-récursif.

Exercice 8.10. Un état "inutile" d'une machine de Turing est un état $q \in Q$ dans lequel on ne rentre sur aucune entrée. Formuler la question de savoir si une machine de Turing possède un état inutile comme un problème de décision, et prouver qu'il est indécidable.

Exercice 8.11 (corrigé page 220). Les problèmes suivants, où l'on se donne une machine de Turing A et l'on veut savoir

1. si $L(A)$ (le langage accepté par A) contient au moins deux entrées distinctes
2. si $L(A)$ accepte aucune entrée

sont-ils décidables ? semi-décidables ?

8.9 Notes bibliographiques

Lectures conseillées Pour aller plus loin sur les notions évoquées dans ce chapitre, nous suggérons la lecture de [Sipser, 1997] et de [Hopcroft et al., 2001] en anglais, ou de [Wolper, 2001], [Stern, 1994] [Carton, 2008] en français.

Le livre [Sipser, 1997] est un excellent ouvrage très pédagogique.

Bibliographie Ce chapitre contient des résultats standards en calculabilité. Nous nous sommes inspirés ici essentiellement de leur présentation dans [Wolper, 2001], [Carton, 2008], [Jones, 1997], [Kozen, 1997], [Hopcroft et al., 2001], ainsi que dans [Sipser, 1997].

Chapitre 9

Incomplétude de l'arithmétique

En 1931, Kurt Gödel a prouvé un résultat dont les conséquences philosophiques en science ont été révolutionnaires : il a ainsi prouvé que toute théorie suffisante pour capturer les raisonnements arithmétiques est nécessairement incomplète, c'est-à-dire telle qu'il existe des énoncés qui ne sont pas démontrables et dont la négation n'est pas non plus démontrable.

Ce théorème est largement considéré comme l'un des plus grands accomplissements des mathématiques et de la logique du 20^{ème} siècle.

Avec tous les ingrédients précédents, nous sommes en fait en position de comprendre ce théorème et d'en donner une preuve complète. C'est l'objet de ce chapitre : enfin, nous donnerons la preuve complète due à Turing. Nous ne ferons qu'évoquer la preuve de Gödel, qui permet d'en dire plus.

9.1 Théorie de l'arithmétique

9.1.1 Axiomes de Peano

La question à laquelle on s'intéresse est de tenter d'axiomatiser l'arithmétique, c'est-à-dire les propriétés des entiers.

Nous avons déjà présenté dans le chapitre 6, les axiomes de l'arithmétique de Robinson et les axiomes de Peano : on s'attend à ce que ces axiomes soient vérifiés sur les entiers, c'est-à-dire dans *le modèle standard des entiers* où l'ensemble de base est les entiers, et où l'on interprète $+$ par l'addition, $*$ par la multiplication, et $s(x)$ par $x + 1$.

Autrement dit, on s'attend à ce que ces axiomes possèdent au moins un modèle : *le modèle standard des entiers*.

Étant donnée une formule close sur une signature contenant ces symboles, F est soit vraie soit fausse sur les entiers (c'est-à-dire dans le modèle standard des entiers). Appelons *théorie de l'arithmétique*, l'ensemble $Th(\mathbb{N})$ des formules closes F qui sont vraies sur les entiers.

9.1.2 Quelques concepts de l'arithmétique

Il est possible de prouver que de nombreux concepts de la théorie des nombres se définissent parfaitement à partir de ces axiomes.

Par exemple, on peut exprimer les concepts suivants :

- $\text{INTDIV}(x, y, q, r)$ défini comme “ q est le quotient et r le reste de la division euclidienne de x par y ”.

En effet, cela peut s'écrire par la formule :

$$(x = q * y + r \wedge r < y).$$

- $\text{DIV}(y, x)$ défini comme “ y divise x ”. En effet, cela peut s'écrire :

$$\exists q \text{INTDIV}(x, y, q, 0).$$

- $\text{EVEN}(x)$ défini comme “ x est pair”. En effet, cela peut s'écrire :

$$\text{DIV}(2, x).$$

- $\text{ODD}(x)$ défini comme “ x est impair”. En effet, cela peut s'écrire :

$$\neg \text{EVEN}(x).$$

- $\text{PRIME}(x)$ défini comme “ x est premier”. En effet, cela peut s'écrire :

$$(x \geq 2 \wedge \forall y(\text{DIV}(y, x) \Rightarrow (y = 1 \vee y = x))).$$

- $\text{POWER}_2(x)$ défini comme “ x est une puissance de 2”. En effet, cela peut s'écrire :

$$\forall y((\text{DIV}(y, x) \wedge \text{PRIME}(y)) \Rightarrow y = 2).$$

9.1.3 La possibilité de parler des bits d'un entier

On peut aussi écrire des formules comme $\text{BIT}(x, y)$ signifiant que “ y est une puissance de 2, disons 2^k , et le k ème bit de la représentation binaire de l'entier x est 1”.

Cela est plus subtil, mais possible. Cela s'écrit en effet :

$$(\text{POWER}_2(y) \wedge \forall q \forall r(\text{INTDIV}(x, y, q, r) \Rightarrow \text{ODD}(q))).$$

L'idée est que si y satisfait la formule, alors y est une puissance de 2, et donc en binaire il s'écrit 10^k pour un entier k . En divisant x par y , le reste de la division r sera les k bits de poids le plus faible de x , et le quotient q les autres bits de x , puisqu'on a $x = q * y + r$. En testant si q est impair, on “lit” le $k + 1$ ème bit de x , soit le bit correspondant au bit à 1 dans l'entier y codant cette position.

9.1.4 Principe de la preuve de Gödel

Kurt Gödel a prouvé le théorème d'incomplétude en construisant, pour n'importe quel système de preuve raisonnable, une formule ϕ de l'arithmétique qui affirme sa propre non-prouvabilité dans le système :

$$\phi \text{ est vraie} \Leftrightarrow \phi \text{ n'est pas prouvable.} \quad (9.1)$$

Tout système de preuve raisonnable est valide, et donc on doit avoir

$$\psi \text{ prouvable} \Rightarrow \psi \text{ est vrai.} \quad (9.2)$$

Alors ϕ doit être vraie, car sinon

$$\begin{aligned} \phi \text{ est fausse} &\Rightarrow \phi \text{ est prouvable.} && \text{(par (9.1))} \\ &\Rightarrow \phi \text{ est vraie.} && \text{(par (9.2))} \end{aligned}$$

La construction de ϕ est intéressante par elle-même, car elle capture la notion d'auto-référence.

On reviendra sur la construction de Gödel.

9.2 Théorème d'incomplétude

9.2.1 Principe de la preuve de Turing

On va prouver le théorème d'incomplétude en utilisant une approche qui permet d'obtenir les principales conséquences du théorème, et qui est en fait due à Alan Turing.

Cette approche est plus simple, et surtout nous avons maintenant tous les ingrédients pour en faire une preuve complète, en utilisant les arguments de la calculabilité.

L'idée est de se convaincre que dans l'arithmétique de Peano, ainsi que dans tout système "raisonnable" de preuve pour la théorie de l'arithmétique :

Théorème 9.1 1. *L'ensemble des théorèmes (formules closes prouvables) à partir des axiomes de Peano (ou de toute axiomatisation "raisonnable" des entiers) est récursivement énumérable.*

2. *L'ensemble $Th(\mathbb{N})$ des formules closes F vraies sur les entiers n'est pas récursivement énumérable.*

Par conséquent, les deux ensembles ne peuvent pas être les mêmes, et le système de preuve ne peut pas être complet. En clair :

Corollaire 9.1 *Il existe donc des formules closes vraies de $Th(\mathbb{N})$ qui ne sont pas prouvables, ou dont la négation n'est pas prouvable à partir des axiomes de Peano, ou de toute axiomatisation "raisonnable" des entiers.*

C'est le premier théorème d'incomplétude de Kurt Gödel.

Exercice 9.1 (corrigé page 220). *Comment concilier le théorème d'incomplétude précédent (de Gödel) avec le théorème de complétude (de Gödel) ?*

9.2.2 Le point facile

L'ensemble des théorèmes (formules closes prouvables à partir des axiomes de Peano) de l'arithmétique est certainement récursivement énumérable : quelle que soit la méthode de preuve (par exemple celle du chapitre 6), on peut énumérer les théorèmes en énumérant les axiomes et en appliquant systématiquement toutes les règles de déduction dans toutes les façons possibles, en émettant toutes les formules closes qui peuvent être dérivées.

Cela reste vrai dès que l'on suppose que l'on peut énumérer les axiomes de l'axiomatisation dont on part. C'est pourquoi, on peut dire que l'ensemble des théorèmes de toute axiomatisation raisonnable des entiers est récursivement énumérable.

Remarque 9.1 *Autrement dit, plus haut, si on veut une définition de “raisonnable”, il suffit de prendre “récursivement énumérable”.*

9.2.3 Lemme crucial

Le point crucial est alors de prouver le résultat suivant.

Lemme 9.1 *L'ensemble $Th(\mathbb{N})$ n'est pas récursivement énumérable.*

On prouve cela en réduisant le complémentaire $\overline{\text{HALTING} - \text{PROBLEM}}$ du problème de l'arrêt $\text{HALTING} - \text{PROBLEM}$ des machines de Turing à ce problème, i.e. en montrant que $\overline{\text{HALTING} - \text{PROBLEM}} \leq_m Th(\mathbb{N})$.

Le théorème découle alors :

- du fait que $\overline{\text{HALTING} - \text{PROBLEM}}$ n'est pas récursivement énumérable ;
- et du fait que si $A \leq_m B$ et que si A n'est pas récursivement énumérable, alors B non plus.

Rappelons que L_{univ} est le problème suivant : on se donne $\langle\langle M \rangle, w \rangle$, et on veut déterminer si la machine de Turing M s'arrête sur l'entrée w .

Étant donné $\langle\langle M \rangle, w \rangle$, nous montrons comment produire une formule close γ sur la signature de l'arithmétique telle que

$$\langle\langle M \rangle, w \rangle \in \overline{\text{HALTING} - \text{PROBLEM}} \Leftrightarrow \gamma \in Th(\mathbb{N}).$$

En d'autres termes, étant donné M et w , on doit construire une formule close γ sur la signature de l'arithmétique qui affirme que “la machine de Turing M ne s'arrête pas sur l'entrée w ”.

Cela s'avère possible parce que le langage de l'arithmétique est suffisamment puissant pour parler des machines de Turing et du fait qu'elles s'arrêtent.

En utilisant le principe de la formule $\text{BIT}(y, x)$ précédent, on va construire une série de formules dont le point culminant sera une formule $\text{VALCOMP}_{M,w}(y)$ qui dit que y est un entier qui représente une suite de configurations de M sur l'entrée w : en d'autres termes, y représente une suite de configurations C_0, C_1, \dots, C_t de M , codée sur un certain alphabet Σ telle que :

- C_0 est la configuration initiale $C[w]$ de M sur w ;
- C_{i+1} est la configuration successeur de C_i , selon la fonction de transition δ de la machine de Turing M , pour $i < t$;

— C_t est une configuration acceptante.

Une fois que l'on a réussi à écrire la formule $\text{VALCOMP}_{M,w}(y)$, il est facile d'écrire que M ne s'arrête pas sur l'entrée x : la formule γ s'écrit

$$\neg \exists y \text{ VALCOMP}_{M,w}(y).$$

Cela prouve la réduction, et donc termine la preuve du lemme, et donc prouve aussi le théorème, en rappelant que $\overline{\text{HALTING}} - \text{PROBLEME}$ n'est pas récursivement énumérable.

9.2.4 Construction de la formule

Il ne reste plus qu'à donner les détails fastidieux de la construction de la formule γ à partir de M et de w . Allons-y.

Supposons que l'on encode les configurations de M sur un alphabet fini Σ , que l'on peut supposer sans perte de restriction de taille p , avec p premier.

Chaque nombre possède une unique représentation en base p : on va utiliser cette représentation en base p plutôt que la représentation binaire, pour simplifier la discussion.

Supposons que la configuration initiale de M sur $w = a_1 a_2 \cdots a_n$ soit codée par l'entier dont les chiffres de l'écriture en base p soient respectivement $q_0 a_1 a_2 \cdots a_n$: on utilise la représentation de la définition 7.4 pour représenter les configurations.

Considérons que le symbole de blanc B est codé par le chiffre k en base p .

Soit LEGAL l'ensemble des 6-uplets (a, b, c, d, e, f) de nombres en base p qui correspondent aux fenêtres légales pour la machine M : voir la notion de fenêtre légale du chapitre 7. Si l'on préfère, LEGAL est l'ensemble des 6-uplets (a, b, c, d, e, f) tels que si trois éléments de Σ représentés respectivement par a, b et c apparaissent consécutivement dans une configuration C_i , et si d, e, f apparaissent consécutivement aux mêmes emplacements dans la configuration C_{i+1} , alors cela est cohérent avec la fonction de transition δ de la machine de Turing M .

On définit maintenant quelques formules :

— $\text{POWER}_p(x)$: "Le nombre x est une puissance de p " : ici p est un nombre premier fixé. Cela s'écrit :

$$\forall y ((\text{DIV}(y, x) \wedge \text{PRIME}(y)) \Rightarrow y = p).$$

— $\text{LENGTH}_p(v, d)$: "Le nombre d est une puissance de p qui donne (un majorant de) la longueur de v vu comme un mot sur l'alphabet Σ à p lettres". Cela s'écrit :

$$(\text{POWER}_p(d) \wedge v < d \wedge p * v \geq d).$$

— $\text{DIGIT}_p(v, K, b)$: "Le ' k 'ème chiffre de v écrit en base p est b (où $K = p^k$)". Cela s'écrit :

$$\exists u \exists a (v = a + b * K + u * p * K \wedge a < K \wedge b < p).$$

— $\text{3DIGIT}_p(v, K, b, c, d)$: "Les 3 chiffres consécutifs de v à la position k sont b, c et d (où $K = p^k$)". Cela s'écrit :

$$\exists u \exists a (v = a + b * K + c * p * K + d * p * p * K + u * p * p * p * K \wedge a < K \wedge b < p \wedge c < p \wedge d < p).$$

- $\text{MATCH}_p(v, L, M)$: “Les 3 chiffres de v à la position ℓ sont a , b et c et correspondent aux 3 chiffres de v à la position m selon la fonction de transition δ de la machine de Turing (où $L = p^\ell$ et $M = p^m$). Cela s’écrit :

$$\bigvee_{(a,b,c,d,e,f) \in \text{LEGAL}} 3\text{DIGIT}_p(v, L, a, b, c) \wedge 3\text{DIGIT}_p(v, M, d, e, f).$$

Remarque 9.2 On note évidemment ici, $\bigwedge_{(a,b,c,d,e,f) \in \text{LEGAL}}$ pour la conjonction pour chacun des 6-uplets de LEGAL.

- $\text{MOVE}_p(v, C, D)$: “la suite v décrit¹ une suite de configurations successives de M de longueur c jusqu’à d (où $C = p^c$ et $D = p^d$) : toutes les paires de suites de 3-chiffres exactement écartées de c positions dans v se correspondent selon δ ”. Cela s’écrit :

$$\forall y ((\text{POWER}_p(y) \wedge y * p * p * C < D) \Rightarrow \text{MATCH}_p(v, y, y * C)).$$

- $\text{START}_p(v, C)$: “la suite v débute avec la configuration initiale de M sur l’entrée $w = a_1 a_2 \dots a_n$ auxquelles on a ajouté des blancs B jusqu’à la longueur c ($C = p^c$; $n, p^i, 0 \leq i \leq n$ sont des constantes fixées qui ne dépendent que de w)”. Cela s’écrit :

$$\bigwedge_{i=0}^n \text{DIGIT}_p(v, p^i, a_i) \wedge p^n < C \wedge \forall y (\text{POWER}_p(y) \wedge p^n < y < C \Rightarrow \text{DIGIT}_p(v, y, B)).$$

- $\text{HALT}_p(v, D)$: “La suite v possède un état d’acceptation quelque part”. Cela s’écrit :

$$\exists y (\text{POWER}_p(y) \wedge y < D \wedge \text{DIGIT}_p(v, y, q_a)).$$

- $\text{VALCOMP}_{M,w}(v)$: “La suite v est un calcul de M valide sur w ”. Cela s’écrit :

$$\exists c \exists d (\text{POWER}_p(c) \wedge c < d \wedge \text{LENGTH}_p(v, d) \wedge \text{START}_p(v, c) \wedge \text{MOVE}_p(v, c, d) \wedge \text{HALT}_p(v, d)).$$

- $\gamma_{M,w}$: “La machine M ne s’arrête pas sur w ”. Cela s’écrit :

$$\neg \exists v \text{VALCOMP}_{M,w}(v).$$

Notre preuve est terminée.

***Exercice 9.2 (corrigé page 220).** *Le défaut des constructions précédentes est qu’elle permettent d’affirmer qu’il existe des formules vraies mais non-prouvables, mais sans donner le moindre exemple de fonction non-prouvable.*

Utiliser les théorèmes de point fixe de la calculabilité (chapitre précédent) pour donner explicitement une formule ψ qui n’est pas prouvable.

On verra plus loin que le second théorème de Gödel permet de faire encore mieux, et de prouver que l’on peut prendre ψ comme la formule qui affirme que la théorie est cohérente.

(la solution de l’exercice précédent produisant une formule ψ dont l’interprétation n’est pas claire).

1. On voit un tableau à deux dimensions comme un unique mot en mettant les lignes bout à bout.

9.3 La preuve de Gödel

Kurt Gödel a en fait prouvé son théorème d'incomplétude d'une autre façon, en construisant une formule close qui affirme sa propre non-prouvabilité. Notons \vdash pour prouvable, et \models pour vrai respectivement sur les entiers.

Supposons que l'on ait fixé un codage des formules par les entiers d'une façon raisonnable : si ϕ est une formule, alors $\langle \phi \rangle$ désigne son codage (un entier).

9.3.1 Lemme de point fixe

Voici un lemme qui a été prouvé par Gödel, et qui ressemble fort aux théorèmes de point fixe déjà évoqués dans le chapitre précédent.

Lemme 9.2 (Lemme de point fixe de Gödel) *Pour toute formule $\psi(x)$ avec la variable libre x , il y a une formule close τ telle que*

$$\vdash \tau \Leftrightarrow \psi(\langle \tau \rangle),$$

i.e. les formules closes τ et $\psi(\langle \tau \rangle)$ sont prouvablement équivalentes dans l'arithmétique de Peano.

Démonstration: Soit x_0 une variable fixée. On peut construire une certaine formule $\text{SUBST}(x, y, z)$ avec les variables libres x, y, z qui affirme "le nombre z est le codage d'une formule obtenue en substituant la constante dont la valeur est x dans toutes les occurrences de la variable libre x_0 dans la formule dont le codage est y ".

Par exemple, si $\phi(x_0)$ est une formule qui contient une occurrence libre de x_0 , mais aucune autre variable libre, la formule $\text{SUBST}(7, \langle \phi(x_0) \rangle, 312)$ est vraie si $312 = \langle \phi(7) \rangle$.

On ne donnera pas les détails de la construction de la formule SUBST , mais l'idée est simplement d'observer que cela est bien possible, en utilisant par exemple l'idée de la relation $\text{BIT}(x, y)$.

On considère maintenant $\sigma(x)$ définie par $\forall y (\text{SUBST}(x, x, y) \Rightarrow \psi(y))$, et τ définie par $\sigma(\langle \sigma(x_0) \rangle)$.

Alors τ est la solution recherchée car

$$\begin{aligned} \tau &= \sigma(\langle \sigma(x_0) \rangle) \\ &= \forall y (\text{SUBST}(\langle \sigma(x_0) \rangle, \langle \sigma(x_0) \rangle, y) \Rightarrow \psi(y)) \\ &\Leftrightarrow \forall y y = \langle \sigma(\langle \sigma(x_0) \rangle) \rangle \Rightarrow \psi(y) \\ &\Leftrightarrow \forall y y = \langle \tau \rangle \Rightarrow \psi(y) \\ &\Leftrightarrow \psi(\langle \tau \rangle) \end{aligned}$$

Bien entendu, on a utilisé ici des équivalences informelles, mais l'argument peut bien se formuler dans l'arithmétique de Peano. \square

9.3.2 Arguments de Gödel

On observe maintenant que le langage de l'arithmétique est suffisamment puissant pour parler de prouvabilité en arithmétique de Peano. En particulier, il est possible de

coder une suite de formules par des entiers et d'écrire une formule $\text{PROOF}(x, y)$ qui signifie que la suite de formules dont le codage est x est une preuve de la formule dont le codage est y .

En d'autres termes, $\vdash \text{PROOF}(\langle \pi \rangle, \langle \psi \rangle) \Leftrightarrow \pi$ est une preuve de ψ dans l'arithmétique de Peano.

La prouvabilité dans l'arithmétique de Peano se code donc alors par la formule $\text{PROVABLE}(y)$ définie par $\exists x \text{PROOF}(x, y)$.

Alors pour toute formule close ϕ ,

$$\vdash \phi \Leftrightarrow \models \text{PROVABLE}(\langle \phi \rangle). \quad (9.3)$$

On a alors :

$$\vdash \phi \Leftrightarrow \vdash \text{PROVABLE}(\langle \phi \rangle). \quad (9.4)$$

La direction \Rightarrow est vraie car si ϕ est prouvable, alors il y a une preuve π de ϕ . L'arithmétique de Peano et le système de preuve permettent d'utiliser cette preuve pour prouver ϕ (i.e. que $\text{PROOF}(\langle \pi \rangle, \langle \phi \rangle)$). La direction \Leftarrow découle de 9.3 est de la validité de la preuve dans l'arithmétique de Peano.

Utilisons alors le lemme de point fixe à la formule close $\neg \text{PROVABLE}(x)$. On obtient une formule close ρ qui affirme sa propre non-prouvabilité :

$$\vdash \rho \Leftrightarrow \neg \text{PROVABLE}(\langle \rho \rangle),$$

en d'autres termes, ρ est vraie si et seulement si elle n'est pas prouvable dans l'arithmétique de Peano.

Par validité de la preuve dans l'arithmétique de Peano, on a

$$\models \rho \Leftrightarrow \neg \text{PROVABLE}(\langle \rho \rangle). \quad (9.5)$$

Alors la formule ρ doit être vraie, puisque sinon, alors

$$\begin{aligned} \models \neg \rho &\Rightarrow \text{PROVABLE}(\langle \rho \rangle) && \text{(par 9.5)} \\ &\Rightarrow \vdash \rho && \text{(par 9.3)} \\ &\Rightarrow \models \rho && \text{(par validité de A. de Peano)} \end{aligned}$$

une contradiction.

Donc $\models \rho$. Mais maintenant,

$$\begin{aligned} \models \rho &\Rightarrow \neg \text{PROVABLE}(\langle \rho \rangle) && \text{(par 9.5)} \\ &\Rightarrow \not\vdash \rho && \text{(par définition de la vérité)} \\ &\Rightarrow \not\models \rho && \text{(par 9.3)} \end{aligned}$$

Donc ρ est vraie, mais n'est pas prouvable.

9.3.3 Second théorème d'incomplétude de Gödel

Le défaut de la preuve précédente est bien entendu qu'elle ne donne pas un grand sens à la formule ρ .

Le second théorème d'incomplétude de Kurt Gödel donne un exemple explicite de formule non prouvable.

On peut exprimer une formule CONSIST qui exprime le fait que la théorie est cohérente. On écrit qu'il n'est pas possible de prouver une formule F et sa négation : il suffit d'écrire $\neg\exists x(\text{PROVABLE}(x)\wedge\text{PROVABLE}(y)\wedge\text{NEG}(x,y))$, où $\text{NEG}(x,y)$ signifie que y est le codage de la négation de la formule codée par x .

Le second théorème d'incomplétude de Gödel permet de prouver que cette formule précise n'est pas prouvable.

Autrement dit :

Théorème 9.2 (Second théorème d'incomplétude de Gödel) *Aucun système de déduction cohérent ne peut prouver sa propre cohérence.*

Nous ne rentrerons pas plus dans les détails.

9.4 Notes bibliographiques

Lectures conseillées Pour aller plus loin sur les notions évoquées dans ce chapitre, nous suggérons la lecture des derniers chapitres de [Kozen, 1997], qui reste courts et directs, ou de l'ouvrage [Cori and Lascar, 1993b] pour une preuve complète.

Bibliographie Ce chapitre est repris des trois derniers chapitres de l'excellent livre [Kozen, 1997].

Chapitre 10

Bases de l'analyse de complexité d'algorithmes

Les discussions précédentes ont fait intervenir l'existence ou non d'algorithmes pour résoudre un problème donné, mais en ignorant un aspect pourtant essentiel en pratique : les ressources nécessaires à son exécution, c'est-à-dire par exemple le temps ou la mémoire nécessaire sur la machine pour l'exécuter.

L'objectif du chapitre suivant est de se focaliser sur l'une des ressources : le temps de calcul. Dans le chapitre qui suit, nous évoquerons d'autres ressources comme l'espace mémoire. On pourrait parler du temps parallèle, c'est-à-dire du temps sur une machine parallèle, etc.

Commençons toutefois par bien comprendre la différence entre le cadre des chapitres qui suivent et les chapitres précédents : dans les chapitres précédents, on parlait de *calculabilité*, c'est-à-dire que l'on se posait la question de l'existence (ou de la non-existence) de solutions algorithmiques à des problèmes donnés. On va maintenant parler de *complexité* : c'est-à-dire que l'on se focalise maintenant uniquement sur des problèmes *décidables*, pour lesquels on connaît un algorithme. La question que l'on se pose maintenant est de comprendre s'il existe un algorithme *efficace*.

Cela nous mène tout d'abord à préciser ce que l'on a envie d'appeler *efficace*, et comment on mesure cette *efficacité*. Toutefois, avant, il faut que notre lecteur ait les idées au clair sur ce que l'on appelle la complexité d'un algorithme, ou la complexité d'un problème, ce qui n'est pas la même chose.

Remarque 10.1 *Même si nous évoquons les complexités en moyenne dans ce chapitre, nous n'en aurons pas besoin à aucun moment dans les chapitres qui suivent : nous le faisons surtout pour expliquer pourquoi elles sont peu utilisées pour ces types de problèmes.*

10.1 Complexité d'un algorithme

On considère donc typiquement dans ce chapitre un problème \mathcal{P} pour lequel on connaît un algorithme \mathcal{A} : cet algorithme, on sait qu'il est correct, et qu'il termine. Il prend en entrée une donnée d , et produit un résultat en sortie $\mathcal{A}(d)$ en utilisant certaines ressources (on ne parle donc plus que de problèmes décidables).

Exemple 10.1 *Le problème \mathcal{P} peut par exemple être celui de déterminer si un nombre v est parmi une liste de n nombres.*

Il est clair que l'on peut bien construire un algorithme \mathcal{A} pour résoudre ce problème : par exemple,

- on utilise une variable res que l'on met à 0 ;
- on parcourt la liste, et pour chaque élément :
 - on regarde si cet élément est le nombre v :
 - si c'est le cas, alors on met la variable res à 1
- à l'issue de cette boucle, on retourne res .

Cet algorithme n'est pas le plus efficace que l'on puisse envisager. D'une part, on pourrait s'arrêter dès que l'on a mis res à 1, puisqu'on connaît la réponse. D'autre part, on peut clairement faire tout autrement, et utiliser par exemple une *recherche par dichotomie* (un algorithme récursif), si l'on sait que la liste est triée.

10.1.1 Premières considérations

On mesure toujours l'efficacité, c'est-à-dire la complexité, d'un algorithme en terme d'une mesure élémentaire μ à valeur entière : cela peut être le nombre d'instructions effectuées, la taille de la mémoire utilisée, ou le nombre de comparaisons effectuées, ou toute autre mesure.

Il faut simplement qu'étant donnée une entrée d , on sache clairement associer à l'algorithme \mathcal{A} sur l'entrée d , la valeur de cette mesure, notée $\mu(\mathcal{A}, d)$: par exemple, pour un algorithme de tri qui fonctionne avec des comparaisons, si la mesure élémentaire μ est le nombre de comparaisons effectuées, $\mu(\mathcal{A}, d)$ est le nombre de comparaisons effectuées sur l'entrée d (une liste d'entiers) par l'algorithme de tri \mathcal{A} pour produire le résultat $\mathcal{A}(d)$ (cette liste d'entiers triée).

La fonction $\mu(\mathcal{A}, d)$ dépend de \mathcal{A} , mais aussi de l'entrée d . La qualité d'un algorithme \mathcal{A} n'est donc pas un critère absolu, mais une fonction quantitative $\mu(\mathcal{A}, \cdot)$ des données d'entrée vers les entiers.

10.1.2 Complexité d'un algorithme au pire cas

En pratique, pour pouvoir appréhender cette fonction, on cherche souvent à évaluer cette complexité pour les entrées d'une certaine *taille* : il y a souvent une fonction *taille* qui associe à chaque donnée d'entrée d , un entier $taille(d)$, qui correspond à un paramètre naturel. Par exemple, cette fonction peut être celle qui compte le nombre d'éléments dans la liste pour un algorithme de tri, la taille d'une matrice pour le calcul du déterminant, la somme des longueurs des listes pour un algorithme de concaténation.

Pour passer d'une fonction des données vers les entiers, à une fonction des entiers (les tailles) vers les entiers, on considère alors la complexité *au pire cas* : la complexité $\mu(\mathcal{A}, n)$ de l'algorithme \mathcal{A} sur les entrées de taille n est définie par

$$\mu(\mathcal{A}, n) = \max_{d \text{ entrée avec } \text{taille}(d)=n} \mu(\mathcal{A}, d).$$

Autrement dit, la complexité $\mu(\mathcal{A}, n)$ est la complexité la pire sur les données de taille n .

Par défaut, lorsqu'on parle de *complexité d'algorithme* en informatique, il s'agit de complexité au pire cas, comme ci-dessus.

Si l'on ne sait pas plus sur les données, on ne peut guère faire plus que d'avoir cette vision pessimiste des choses : cela revient à évaluer la complexité dans le pire des cas (le meilleur des cas n'a pas souvent un sens profond, et dans ce contexte le pessimisme est de loin plus significatif).

10.1.3 Complexité moyenne d'un algorithme

Pour pouvoir en dire plus, il faut en savoir plus sur les données. Par exemple, qu'elles sont distribuées selon une certaine loi de probabilité.

Dans ce cas, on peut alors parler de complexité en moyenne : la complexité moyenne $\mu(\mathcal{A}, n)$ de l'algorithme \mathcal{A} sur les entrées de taille n est définie par

$$\mu(\mathcal{A}, n) = \mathbb{E}[\mu(\mathcal{A}, d) | d \text{ entrée avec } \text{taille}(d) = n],$$

où \mathbb{E} désigne l'espérance (la moyenne).

Si l'on préfère,

$$\mu(\mathcal{A}, n) = \sum_{d \text{ entrée avec } \text{taille}(d)=n} \pi(d) \mu(\mathcal{A}, d),$$

où $\pi(d)$ désigne la probabilité d'avoir la donnée d parmi toutes les données de taille n .

En pratique, le pire cas est rarement atteint et l'analyse en moyenne peut sembler plus séduisante.

Mais, d'une part, il est important de comprendre que l'on ne peut pas parler de moyenne sans loi de probabilité (sans distribution) sur les entrées. Cela implique que l'on connaisse d'autre part la distribution des données en entrée, ce qui est très souvent délicat à estimer en pratique. Comment anticiper par exemple les listes qui seront données à un algorithme de tri par exemple ?

On fait parfois l'hypothèse que les données sont équiprobables (lorsque cela a un sens, comme lorsqu'on trie n nombres entre 1 et n et où l'on peut supposer que les permutations en entrée sont équiprobables), mais cela est parfois arbitraire, et pas totalement justifiable.

Et enfin, comme nous allons le voir sur quelques exemples, les calculs de complexité en moyenne sont plus délicats à mettre en œuvre.

10.2 Complexité d'un problème

On peut aussi parler de la *complexité d'un problème* : cela permet de discuter de l'optimalité ou non d'un algorithme pour résoudre un problème donné.

On fixe un problème \mathcal{P} : par exemple celui de trier une liste d'entiers. Un algorithme \mathcal{A} qui résout ce problème est un algorithme qui répond à la spécification du problème \mathcal{P} : pour chaque donnée d , il produit la réponse correcte $\mathcal{A}(d)$.

La complexité du problème \mathcal{P} sur les entrées de taille n est définie par

$$\mu(\mathcal{P}, n) = \inf_{\mathcal{A} \text{ algorithme qui résout } \mathcal{P}} \max_{d \text{ entrée avec } \text{taille}(d)=n} \mu(\mathcal{A}, d).$$

Autrement dit, on ne fait plus seulement varier les entrées de taille n , mais aussi l'algorithme. On considère le meilleur algorithme qui résout le problème. Le meilleur étant celui avec la meilleure complexité au sens de la définition précédente, et donc au pire cas. C'est donc la complexité du meilleur algorithme au pire cas.

L'intérêt de cette définition est le suivant : si un algorithme \mathcal{A} possède la complexité $\mu(\mathcal{P}, n)$, c'est-à-dire est tel que $\mu(\mathcal{A}, n) = \mu(\mathcal{P}, n)$ pour tout n , alors cet algorithme est clairement optimal. Tout autre algorithme est moins performant, par définition. Cela permet donc de prouver qu'un algorithme est optimal.

10.3 Exemple : Calcul du maximum

Nous allons illustrer la discussion précédente par un exemple : le problème du calcul du maximum. Ce problème est le suivant : on se donne en entrée une liste d'entiers naturels e_1, e_2, \dots, e_n , avec $n \geq 1$, et on cherche à déterminer en sortie $M = \max_{1 \leq i \leq n} e_i$, c'est-à-dire le plus grand de ces entiers.

10.3.1 Complexité d'un premier algorithme

En considérant que l'entrée est rangée dans un tableau, la fonction Java suivante résout le problème.

```
static int max(int T[]) {
    int l = T.length - 1;
    int M = T[l];
    l = l - 1;
    while (l >= 0) {
        if (M < T[l]) M = T[l];
        l = l - 1;
    }
    return M;
}
```

Si notre mesure élémentaire μ correspond au nombre de comparaisons, nous en faisons 2 par itération de la boucle, qui est exécutée $n - 1$ fois, plus 1 dernière du type

$l \geq 0$ lorsque l vaut 0. Nous avons donc $\mu(\mathcal{A}, n) = 2n - 1$ pour cet algorithme \mathcal{A} , où n est la taille de l'entrée, c'est-à-dire le nombre d'entiers dans la liste e_1, e_2, \dots, e_n . Ce nombre est indépendant de la donnée d , et donc $\mu(\mathcal{A}, n) = 2n - 1$.

Par contre, si notre mesure élémentaire μ correspond au nombre d'affectations, nous en faisons 3 avant la boucle **while**. Chaque itération de la boucle effectue soit 1 ou 2 affectations suivant le résultat du test $M < T[l]$. On a donc pour une entrée d de taille n , $n + 2 \leq \mu(\mathcal{A}, d) \leq 2n + 1$: la valeur minimum est atteinte pour une liste ayant son maximum dans son dernier élément, et la valeur maximum pour une liste sans répétition triée dans l'ordre décroissant. Cette fois $\mu(\mathcal{A}, d)$ dépend de l'entrée d . La complexité au pire cas est donnée par $\mu(\mathcal{A}, n) = 2n$.

10.3.2 Complexité d'un second algorithme

Si l'entrée est rangée dans une liste, définie par exemple par

```
class List {
    int val ;      // L'élément
    List next ;   // La suite

    List (int val, List next) {
        this.val = val ; this.next = next ;
    }
}
```

la fonction suivante résout le problème.

```
static int max(List a) {
    int M = a.val ;
    for (a = a.next ; a != null ; a = a.next) {
        if (a.val > M)
            M = a.val ;
    }
    return M ;
}
```

Si notre mesure élémentaire μ correspond au nombre de comparaisons entre entiers (nous ne comptons pas les comparaisons entre variables de type référence sur le type List) nous en faisons 1 par itération de la boucle, qui est exécutée $n - 1$ fois, soit au total $n - 1$.

La complexité $\mu(\mathcal{A}, n)$ de cet algorithme \mathcal{A} sur les entrées de taille n est donc $n - 1$.

10.3.3 Complexité du problème

On peut se poser la question de savoir s'il est possible de faire moins de $n - 1$ telles comparaisons : la réponse est non, à condition de se limiter aux algorithmes

qui fonctionnent seulement par comparaisons¹. En effet, cet algorithme est optimal en nombre de comparaisons.

En effet, considérons la classe \mathcal{C} des algorithmes qui résolvent le problème de la recherche du maximum de n éléments en utilisant comme critère de décision les comparaisons entre éléments, avec les hypothèses plus haut.

Commençons par énoncer la propriété suivante : tout algorithme \mathcal{A} de \mathcal{C} est tel que tout élément autre que le maximum est comparé au moins une fois avec un élément qui lui est plus grand.

En effet, soit i_0 le rang du maximum M retourné par l'algorithme sur une liste $L = e_1.e_2.\dots.e_n : e_{i_0} = M = \max_{1 \leq i \leq n} e_i$. Raisonnons par l'absurde : soit $j_0 \neq i_0$ tel que e_{j_0} ne soit pas comparé avec un élément plus grand que lui. L'élément e_{j_0} n'a donc pas été comparé avec e_{i_0} le maximum.

Considérons la liste $L' = e_1.e_2.\dots.e_{j_0-1}.M+1.e_{j_0+1}.\dots.e_n$ obtenue à partir de L en remplaçant l'élément d'indice j_0 par $M+1$.

L'algorithme \mathcal{A} effectuera exactement les mêmes comparaisons sur L et L' , sans comparer $L'[j_0]$ avec $L'[i_0]$ et donc retournera $L'[i_0]$, ce qui est incorrect. D'où une contradiction, qui prouve la propriété.

Il découle de la propriété qu'il n'est pas possible de déterminer le maximum de n -éléments en moins de $n-1$ comparaisons entre entiers. Autrement dit, la complexité du problème \mathcal{P} du calcul du maximum sur les entrées de taille n est $\mu(\mathcal{P}, n) = n-1$.

L'algorithme précédent fonctionnant en $n-1$ telles comparaisons, il est optimal pour cette mesure de complexité.

10.3.4 Complexité de l'algorithme en moyenne

Si notre mesure élémentaire μ correspond au nombre d'affectations à l'intérieur de la boucle **for**, on voit que ce nombre dépend de la donnée.

On peut s'intéresser à sa complexité en moyenne : il faut faire une hypothèse sur la distribution des entrées. Supposons que les listes en entrée dont on cherche à calculer le maximum sont des permutations de $\{1, 2, \dots, n\}$, et que les $n!$ permutations sont équiprobables.

On peut montrer [Sedgewick and Flajolet, 1996, Froidevaux et al., 1993] que la complexité moyenne sur les entrées de taille n pour cette mesure élémentaire μ est alors donnée par H_n , le n ième nombre harmonique : $H_n = 1 + \frac{1}{2} + \frac{1}{3} + \dots + \frac{1}{n}$. H_n est de l'ordre de $\log n$ lorsque n tend vers l'infini.

Cependant, le calcul est technique, et serait laborieux dans le cadre seul de ce cours.

Simplifions, en nous intéressons à un problème encore plus simple : plutôt que de rechercher le maximum dans la liste e_1, e_2, \dots, e_n , avec $n \geq 1$, donnons nous une liste d'entiers de $\{1, 2, \dots, k\}$ et un entier $1 \leq v \leq k$, et cherchons à déterminer s'il existe un indice $1 \leq i \leq n$ avec $e_i = v$.

L'algorithme suivant résout le problème.

```
static boolean trouve(int [] T, int v) {
```

1. Si les entrées sont des entiers et que l'on s'autorise de l'arithmétique, il peut peut-être être possible de limiter les comparaisons. On ne discutera pas ce type d'algorithmes ici.

```

    for (int i = 0; i < T.length; i++)
        if (T[i] == v)
            return true;
    return false;
}

```

Sa complexité au pire cas en nombre d'instructions élémentaires est linéaire en n , puisque la boucle est effectuée n fois dans le pire cas.

Observons que les listes en entrée sont des fonctions de $\{1, 2, \dots, n\}$ dans $\{1, 2, \dots, k\}$, que l'on appellera *tableau*. Supposons que chacun des tableaux est choisi de façon équiprobable.

Remarquons qu'il y a k^n tableaux. Parmi ceux-ci, $(k-1)^n$ ne contiennent pas l'élément v et dans ce cas, l'algorithme procède à exactement n itérations. Dans le cas contraire, l'entier est dans le tableau et sa première occurrence est alors i avec une probabilité de

$$\frac{(k-1)^{i-1}}{k^i}$$

et il faut alors procéder à i itérations. Au total, nous avons une complexité moyenne de

$$C = \frac{(k-1)^n}{k^n} \times n + \sum_{i=1}^n \frac{(k-1)^{i-1}}{k^i} \times i$$

Or

$$\forall x, \sum_{i=1}^n ix^{i-1} = \frac{1 + x^n(nx - n - 1)}{(1-x)^2}$$

(il suffit pour établir ce résultat de dériver $\sum_{i=1}^n x^i = \frac{1-x^{n+1}}{1-x}$) et donc

$$C = n \frac{(k-1)^n}{k^n} + k \left(1 - \frac{(k-1)^n}{k^n} \left(1 + \frac{n}{k} \right) \right) = k \left(1 - \left(1 - \frac{1}{k} \right)^n \right)$$

10.4 Asymptotiques

10.4.1 Complexités asymptotiques

On le voit sur l'exemple précédent, réaliser une étude précise et complète de complexité est souvent fastidieux, et parfois difficile. Aussi, on s'intéresse en informatique plutôt à l'ordre de grandeur (l'asymptotique) des complexités quand la taille n des entrées devient très grande.

10.4.2 Notations de Landau

Comme il en est l'habitude en informatique, on travaille souvent à un ordre de grandeur près, via les notations \mathcal{O} . Rappelons les définitions suivantes :

Définition 10.1 (Notation \mathcal{O}) Soient f et g deux fonctions $f, g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}^{\geq 0}$. On note $f(n) = \mathcal{O}(g(n))$ lorsqu'il existe des entiers c et n_0 tel que pour tout $n \geq n_0$,

$$f(n) \leq cg(n).$$

Intuitivement, cela signifie que f est inférieur à g à une constante multiplicative près, pour les instances (données) de tailles suffisamment grandes.

De même on définit :

Définition 10.2 (Notations o, Ω, Θ) Soient f et g deux fonctions $f, g : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}^{\geq 0}$.

— On note $f(n) = o(g(n))$ lorsque pour tout réel positif c , il existe un entier n_0 tels que pour tout $n \geq n_0$,

$$f(n) \leq cg(n).$$

— On note $f(n) = \Omega(g(n))$ lorsqu'il existe des entiers c et n_0 tels que pour tout $n \geq n_0$,

$$cg(n) \leq f(n).$$

(on a dans ce cas $g = \mathcal{O}(f)$)

— On note $f(n) = \Theta(g(n))$ lorsque $f(n) = \mathcal{O}(g(n))$ et $f(n) = \Omega(g(n))$.

Exercice 10.1 (corrigé page 221). Soient f et g deux fonctions telles que

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{g(n)}$$

existe et vaut un nombre $c > 0$. Prouver que $f(n) = \Theta(g(n))$.

Exercice 10.2. Prouver :

- Si $f = \mathcal{O}(g)$ et $g = \mathcal{O}(h)$ alors $f = \mathcal{O}(h)$.
- Si $f = \Omega(g)$ et $g = \Omega(h)$ alors $f = \Omega(h)$.
- Si $f = \Theta(g)$ et $g = \Theta(h)$ alors $f = \Theta(h)$.

Exercice 10.3 (corrigé page 221). Donner des exemples d'algorithmes respectivement de complexité :

- linéaire
- $O(n \log n)$
- cubique
- non-polynomial

Exercice 10.4 (corrigé page 221). Supposons que l'on a des algorithmes avec les temps listés plus bas (en supposant que ce sont des temps exacts). De combien sont ralentis ces algorithmes lorsque l'on (a) double la taille de l'entrée, (b) augmente la taille de l'entrée de 1.

1. n^2
2. n^3
3. $100n^2$
4. $n \log n$
5. 2^n

10.5 Notes bibliographiques

Lectures conseillées Pour aller plus loin sur les notions évoquées dans ce chapitre, nous suggérons la lecture du polycopié du cours INF421 (version 2010), ou de l'ouvrage [Kleinberg and Tardos, 2005], et en particulier de ses premiers chapitres.

Bibliographie Le texte de ce chapitre est repris du texte que nous avons écrit dans le polycopié INF421. Il est inspiré de l'introduction de [Kleinberg and Tardos, 2005]. L'analyse du problème du calcul du maximum, et de ses variations est basée sur le livre [Froidevaux et al., 1993].

Chapitre 11

Complexité en temps

Ce chapitre se focalise sur l'étude d'une ressource particulière élémentaire d'un algorithme : le temps qu'il prend pour s'exécuter.

Le chapitre précédent s'applique en particulier à cette mesure : le temps de calcul d'un algorithme est défini comme le temps qu'il prend pour s'exécuter.

Pour appuyer et illustrer l'idée de l'importance de la mesure de cette notion de complexité, intéressons nous au temps correspondant à la complexité des algorithmes n , $n \log_2 n$, n^2 , n^3 , 1.5^n , 2^n et $n!$ pour des entrées de taille n croissantes, sur un processeur capable d'exécuter un million d'instructions élémentaires par seconde. Nous notons ∞ dans le tableau suivant dès que le temps dépasse 10^{25} années (ce tableau est repris de [Kleinberg and Tardos, 2005]).

| Complexité | n | $n \log_2 n$ | n^2 | n^3 | 1.5^n | 2^n | $n!$ |
|---------------|-------|--------------|----------|------------|----------|---------------|---------------|
| $n = 10$ | < 1 s | < 1 s | < 1 s | < 1 s | < 1 s | < 1 s | 4 s |
| $n = 30$ | < 1 s | < 1 s | < 1 s | < 1 s | < 1 s | 18 min | 10^{25} ans |
| $n = 50$ | < 1 s | < 1 s | < 1 s | < 1 s | 11 min | 36 ans | ∞ |
| $n = 100$ | < 1 s | < 1 s | < 1 s | 1s | 12,9 ans | 10^{17} ans | ∞ |
| $n = 1000$ | < 1 s | < 1 s | 1s | 18 min | ∞ | ∞ | ∞ |
| $n = 10000$ | < 1 s | < 1 s | 2 min | 12 jours | ∞ | ∞ | ∞ |
| $n = 100000$ | < 1 s | 2 s | 3 heures | 32 ans | ∞ | ∞ | ∞ |
| $n = 1000000$ | 1s | 20s | 12 jours | 31,710 ans | ∞ | ∞ | ∞ |

On le voit, un algorithme de complexité exponentielle est très rapidement inutilisable, et donc pas *très raisonnable*. Tout l'objet du chapitre est de comprendre ce que l'on appelle un algorithme *raisonnable* en informatique, et de comprendre la théorie de la NP-complétude qui permet de discuter la frontière entre le raisonnable et le non raisonnable.

11.1 La notion de temps raisonnable

11.1.1 Convention

Pour différentes raisons, la convention suivante s'est imposée en informatique :

Définition 11.1 (Algorithme efficace) *Un algorithme est efficace si sa complexité en temps est polynomiale, c'est-à-dire en $\mathcal{O}(n^k)$ pour un entier k .*

Il ne s'agit que d'une convention, et on aurait pu en choisir d'autres (et à vrai dire il y en a eu d'autres avant celle-là, qui s'est imposée dans les années 1970).

Remarque 11.1 *On peut argumenter qu'un algorithme de complexité $\mathcal{O}(n^{1794})$ n'est pas très raisonnable. Certes, mais il faut bien fixer une convention. On considère que c'est raisonnable en théorie de la complexité.*

Remarque 11.2 *Pourquoi ne pas prendre un temps linéaire, ou un temps quadratique comme notion de "raisonnable" : parce que cela ne fonctionne pas bien. En particulier, ces notions de temps linéaires et quadratiques ne vérifieraient pas la "Deuxième raison : s'affranchir du modèle de calcul" évoquée plus bas : la notion de temps linéaire ou de temps quadratique dépend du modèle de calcul utilisé, contrairement à la notion de calcul en temps polynomial.*

11.1.2 Première raison : s'affranchir du codage

Une des raisons de cette convention est la remarque suivante : la plupart des objets informatiques usuels peuvent se représenter de différentes façons, mais passer d'une façon de les représenter à l'autre est possible en un temps qui reste polynomial en la taille du codage.

La classe des polynômes étant stable par composition, cela implique qu'un algorithme qui est polynomial et qui travaille sur une représentation se transforme en un algorithme polynomial qui travaille sur toute autre représentation de l'objet.

On peut donc parler d'algorithme *efficace* sur ces objets sans avoir à rentrer dans les détails de comment on écrit ces objets.

Exemple 11.1 *Un graphe peut se représenter par une matrice, sa matrice d'adjacence : si le graphe possède n sommets, on considère un tableau T de taille n par n , dont l'élément $T[i][j] \in \{0, 1\}$ vaut 1 si et seulement s'il y a une arête entre le sommet i et le sommet j .*

On peut aussi représenter un graphe par des listes d'adjacence : pour représenter un graphe à n sommets, on considère n listes. La liste de numéro i code les voisins du sommet numéro i .

On peut passer d'une représentation à l'autre en un temps qui est polynomial en la taille de chacune : on laisse le lecteur se persuader de la chose dans son langage de programmation préféré.

Un algorithme efficace pour l'une des représentations peut toujours se transformer en un algorithme efficace pour l'autre représentation : il suffit de commencer éventuellement par traduire la représentation en la représentation sur laquelle travaille l'algorithme.

Remarque 11.3 *Par ailleurs, par les mêmes remarques, puisque chacune de ces représentations est de taille polynomiale en n , en utilisant le fait qu'un graphe à n sommet a au plus n^2 arêtes, un algorithme polynomial en n n'est rien d'autre qu'un algorithme efficace qui travaille sur les graphes, c'est-à-dire sur les représentations précédentes, ou toutes les représentations usuelles des graphes.*

11.1.3 Deuxième raison : s'affranchir du modèle de calcul

Une deuxième raison profonde est la suivante : revenons sur le chapitre 7. Nous avons montré que tous les modèles de calculs de ce chapitre se simulaient l'un et l'autre : machines RAM, machines de Turing, machines à piles, machines à compteurs.

Si l'on met de côté les machines à compteur dont la simulation est particulièrement inefficace, et dont l'intérêt n'est que théorique, on peut remarquer qu'un nombre t d'instructions pour l'un se simule en utilisant un nombre polynomial en t d'instructions pour l'autre. La classe des polynômes étant stable par composition, cela implique qu'un algorithme qui est polynomial dans un modèle de calcul se transforme en un algorithme polynomial en chacun des autres modèles de calcul (quitte à simuler l'un par l'autre).

On peut donc parler d'algorithme *efficace* sur un objet sans avoir à préciser si l'on programme l'algorithme dans un modèle de calcul ou dans un autre modèle de calcul¹.

En particulier, la notion d'algorithme efficace est indépendante du langage de programmation utilisé : un algorithme efficace en CAML est un algorithme efficace en JAVA, ou un algorithme efficace en C.

Puisque la notion d'efficacité ne dépend pas du modèle, on va donc utiliser celui de la machine de Turing dans tout ce qui suit : lorsque w est un mot, rappelons que l'on note par $|w|$ sa longueur.

Définition 11.2 (TIME($t(n)$)) *Soit $t : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ une fonction. On définit alors la classe TIME($t(n)$) comme la classe des problèmes (langages) décidés par une machine de Turing en temps $\mathcal{O}(t(n))$, où n est la taille de l'entrée.*

- Si on préfère, $L \in \text{TIME}(t(n))$ s'il y a une machine de Turing M telle que
- M décide L : pour tout mot w , M accepte w si et seulement si $w \in L$, et M refuse w si et seulement si $w \notin L$;
 - M prend un temps borné par $\mathcal{O}(t(n))$:
 - si l'on préfère : il y a des entiers n_0, c , et k tels pour tout mot w , si w est de taille suffisamment grande, c'est-à-dire si $|w| \geq n_0$, alors M accepte ou refuse en utilisant au plus $c * n^k$ étapes, où $n = |w|$ désigne la longueur du mot w .

Rappelons que l'on s'intéresse dans ce chapitre et dans le suivant (et en complexité) uniquement à des problèmes décidables.

1. Les plus puristes auront remarqué un problème avec le modèle des machines RAM du chapitre 7 : il faut prendre en compte dans la complexité la taille des entiers dans les opérations élémentaires effectuées et pas seulement le nombre d'instructions. Mais c'est de l'ergotage, et ce qui est écrit au dessus reste totalement vrai, si l'on interdit aux machines RAM de manipuler des entiers de taille arbitraire. De toute façon, ne pas le faire ne serait pas réaliste par rapport aux processeurs qu'ils entendent modéliser qui travaillent sur des entiers codés sur un nombre fini de bits (32 ou 64 par exemple).

11.1.4 Classe P

La classe des problèmes qui admettent un algorithme raisonnable correspond alors à la classe suivante.

Définition 11.3 (Classe P) *La classe P est la classe des problèmes (langages) définie par :*

$$P = \bigcup_{k \in \mathbb{N}} \text{TIME}(n^k).$$

Autrement-dit, P est exactement la classe des problèmes qui admettent un algorithme polynomial.

Voici quelques exemples de problèmes de P.

Exemple 11.2 (Tester le coloriage d'un graphe) *Donnée: Un graphe $G = (V, E)$ avec pour chaque sommet $v \in V$ la donnée d'une couleur parmi un nombre fini de couleurs.*

Réponse: *Décider si G est colorié avec ces couleurs : c'est-à-dire si il n'y a pas d'arête de G avec deux extrémités de la même couleur.*

Ce problème est dans la classe P. En effet, il suffit de parcourir les arêtes du graphe et de tester pour chacune si la couleur de ses extrémités est la même.

Exemple 11.3 (Évaluation en calcul propositionnel) *Donnée: Une formule du calcul propositionnel $F(x_1, x_2, \dots, x_n)$, des valeurs $x_1, \dots, x_n \in \{0, 1\}$ pour chacune des variables de la formule.*

Réponse: *Décider si la formule F s'évalue en vraie pour ces valeurs des variables.*

Ce problème est dans la classe P. En effet, étant donnée une formule du calcul propositionnel $F(x_1, \dots, x_n)$ et des valeurs pour $x_1, x_2, \dots, x_n \in \{0, 1\}$, il est facile de calculer la valeur de vérité de $F(x_1, \dots, x_n)$. Cela se fait en un temps que l'on vérifie facilement comme polynomial en la taille de l'entrée.

Beaucoup d'autres problèmes sont dans P.

11.2 Comparer les problèmes

11.2.1 Motivation

Il s'avère toutefois qu'il y a toute une classe de problèmes pour lesquels à ce jour on n'arrive pas à construire d'algorithme polynomial, mais sans qu'on arrive à prouver formellement que cela ne soit pas possible.

C'est historiquement ce qui a mené à considérer la classe de problèmes que l'on appelle NP, que nous verrons dans la section suivante.

Des exemples de problèmes dans cette classe sont les suivants :

Exemple 11.4 (k -COLORABILITE) *Donnée: Un graphe $G = (V, E)$ et un entier k .*

Réponse: Décider s'il existe un coloriage du graphe utilisant au plus k couleurs : c'est-à-dire décider s'il existe une façon de colorier les sommets de G avec au plus k couleurs pour obtenir un coloriage de G .

Exemple 11.5 (SAT, Satisfaction en calcul propositionnel) *Donnée:* Une formule $F(x_1, \dots, x_n)$ du calcul propositionnel.

Réponse: Décider si F est satisfiable : c'est-à-dire décider s'il existe $x_1, \dots, x_n \in \{0, 1\}^n$ tel que F s'évalue en vraie pour cette valeur de ses variables x_1, \dots, x_n .

Exemple 11.6 (CIRCUIT HAMILTONIEN) *Donnée:* Un graphe $G = (V, E)$ (non-orienté).

Réponse: Décider s'il existe un circuit hamiltonien, c'est-à-dire décider s'il existe un chemin de G passant une fois et une seule par chacun des sommets et revenant à son point de départ.

Pour les trois problèmes on connaît des algorithmes exponentiels : tester tous les coloriages, pour le premier, ou toutes les valeurs de $\{0, 1\}^n$ pour le second, ou tous les chemins pour le dernier. Pour les trois problèmes on ne connaît pas d'algorithme efficace (polynomial), et on n'arrive pas à prouver qu'il n'y en a pas.

Comme nous allons le voir, on sait toutefois montrer que ces trois problèmes sont équivalents au niveau de leur difficulté, et cela nous amène à la notion de réduction, c'est-à-dire à l'idée de comparer la difficulté des problèmes.

Avant, quelques précisions.

11.2.2 Remarques

Dans ce chapitre et le suivant, on va ne parler essentiellement que de problèmes de décisions, c'est-à-dire de problèmes dont la réponse est soit "vraie" ou "fausse" : voir la définition 8.2.

Exemple 11.7 "Trier n nombres" n'est pas un problème de décision : la sortie est a priori une liste triée de nombres.

Exemple 11.8 "Étant donné un graphe $G = (V, E)$, déterminer le nombre de couleurs pour colorier G " n'est pas un problème de décision, car la sortie est un entier. On peut toutefois formuler un problème de décision proche, du type "Étant donné un graphe $G = (V, E)$, et un entier k , déterminer si le graphe G admet un coloriage avec moins de k couleurs" : c'est le problème k -COLORABILITE.

Avant de pouvoir parler de réduction, il faut aussi parler de fonctions calculables en temps polynomial : c'est la notion à laquelle on s'attend, même si on est obligé de l'écrire car on ne l'a encore jamais fait.

Définition 11.4 (Fonction calculable en temps polynomial) Soient Σ et Σ' deux alphabets. Une fonction $f : \Sigma^* \rightarrow \Sigma'^*$ est calculable en temps polynomial s'il existe une machine de Turing A , qui travaille sur l'alphabet $\Sigma \cup \Sigma'$, et un entier k , telle que pour tout mot w , A avec l'entrée w termine en un temps $\mathcal{O}(n^k)$ avec lorsqu'elle termine $f(w)$ écrit sur son ruban, où $n = |w|$.

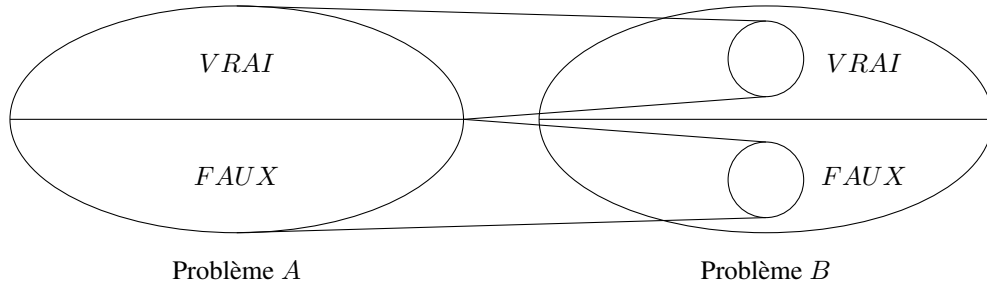


FIGURE 11.1 – Les réductions transforment des instances positives en instances positives, et négatives en négatives.

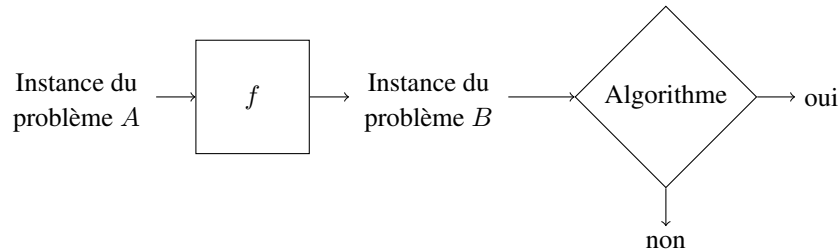


FIGURE 11.2 – Réduction du problème A vers le problème B . Si l'on peut résoudre le problème B en temps polynomial, alors on peut résoudre le problème A en temps polynomial. Le problème A est donc plus facile que le problème B , noté $A \leq B$.

Le résultat suivant est facile à établir :

Proposition 11.1 (Stabilité par composition) *La composée de deux fonctions calculables en temps polynomial est calculable en temps polynomial.*

11.2.3 Notion de réduction

Cela nous permet d'introduire une notion de réduction entre problèmes (similaire à celle du chapitre 8, si ce n'est que l'on parle de calculable en temps polynomial plutôt que de calculable) : l'idée est que si A se réduit à B , alors le problème A est plus facile que le problème B , ou si l'on préfère, le problème B est plus difficile que le problème A : voir la figure 11.2 et la figure 11.1.

Définition 11.5 (Réduction) *Soient A et B deux problèmes d'alphabet respectifs M_A et M_B . Une réduction de A vers B est une fonction $f : M_A^* \rightarrow M_B^*$ calculable en temps polynomial telle que $w \in A$ ssi $f(w) \in B$. On note $A \leq B$ lorsque A se réduit à B .*

Cela se comporte comme on le souhaite : un problème est aussi facile (et difficile) que lui-même, et la relation “être plus facile que” est transitive. En d’autres termes :

Théorème 11.1 \leq est un préordre :

1. $L \leq L$;
2. $L_1 \leq L_2, L_2 \leq L_3$ impliquent $L_1 \leq L_3$.

Démonstration: Considérer la fonction identité comme fonction f pour le premier point.

Pour le second point, supposons $L_1 \leq L_2$ via la réduction f , et $L_2 \leq L_3$ via la réduction g . On a $x \in L_1$ ssi $g(f(x)) \in L_3$. Il suffit alors de voir que $g \circ f$, en temps que composée de deux fonctions calculables en temps polynomial est calculable en temps polynomial. \square

Remarque 11.4 Il ne s’agit pas d’un ordre, puisque $L_1 \leq L_2, L_2 \leq L_1$ n’implique pas $L_1 = L_2$.

Il est alors naturel d’introduire :

Définition 11.6 Deux problèmes L_1 et L_2 sont équivalents, noté $L_1 \equiv L_2$, si $L_1 \leq L_2$ et si $L_2 \leq L_1$.

On a alors $L_1 \leq L_2, L_2 \leq L_1$ impliquent $L_1 \equiv L_2$.

11.2.4 Application à la comparaison de difficulté

Intuitivement, si un problème est plus facile qu’un problème polynomial, alors il est polynomial. Formellement :

Proposition 11.2 (Réduction) Si $A \leq B$, et si $B \in P$ alors $A \in P$.

Démonstration: Soit f une réduction de A vers B . A est décidé par la machine de Turing qui, sur une entrée w , calcule $f(w)$, puis simule la machine de Turing qui décide B sur l’entrée $f(w)$. Puisqu’on a $w \in A$ si et seulement si $f(w) \in B$, l’algorithme est correct, et fonctionne bien en temps polynomial. \square

En prenant la contraposée de la proposition précédente, on obtient la formulation suivante qui dit que si un problème n’a pas d’algorithme polynomial, et qu’il est plus facile qu’un autre, alors l’autre non plus.

Proposition 11.3 (Réduction) Si $A \leq B$, et si $A \notin P$ alors $B \notin P$.

Exemple 11.9 Nous verrons que le problème d’un coloriage d’un graphe, de la satisfaction du calcul propositionnel, ou de l’existence d’un chemin hamiltonien sont équivalents (et équivalents à tous les problèmes NP-complets). Il y a donc un algorithme efficace pour l’un ssi il y en a un pour l’autre.

11.2.5 Problèmes les plus durs

Si on considère une classe de problèmes, on peut introduire la notion de problème le plus difficile pour la classe, i.e. maximum pour \leq . C'est la notion de *complétude* :

Définition 11.7 (C-complétude) Soit \mathcal{C} une classe de problèmes de décisions.

Un problème A est dit \mathcal{C} -complet, si

1. il est dans \mathcal{C} ;
2. tout autre problème B de \mathcal{C} est tel que $B \leq A$.

On dit qu'un problème A est \mathcal{C} -dur s'il vérifie la condition 2 de la définition 11.7. Un problème A est donc \mathcal{C} -complet s'il est \mathcal{C} -dur et dans la classe \mathcal{C} .

Un problème \mathcal{C} -complet est donc le plus difficile, ou un des plus difficiles, de la classe \mathcal{C} . Clairement, s'il y en a plusieurs, ils sont équivalents :

Corollaire 11.1 Soit \mathcal{C} une classe de langages. Tous les problèmes \mathcal{C} -complets sont équivalents.

Démonstration: Soient A et B deux problèmes \mathcal{C} -complets. Appliquer la condition 2 de la définition 11.7 en A relativement à $B \in \mathcal{C}$, et en B relativement à $A \in \mathcal{C}$. \square

11.3 La classe NP

11.3.1 La notion de vérificateur

Les problèmes k -COLORABILITE, SAT et CIRCUIT HAMILTONIEN évoqués précédemment ont un point commun : s'il n'est pas clair qu'ils admettent un algorithme polynomial, il est clair qu'ils admettent un *vérificateur* polynomial.

Définition 11.8 (Vérificateur) Un vérificateur pour un problème A est un algorithme V tel que

$$A = \{w \mid V \text{ accepte } \langle w, u \rangle \text{ pour un certain mot } u\}.$$

Le vérificateur est polynomial si V se décide en temps polynomial en la longueur de w . On dit qu'un langage est polynomialement vérifiable s'il admet un vérificateur polynomial.

Le mot u est alors appelé un *certificat* (parfois aussi une *preuve*) pour w . Autrement dit, un vérificateur utilise une information en plus, à savoir u pour vérifier que w est dans A .

Remarque 11.5 Remarquons que l'on peut toujours se restreindre aux certificats de longueur polynomiale en la longueur de w , puisqu'en temps polynomial en la longueur de w l'algorithme V ne pourra pas lire plus qu'un nombre polynomial de symboles du certificat.

Exemple 11.10 Un certificat pour le problème k -COLORABILITE est la donnée des couleurs pour chaque sommet.

Nous ne donnerons pas toujours autant de détails, mais voici la justification : en effet, un graphe G est dans k -COLORABILITE si et seulement si on peut trouver un mot u qui code des couleurs pour chaque sommet tel que ces couleurs donnent un coloriage correct : l'algorithme V , i.e. le vérificateur, se contente, étant donné $\langle G, u \rangle$ de vérifier que le coloriage est correct, ce qui se fait bien en temps polynomial en la taille du graphe : voir la discussion de l'exemple 11.2.

Exemple 11.11 *Un certificat pour le problème SAT est constitué de la donnée d'une valeur $x_1, \dots, x_n \in \{0, 1\}$ pour chacune des variables de la formule F : le vérificateur, qui se contente de vérifier que ces valeurs satisfont la formule F , peut bien se réaliser en temps polynomial en la taille de la formule : voir l'exemple 11.3.*

Exemple 11.12 *Un certificat pour le problème CIRCUIT HAMILTONIEN est la donnée d'un circuit. Le vérificateur se contente de vérifier que le circuit est hamiltonien, ce qui se fait bien en temps polynomial.*

Cela nous amène à la définition suivante :

Définition 11.9 *NP est la classe des problèmes (langages) qui possèdent un vérificateur polynomial.*

Cette classe est importante car elle s'avère contenir un nombre incroyable de problèmes d'intérêt pratique. Elle contient k -COLORABILITE, SAT et CIRCUIT HAMILTONIEN mais aussi beaucoup d'autres problèmes : voir par exemple tout le chapitre qui suit.

Par construction, on a (car le mot vide est par exemple un certificat pour tout problème de P) :

Proposition 11.4 $P \subseteq NP$.

11.3.2 La question $P = NP$?

Clairement, on a soit $P = NP$ soit $P \subsetneq NP$: voir la figure 11.3.

La question de savoir si ces deux classes sont égales ou distinctes est d'un enjeu impressionnant. D'une part parce que c'est l'une des questions (voire la question) non résolue les plus célèbres de l'informatique théorique et des mathématiques qui défie les chercheurs depuis plus de 40 ans : elle a été placée parmi la liste des questions les plus importantes pour les mathématiques et l'informatique pour le millénaire en 2000. Le *Clay Mathematics Institute* offre 1 000 000 de dollars à qui déterminerait la réponse à cette question.

Surtout, si $P = NP$, alors tous les problèmes vérifiables polynomialement seraient décidables en temps polynomial. La plupart des personnes pensent que ces deux classes sont distinctes car il y a un très grand nombre de problèmes pour lesquels on n'arrive pas à produire d'algorithme polynomiaux depuis plus de 40 ans.

Elle a aussi un enjeu économique impressionnant puisque de nombreux systèmes, dont certains systèmes de cryptographie actuels sont basés sur l'hypothèse que ces deux classes sont distinctes : si ce n'était pas le cas, de nombreuses considérations sur ces systèmes s'effondreraient, et de nombreuses techniques de cryptage devraient être revues.

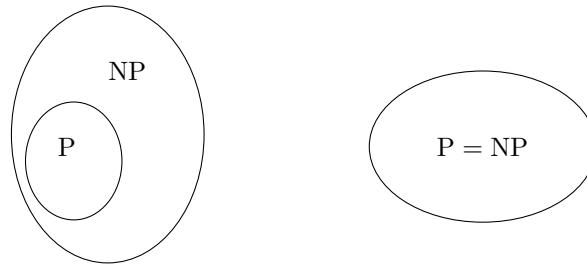


FIGURE 11.3 – Une des deux possibilités est correcte.

11.3.3 Temps non déterministe polynomial

Faisons tout d’abord une petite parenthèse sur la terminologie : le “N” dans NP vient de *non déterministe* (et pas de *non*, ou *not* comme souvent beaucoup le croient), en raison du résultat suivant :

Théorème 11.2 *Un problème est dans NP si et seulement s’il est décidé par une machine de Turing non déterministe en temps polynomial.*

Rappelons que nous avons introduit les machines de Turing non déterministes dans le chapitre 7. On dit qu’un langage $L \subset \Sigma^*$ est *décidé par la machine non déterministe M en temps polynomial* si M décide L et M prend un temps borné par $\mathcal{O}(t(n))$: il y a des entiers n_0, c , et k tels que pour tout mot w de taille suffisamment grande, i.e. $|w| \geq n_0$, et pour tout mot w , si on note $n = |w|$ sa longueur, pour $w \in L$, M admet un calcul qui accepte en utilisant moins de $c \cdot n^k$ étapes, et pour $w \notin L$, tous les calculs de M mènent à une configuration de refus en moins de $c \cdot n^k$ étapes.

Démonstration: Considérons un problème A de NP. Soit V le vérificateur associé, qui fonctionne en temps polynomial $p(n)$. On construit une machine de Turing M non déterministe qui, sur un mot w , va produire de façon non déterministe un mot u de longueur $p(n)$ puis simuler V sur $\langle w, u \rangle$: si V accepte, alors M accepte. Si V refuse, alors M refuse. La machine M décide A .

Réciproquement, soit A un problème décidé par une machine de Turing non déterministe M en temps polynomial $p(n)$. Comme dans la preuve de la proposition 7.3 dans le chapitre 8, on peut affirmer que le degré de non déterminisme de la machine est borné, et qu’il vaut un certain entier r , et que les suites des choix non déterministes réalisées par la machine M jusqu’au temps t se codent par une suite de longueur t d’entiers entre 1 à (au plus) r .

Par conséquent, une suite d’entiers de longueur $p(n)$ entre 1 et r est un certificat valide pour un mot w : étant donné w et un mot u codant une telle suite, un vérificateur V peut facilement vérifier en temps polynomial si la machine M accepte w avec ces choix non déterministes. \square

Plus généralement, on définit :

Définition 11.10 ($\text{NTIME}(t(n))$) Soit $t : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ une fonction. On définit la classe $\text{NTIME}(t(n))$ comme la classe des problèmes (langages) décidés par une machine de Turing non déterministe en temps $\mathcal{O}(t(n))$, où n est la taille de l'entrée.

Corollaire 11.2

$$\text{NP} = \bigcup_{k \in \mathbb{N}} \text{NTIME}(n^k).$$

11.3.4 NP-complétude

Il s'avère que la classe NP possède une multitude de problèmes complets : le prochain chapitre en présente toute une liste.

La difficulté est d'arriver à en produire un premier. C'est l'objet du théorème de Cook et Levin.

Théorème 11.3 (Cook-Levin) *Le problème SAT est NP-complet.*

Nous prouverons ce théorème dans la section qui suit.
Commençons par reformuler ce que cela signifie.

Corollaire 11.3 $P = \text{NP}$ si et seulement si $\text{SAT} \in P$.

Démonstration: Puisque SAT est dans NP, si $P = \text{NP}$, alors $\text{SAT} \in P$.

Réciproquement, puisque SAT est complet, pour tout problème $B \in \text{NP}$, $B \leq \text{SAT}$ et donc $B \in P$ si $\text{SAT} \in P$ par la proposition 11.2. \square

Ce que nous venons de faire est vrai pour n'importe quel problème NP-complet.

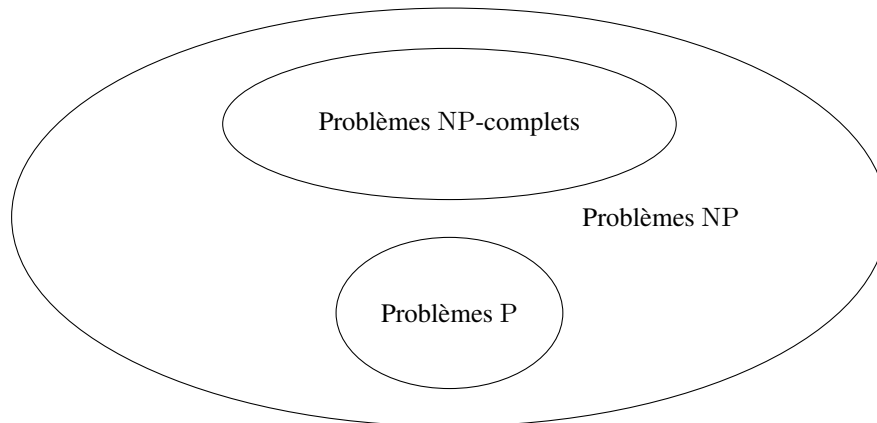
Théorème 11.4 *Soit A un problème NP-complet.*

$P = \text{NP}$ si et seulement si $A \in P$.

Démonstration: Puisque A est complet il est dans NP, et donc si $P = \text{NP}$, alors $A \in P$. Réciproquement, puisque A est NP-dur, pour tout problème $B \in \text{NP}$, $B \leq A$ et donc $B \in P$ si $A \in P$ par la proposition 11.2. \square

Remarque 11.6 *On voit donc tout l'enjeu de produire des problèmes NP-complets pour la question de prouver $P \neq \text{NP}$: tenter de produire un problème pour lequel on arriverait à prouver qu'il n'existe pas d'algorithme polynomial. A ce jour, aucun des centaines, voir des milliers de problèmes NP-complets connus n'ont permis cependant de prouver que $P \neq \text{NP}$.*

Remarque 11.7 *Rappelons nous que tous les problèmes complets sont équivalents en difficulté par le corollaire 11.1.*

FIGURE 11.4 – Situation avec l’hypothèse $P \neq NP$.

11.3.5 Méthode pour prouver la NP-complétude

La NP-complétude d’un problème s’obtient dans la quasi-totalité des cas de la façon suivante :

Pour prouver la NP-complétude d’un problème A , il suffit :

1. de prouver qu’il est dans NP ;
2. et de prouver que $B \leq A$ pour un problème B que l’on sait déjà NP-complet.

En effet, le point 1. permet de garantir que $B \in NP$, et le point 2. de garantir que pour tout problème $C \in NP$ on a $C \leq A$: en effet, par la NP-complétude de B on a $C \leq B$, et puisque $B \leq A$, on obtient $C \leq A$.

Remarque 11.8 *Attention, la NP-complétude d’un problème A s’obtient en prouvant qu’il est plus difficile qu’un autre problème NP-complet, et pas le contraire. C’est une erreur fréquente dans les raisonnements.*

Le chapitre suivant est consacré à de multiples applications de cette stratégie pour différents problèmes.

11.3.6 Preuve du théorème de Cook-Levin

Nous ne pouvons pas appliquer la méthode précédente pour prouver la NP-complétude de SAT, car nous ne connaissons encore aucun problème NP-complet.

Il nous faut donc faire une preuve autrement, en revenant à la définition de la NP-complétude : il faut prouver d’une part que SAT est dans NP, et d’autre part que tout problème A de NP vérifie $A \leq SAT$.

Le fait que SAT est dans NP a déjà été établi : voir l’exemple 11.11.

Considérons un problème A de NP, et un vérificateur V associé. L’idée (qui a certaines similarités avec les constructions du chapitre 9) est, étant donné un mot w ,

de construire une formule propositionnelle $\gamma = \gamma(u)$ qui code l'existence d'un calcul accepteur de V sur $\langle w, u \rangle$ pour un certificat u .

On va en fait construire une série de formules dont le point culminant sera la formule $\gamma = \gamma(u)$ qui codera l'existence d'une suite de configurations C_0, C_1, \dots, C_t de M telle que :

- C_0 est la configuration initiale de V sur $\langle w, u \rangle$;
- C_{i+1} est la configuration successeur de C_i , selon la fonction de transition δ de la machine de Turing V , pour $i < t$;
- C_t est une configuration acceptante.

En d'autres termes, l'existence d'un diagramme espace-temps valide correspondant à un calcul de V sur $\langle w, u \rangle$.

En observant que la formule propositionnelle obtenue γ reste de taille polynomiale en la taille de w , et peut bien s'obtenir par un algorithme polynomial à partir de w , on aura prouvé le théorème : en effet, on aura $w \in L$ si et seulement s'il existe u qui satisfait $\gamma(u)$, c'est-à-dire $A \leq \text{SAT}$ via la fonction f qui à w associe $\gamma(u)$.

Il ne reste plus qu'à donner les détails fastidieux de la construction de la formule $\gamma(u)$. Par hypothèse, V fonctionne en temps polynomial $p(n)$ en la taille n de w . En ce temps là, V ne peut pas déplacer sa tête de lecture de plus de $p(n)$ cases vers la droite, ou de $p(n)$ cases vers la gauche. On peut donc se restreindre à considérer un sous-rectangle de taille $(2 * p(n) + 1) \times p(n)$ du diagramme espace-temps du calcul de V sur $\langle w, u \rangle$: voir la figure 11.5.

Les cases du tableau $T[i, j]$ correspondant au diagramme espace temps sont des éléments de l'ensemble fini $C = \Gamma \cup Q$. Pour chaque $1 \leq i \leq p(n)$ et $1 \leq j \leq 2 * p(n) + 1$ et pour chaque $s \in C$, on définit une variable propositionnelle $x_{i,j,s}$. Si $x_{i,j,s}$ vaut 1, cela signifie que la case $T[i, j]$ du tableau contient s .

La formule Γ est la conjonction de 4 formules $\text{CELL} \wedge \text{START} \wedge \text{MOVE} \wedge \text{HALT}$.

La formule CELL permet de garantir qu'il y a bien un symbole et un seul par case.

$$\text{CELL} = \bigwedge_{1 \leq i \leq p(n), 1 \leq j \leq 2p(n)+1} \left[\left(\bigvee_{s \in C} x_{i,j,s} \right) \wedge \left(\bigwedge_{s,t \in C, s \neq t} (\neg x_{i,j,s} \vee \neg x_{i,j,t}) \right) \right].$$

Les symboles \bigwedge et \bigvee désignent l'itération des symboles \wedge et \vee correspondants. Par exemple, $\bigvee_{s \in C} x_{i,j,s}$ est un raccourci pour la formule $x_{i,j,s_1} \vee \dots \vee x_{i,j,s_l}$ si $C = \{s_1, \dots, s_l\}$.

Si on note le mot $e_1 e_2 \dots e_m$ le mot $\langle w, u \rangle$, la formule START permet de garantir que la première ligne correspond bien à la configuration initiale du calcul de V sur $\langle w, u \rangle$.

$$\text{START} = x_{1,1,B} \vee x_{1,2,B} \vee \dots \vee x_{1,p(n)+1,q_0} \vee x_{1,p(n)+2,e_1} \vee \dots \vee x_{1,p(n)+m+1,e_m} \\ \vee x_{1,p(n)+m+2,B} \vee \dots \vee x_{1,2p(n)+1,B}.$$

La formule HALT permet de garantir qu'une des lignes correspond bien à une configuration acceptante

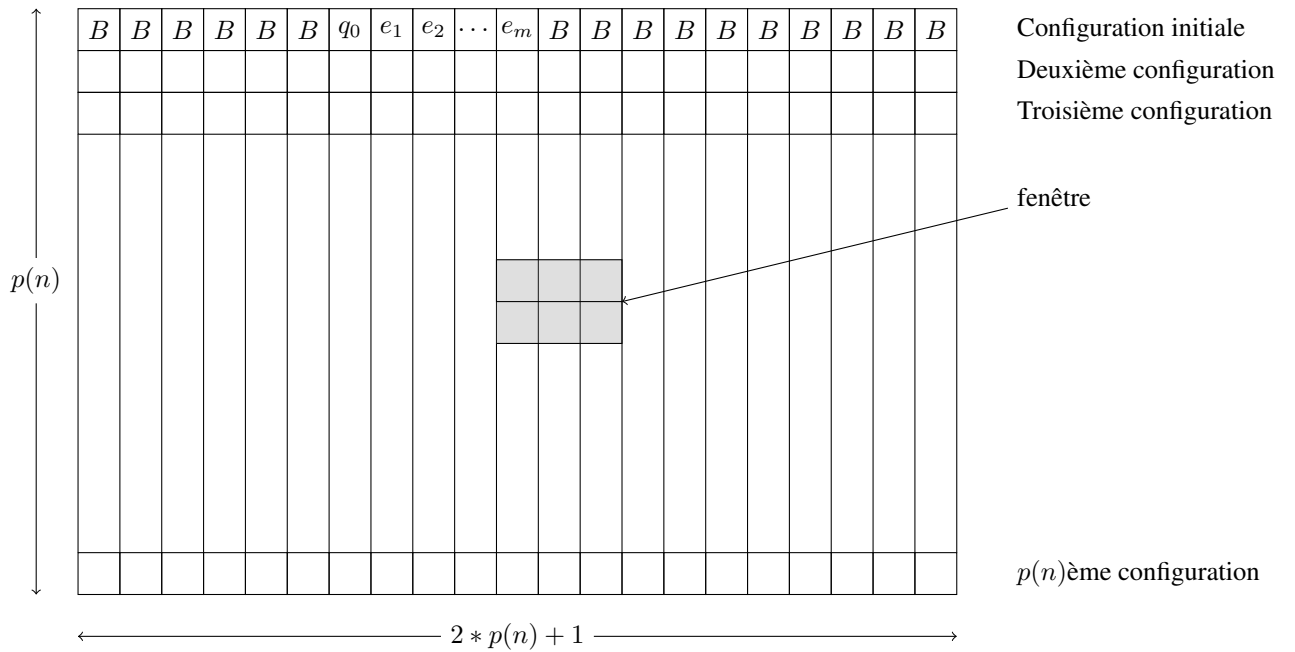


FIGURE 11.5 – Un tableau $(2p(n) + 1) \times p(n)$ codant le diagramme espace-temps du calcul de V sur $\langle w, u \rangle$.

$$\text{HALT} = \bigvee_{1 \leq i \leq p(n), 1 \leq j \leq 2p(n)+1} x_{i,j,q_a}.$$

Enfin la formule MOVE écrit que tous les sous-rectangles 3×2 du tableau T sont des fenêtres légales : voir la notion de fenêtre légale du chapitre 7.

$$\text{MOVE} = \bigwedge_{1 \leq i \leq p(n), 1 \leq j \leq 2p(n)+1} \text{LEGAL}_{i,j},$$

où $\text{LEGAL}_{i,j}$ est une formule propositionnelle qui exprime que le sous-rectangle 3×2 à la position i, j est une fenêtre légale :

$$\text{LEGAL}_{i,j} = \bigwedge_{(a,b,c,d,e,f) \in \text{WINDOW}} (x_{i,j-1,a} \wedge x_{i,j,b} \wedge x_{i,j+1,c} \wedge x_{i+1,j-1,d} \wedge x_{i+1,j,e} \wedge x_{i,j+1,f}),$$

où WINDOW est l'ensemble des 6-uplets (a, b, c, d, e, f) tels que si trois éléments de Σ représentés respectivement par a, b et c apparaissent consécutivement dans une configuration C_i , et si d, e, f apparaissent consécutivement aux mêmes emplacements dans la configuration C_{i+1} , alors cela est cohérent avec la fonction de transition δ de la machine de Turing M .

Ceci termine la preuve, si l'on ajoute que chacune de ces formules sont faciles à écrire (et donc produisibles facilement en temps polynomial à partir de w), et qu'elles restent bien de taille polynomiale en la taille de w .

11.4 Quelques autres résultats de la théorie de la complexité

Commençons par une remarque à propos de l'hypothèse que nous avons faite sur le fait de restreindre notre discussion aux problèmes de décision.

11.4.1 Décision vs Construction

Nous avons parlé jusque-là uniquement de problèmes de *décision*, c'est-à-dire dont la réponse est soit vraie ou soit fausse (par exemple : "étant donnée une formule F , décider si la formule F est satisfiable") en opposition aux problèmes qui consisteraient à *produire un objet avec une propriété* (par exemple : étant donnée une formule F , produire une affectation des variables qui la satisfait s'il en existe une).

Clairement, produire une solution est plus difficile que de savoir s'il en existe une, et donc si $P \neq NP$, aucun de ces deux problèmes n'admet une solution en temps polynomial, et ce pour tout problème NP-complet.

Cependant, si $P = NP$, il s'avère qu'alors on sait aussi produire une solution :

Théorème 11.5 *Supposons que $P = NP$. Soit L un problème de NP et V un vérificateur associé. On peut construire une machine de Turing qui sur toute entrée $w \in L$ produit en temps polynomial un certificat u pour w pour le vérificateur V .*

Démonstration: Commençons par le prouver pour L correspondant au problème de la satisfaction de formules (problème SAT). Supposons $P = NP$: on peut donc tester si une formule propositionnelle F à n variables est satisfiable ou non en temps polynomial. Si elle est satisfiable, alors on peut fixer sa première variable à 0, et tester si la formule obtenue F_0 est satisfiable. Si elle l'est, alors on écrit 0 et on recommence récursivement avec cette formule F_0 à $n - 1$ variables. Sinon, nécessairement tout certificat doit avoir sa première variable à 1, on écrit 1, et on recommence récursivement avec la formule F_1 dont la première variable est fixée à 1, qui possède $n - 1$ variables. Puisqu'il est facile de vérifier si une formule sans variable est satisfiable, par cette méthode, on aura écrit un certificat.

Maintenant si L est un langage quelconque de NP, on peut utiliser le fait que la réduction produite par la preuve du théorème de Cook-Levin est en fait une réduction de Levin : non seulement on a $w \in L$ si et seulement si $f(w)$ est une formule satisfiable, mais on peut aussi retrouver un certificat pour w à partir d'un certificat de la satisfiabilité de la formule $f(w)$. On peut donc utiliser l'algorithme précédent pour retrouver un certificat pour L . \square

En fait, on vient d'utiliser le fait que le problème de la satisfiabilité d'une formule est *auto-réductible* à des instances de tailles inférieures.

11.4.2 Théorèmes de hiérarchie

On dit qu'une fonction $f(n) \geq n \log(n)$ est *constructible en temps*, si la fonction qui envoie 1^n sur la représentation binaire de $1^{f(n)}$ est calculable en temps $\mathcal{O}(f(n))$.

La plupart des fonctions usuelles sont constructibles en temps, et en pratique ce n'est pas vraiment une restriction.

Remarque 11.9 Par exemple, $n \sqrt{n}$ est constructible en temps : sur l'entrée 1^n , on commence par compter le nombre de 1 en binaire : on peut utiliser pour cela un compteur, qui reste de taille $\log(n)$, que l'on incrémente : cela se fait donc en temps $\mathcal{O}(n \log(n))$ puisqu'on utilise au plus $\mathcal{O}(\log(n))$ étapes pour chaque lettre du mot en entrée. On peut alors calculer $\lfloor n \sqrt{n} \rfloor$ en binaire à partir de la représentation de n . N'importe quelle méthode pour faire cela fonctionne en temps $\mathcal{O}(n \log(n))$, puisque la taille des nombres impliqués est $\mathcal{O}(\log(n))$.

Théorème 11.6 (Théorème de hiérarchie) Pour toute fonction $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ constructible en temps, il existe un langage L qui est décidable en temps $\mathcal{O}(f(n))$ mais pas en temps $o(f(n))$.

Démonstration: Il s'agit d'une généralisation de l'idée de la preuve du théorème 13.15 du chapitre suivant : nous invitons notre lecteur à commencer par cette dernière preuve.

Nous prouverons une version plus faible que l'énoncé plus haut. Soit $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ une fonction constructible en temps.

On considère le langage (très artificiel) L qui est décidé par la machine de Turing B suivante :

- sur une entrée w de taille n , B calcule $f(n)$ et mémorise $\langle f(n) \rangle$ le codage en binaire de $f(n)$ dans un compteur binaire c ;

- Si w n'est pas de la forme $\langle A \rangle 10^*$, pour un certaine machine de Turing A , alors la machine de Turing B refuse.
- Sinon, B simule A sur le mot w pendant $f(n)$ étapes pour déterminer si A accepte en un temps inférieur à $f(n)$:
 - si A accepte en ce temps, alors B refuse ;
 - sinon B accepte.

Autrement dit B simule A sur w , étape par étape, et décrémente le compteur c à chaque étape. Si ce compteur c atteint 0 ou si A refuse, alors B accepte. Sinon, B refuse.

Par l'existence d'une machine de Turing universelle, il existe des entiers k et d tels que L soit décidé en temps $d \times f(n)^k$.

Supposons que L soit décidé par une machine de Turing A en temps $g(n)$ avec $g(n)^k = o(f(n))$. Il doit exister un entier n_0 tel que pour $n \geq n_0$, on ait $d \times g(n)^k < f(n)$.

Par conséquent, la simulation par B de A sera bien complète sur une entrée de longueur n_0 ou plus.

Considérons ce qui se passe lorsque B est lancé sur l'entrée $\langle A \rangle 10^{n_0}$. Puisque cette entrée est de taille plus grande que n_0 , B répond l'inverse de la machine de Turing A sur la même entrée. Donc B et A ne décident pas le même langage, et donc la machine de Turing A ne décide pas L , ce qui mène à une contradiction.

Par conséquent L n'est pas décidable en temps $g(n)$ pour toute fonction $g(n)$ avec $g(n)^k = o(f(n))$.

Le théorème est une généralisation de cette idée. Le facteur \log vient de la construction d'une machine de Turing universelle nettement plus efficace que ceux considérés dans ce document, introduisant seulement un ralentissement logarithmique en temps.

□

Autrement dit :

Théorème 11.7 (Théorème de hiérarchie) *Soient $f, f' : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ des fonctions constructibles en temps telles que $f(n) \log(f(n)) = o(f'(n))$. Alors l'inclusion $\text{TIME}(f) \subset \text{TIME}(f')$ est stricte.*

On obtient par exemple :

Corollaire 11.4 $\text{TIME}(n^2) \subsetneq \text{TIME}(n^{\log n}) \subsetneq \text{TIME}(2^n)$.

On définit :

Définition 11.11 *Soit*

$$\text{EXPTIME} = \bigcup_{c \in \mathbb{N}} \text{TIME}(2^{n^c}).$$

On obtient :

Corollaire 11.5 $P \subsetneq \text{EXPTIME}$.

Démonstration: Tout polynôme devient ultimement négligeable devant 2^n , et donc P est un sous-ensemble de $\text{TIME}(2^n)$. Maintenant $\text{TIME}(2^n)$, qui contient tout P est un sous-ensemble strict de, par exemple, $\text{TIME}(2^{n^3})$, qui est inclus dans EXPTIME .

□

11.4.3 EXPTIME and NEXPTIME

Considérons

$$\text{EXPTIME} = \bigcup_{c \geq 1} \text{TIME}(2^{n^c})$$

et

$$\text{NEXPTIME} = \bigcup_{c \geq 1} \text{NTIME}(2^{n^c}).$$

On sait prouver le résultat suivant (et ce n'est pas vraiment difficile) :

Théorème 11.8 *Si* $\text{EXPTIME} \neq \text{NEXPTIME}$ *alors* $P \neq NP$.

11.5 Que signifie la question $P = NP$?

Nous faisons une digression autour de la signification de cette question en lien avec la théorie de la preuve, et les autres chapitres du document.

On peut voir NP comme classe des langages tel qu'en tester l'appartenance revient à déterminer s'il existe un certificat **court** (polynomial). On peut relier cela à l'existence d'une preuve en mathématiques. En effet, dans son principe même, la déduction mathématique consiste à produire des théorèmes à partir d'axiomes.

On s'attend à ce que la validité d'une preuve soit facile à vérifier : il suffit de vérifier que chaque ligne de la preuve soit bien la conséquence des lignes précédentes, dans le système de preuve. En fait, dans la plupart des systèmes de preuves axiomatiques (par exemple dans tous les systèmes de preuve que nous avons vu) cette vérification se fait en un temps qui est polynomial en la longueur de la preuve.

Autrement dit, le problème de décision suivant est NP pour chacun des systèmes de preuve axiomatiques usuels \mathcal{A} , et en particulier pour celui \mathcal{A} que nous avons vu pour le calcul des prédicats.

$$\text{THEOREMS} = \{ \langle \phi, \mathbf{1}^n \rangle \mid \phi \text{ possède une preuve de longueur } \leq n \text{ dans le système } \mathcal{A} \}.$$

Nous laisserons à notre lecteur l'exercice suivant :

Exercice 11.1. *La théorie des ensembles de Zermelo-Fraenkel est un des systèmes axiomatiques permettant d'axiomatiser les mathématiques avec une description finie. (Même sans connaître tous les détails de la théorie des ensembles de Zermelo-Fraenkel) argumenter à un haut niveau que le problème THEOREMS est NP-complet pour la théorie des ensembles de Zermelo-Fraenkel.*

Indice : la satisfiabilité d'un circuit booléen est un énoncé.

Autrement dit, en vertu du théorème 11.5, la question $P = NP$ est celle (qui a été posée par Kurt Gödel) de savoir s'il existe une machine de Turing qui soit capable de produire la preuve mathématique de tout énoncé ϕ en un temps polynomial en la longueur de la preuve.

Cela semble-t-il raisonnable ?

Que signifie la question $NP = coNP$? Rappelons que $coNP$ est la classe des langages dont le complémentaire est dans NP . La question $NP = coNP$, est reliée à l'existence de preuve courte (de certificats) pour des énoncés qui ne semblent pas en avoir : par exemple, il est facile de prouver qu'une formule propositionnelle est satisfiable (on produit une valuation de ses entrées, que l'on peut coder dans une preuve qui dit qu'en propageant les entrées vers les sorties, le circuit répond 1). Par contre, dans le cas général, il n'est pas facile d'écrire une preuve courte qu'une formule propositionnelle donnée est non satisfiable. Si $NP = coNP$, il doit toujours en exister une : la question est donc reliée à l'existence d'un autre moyen de prouver la non satisfiabilité d'une formule propositionnelle, que les méthodes usuelles.

On peut reformuler l'équivalent pour chacun des problèmes NP -complets évoqués.

11.6 Exercices

Exercice 11.2. *Prouver que la classe P est close par union, concaténation et complément.*

Exercice 11.3. *Prouver que la classe NP est close par union et concaténation.*

Exercice 11.4 (corrigé page 222). *Prouver que si NP n'est pas égal à son complément, alors $P \neq NP$.*

Exercice 11.5. *Prouver que si $P = NP$ alors tout langage $A \in P$ sauf $A = \emptyset$ et $A = \Sigma^*$ sont NP -complets.*

Exercice 11.6 (corrigé page 222). *La sécurité des cryptosystèmes est basée sur l'existence de fonctions à sens unique. Dans le cadre de cet exercice, on définit une fonction à sens unique comme une fonction $f : M^* \rightarrow M^*$ calculable en temps polynomial (déterministe) qui préserve les longueurs et qui n'est pas inversible en temps polynomial. Ici M^* désigne les mots sur l'alphabet fini M . Une fonction préserve les longueurs si la longueur de $f(x)$, notée $|f(x)|$, est la même que celle de x , notée $|x|$, pour tout $x \in M^*$. Ici inversible signifie : étant donné y , produire soit un x tel que $f(x) = y$, ou dire qu'aucun tel x existe.*

L'objectif de cet exercice est de montrer qu'il existe des fonctions à sens unique si et seulement si $P \neq NP$.

On souhaite prouver d'abord que si $P = NP$ alors il n'existe pas de fonction à sens unique.

Supposons l'alphabet $M = \{0, 1\}$ soit binaire. Soit f une fonction $f : M^ \rightarrow M^*$ calculable en temps polynomial (déterministe) qui préserve les longueurs et qui est inversible.*

1. *Expliquer pourquoi le raisonnement suivant est incorrect ou incomplet : "dans NP , on peut deviner x et vérifier que $f(x) = y$. Puisque $P = NP$, on peut le faire de façon déterministe".*

2. On note \leq pour la relation préfixe sur les mots sur M : autrement dit, $u \leq x$ si et seulement s'il existe v tel que $x = uv$.

Montrer que le langage

$$B = \{ \langle y, u \rangle \mid \exists x \ |x| = |y|, f(x) = y, u \leq x \}$$

est dans NP.

3. En déduire que si $P = NP$ alors il n'existe pas de fonction à sens unique.
 4. Soit ϕ un circuit booléen avec, disons, m variables. Soit t une chaîne de longueur m qui dénote une affectation de ses variables qui rend ϕ vraie. On considère la fonction

$$f(\phi\#t) = \begin{cases} \phi\#1^{|t|} & \text{si } \phi(t) \text{ est vrai} \\ \phi\#0^{|t|} & \text{si } \phi(t) \text{ est faux,} \end{cases}$$

où $\#$ désigne une lettre particulière, et $\phi(t)$ désigne la valeur du circuit ϕ avec l'entrée t .

Montrer que f préserve les longueurs et est calculable en temps polynomial.

5. Montrer que le circuit booléen ϕ est satisfiable si et seulement s'il existe x tel que $f(x) = \phi\#1^{|t|}$.
 6. Montrer que f est inversible en temps polynomial si et seulement si $P = NP$.
 7. Conclure qu'il existe des fonctions à sens unique si et seulement si $P \neq NP$.

11.7 Notes bibliographiques

Lectures conseillées Pour aller plus loin sur les notions évoquées dans ce chapitre, nous suggérons la lecture des ouvrages [Sipser, 1997], [Papadimitriou, 1994] ainsi que [Lassaigne and de Rougemont, 2004].

Un ouvrage de référence et contenant les derniers résultats du domaine est le livre [Arora and Barak, 2009].

Bibliographie Ce chapitre contient des résultats standards en complexité. Nous nous sommes essentiellement inspirés de leur présentation dans les ouvrages [Sipser, 1997], [Poizat, 1995], [Papadimitriou, 1994]. La dernière partie discussion est reprise ici de sa formulation dans [Arora and Barak, 2009].

Chapitre 12

Quelques problèmes NP-complets

Maintenant que nous connaissons la NP-complétude d'au moins un problème (SAT), nous allons montrer qu'un très grand nombre de problèmes sont NP-complets.

Le livre [Garey and Johnson, 1979] en recensait plus de 300 en 1979. Nous n'avons pas l'ambition d'en présenter autant, mais de décrire quelques problèmes NP-complets célèbres, de façon à montrer quelques preuves de NP-complétude.

12.1 Quelques problèmes NP-complets

12.1.1 Autour de SAT

Définition 12.1 (3-SAT)

Donnée: Un ensemble de variables $\{x_1, \dots, x_n\}$ et une formule $F = C_1 \wedge C_2 \wedge \dots \wedge C_\ell$ avec $C_i = y_{i,1} \vee y_{i,2} \vee y_{i,3}$, où pour tout i, j , $y_{i,j}$ est soit x_k , soit $\neg x_k$ pour l'un des x_k .

Réponse: Décider si F est satisfiable : c'est-à-dire décider s'il existe $x_1, \dots, x_n \in \{0, 1\}^n$ tel que F s'évalue en vraie pour cette valeur de ses variables x_1, \dots, x_n .

Théorème 12.1 *Le problème 3-SAT est NP-complet.*

Démonstration: Notons tout d'abord que 3-SAT est bien dans NP. En effet, la donnée d'une affectation de valeurs de vérité aux variables constitue un certificat vérifiable en temps polynomial.

On va réduire SAT à 3-SAT. Soit F une formule SAT. Soit C une clause de F , par exemple $C = x \vee y \vee z \vee u \vee v \vee w \vee t$. On introduit de nouvelles variables a, b, c, d associées à cette clause, et on remplace C par la formule

$$(x \vee y \vee a) \wedge (\neg a \vee z \vee b) \wedge (\neg b \vee u \vee c) \wedge (\neg c \vee v \vee d) \wedge (\neg d \vee w \vee t).$$

Il est facile de vérifier qu'une assignation de x, y, z peut être complétée par une assignation de a, b, c, d de façon à rendre cette formule vraie si et seulement si C est vraie.

En appliquant cette construction à toutes les clauses de F et en prenant la conjonction des formules ainsi produites, on obtient ainsi une formule 3 – SAT dont la satisfaction de F' équivaut à celle de F .

Le temps de calcul se réduit à écrire les clauses, dont la longueur est polynomiale. Par conséquent, l'ensemble du processus de réduction se réalise donc bien en temps polynomial, et on a prouvé, à partir de SAT que 3 – SAT est NP-complet. \square

Remarque 12.1 *Le problème 2 – SAT, où l'on considèrerait des clauses avec deux littéraux est lui dans P.*

Définition 12.2 (NAESAT)

Donnée: *Un ensemble de variables $\{x_1, \dots, x_n\}$ et un ensemble de clauses $y_{i,1} \vee \dots \vee y_{i,k_i}$, où pour tout i, j , $y_{i,j}$ est soit x_k , soit $\neg x_k$ pour l'un des x_k .*

Réponse: *Décider s'il existe une affectation des variables $x_i \in \{0, 1\}$ de telle sorte que chaque clause contienne au moins un littéral vrai et au moins un littéral faux (c'est-à-dire, pour tout i , il y a un j et un k avec $y_{i,j} = 1$ et $y_{i,k} = 0$).*

Théorème 12.2 *Le problème NAESAT est NP-complet.*

Démonstration: Le problème est dans NP car la donnée d'une affectation des variables est un certificat valide vérifiable aisément en temps polynomial.

On va réduire SAT à NAESAT. Soit F une formule de SAT sur les variables $\{x_1, \dots, x_n\}$. On ajoute une unique variable distincte z et on forme les clauses pour NAESAT en remplaçant chaque clause $C_i = y_{i,1} \vee \dots \vee y_{i,k}$ de F en $C'_i = y_{i,1} \vee \dots \vee y_{i,k} \vee z$.

Cette transformation se réalise bien en temps polynomial.

Si l'instance donnée de SAT est satisfiable, la même affectation des variables tout en fixant pour z la valeur 0 fournit une affectation valide pour NAESAT.

Réciproquement, supposons que l'instance construite de NAESAT soit satisfiable. Si la valeur de vérité de z dans l'affectation correspondante est 0, alors les valeurs des variables x_i dans l'affectation donnent une affectation valide pour la formule F d'origine (pour l'instance de SAT). Si au contraire z vaut 1, on change toutes les valeurs de toutes les variables dans l'affectation. L'affectation reste valide pour NAESAT car au moins un littéral par clause dans l'affectation initiale valait 0, et vaut donc maintenant 1, tandis que z vaut 0. On a donc construit une affectation dans laquelle z vaut 0, et en vertu du cas précédent l'instance de SAT initiale est satisfaisable.

On a donc bien prouvé l'équivalence entre satisfaisabilité de F et l'instance correspondante pour NAESAT. Donc NAESAT est NP-complet. \square

En utilisant la même réduction sur 3SAT, on prouve que NAE4SAT est NP-complet. On va utiliser cette remarque pour prouver :

Corollaire 12.1 *NAE3SAT est NP-complet.*

Démonstration: On va réduire NAE4SAT à NAE3SAT. Soit $C = x \vee y \vee z \vee t$ une clause à 4 littéraux. On introduit une nouvelle variable u_C , et on forme les deux

clauses $C_1 = x \vee y \vee \neg u_C$ et $C_2 = z \vee t \vee u_C$. En faisant ainsi pour toutes les clauses, on construit une instance F' de NAE3SAT en temps polynomial.

Supposons que F' soit une instance positive de NAE3SAT, et considérons l'affectation des valeurs de vérité correspondante. Si $u_C = 0$, alors x ou y est 0, et z ou t est 1, donc $x \vee y \vee z \vee t$ a au moins un littéral 1 et au moins un littéral 0; de même, si $u_C = 1$; donc F est une instance positive de de NAE4SAT.

Inversement, si F est une instance positive de NAE4SAT, considérons l'affectation de valeurs de vérité correspondante. Dans $x \vee y \vee z \vee t$, si x et y sont tous deux à 1, on affecte u_C à 1; sinon si x et y sont tous les deux à 0, on affecte u_C à 0; sinon, on affecte à u_C la valeur de vérité adéquate pour la clause $u_C \vee z \vee t$. Cela produit une assignation démontrant que F' est une instance positive de NAE3SAT.

Là encore la réduction est polynomiale, et NAE3SAT est dans NP de façon triviale. \square

12.1.2 Autour de STABLE

Définition 12.3 (STABLE)

Donnée: Un graphe $G = (V, E)$ non-orienté et un entier k .

Réponse: Décider s'il existe $V' \subset V$, avec $|V'| = k$, tel que $u, v \in V' \Rightarrow (u, v) \notin E$.

Théorème 12.3 *Le problème STABLE est NP-complet.*

Démonstration: STABLE est bien dans NP, car la donnée de V' est un certificat facilement vérifiable en temps polynomial.

On va réduire le problème 3 – SAT à STABLE, c'est-à-dire, étant donné une formule F du type 3 – SAT, construire en temps polynomial un graphe G , de sorte que l'existence d'un stable dans G soit équivalente à l'existence d'une affectation de valeurs de vérité qui satisfait F .

Soit $F = \bigwedge_{1 \leq j \leq k} (x_{1j} \vee x_{2j} \vee x_{3j})$. On construit un graphe G avec $3k$ sommets, un pour chaque occurrence d'un littéral dans une clause.

- Pour chaque variable x_i de 3 – SAT, G possède une arête entre chaque sommet associé à un littéral x_i et chaque sommet associé à un littéral $\neg x_i$ (ainsi un stable de G correspond à une affectation de valeurs de vérité à une partie des variables);
- Pour chaque clause C , on associe un triangle : par exemple pour une clause de F de la forme $C = (x_1 \vee \neg x_2 \vee x_3)$, alors G possède les arêtes $(x_1, \neg x_2)$, $(\neg x_2, x_3)$, (x_3, x_1) (ainsi un stable de G contient au plus un des trois sommets associés à la clause C).

Soit k le nombre de clauses dans F . On démontre que F est satisfiable si et seulement si G possède un stable de taille k .

En effet, si F est satisfiable, on considère une assignation des variables satisfaisant F . Pour chaque clause C de F , on choisit y_C un littéral de C rendu vrai par l'assignation : cela définit k sommets formant un stable de G .

Réciproquement, si G a un stable de taille k , alors il a nécessairement un sommet dans chaque triangle. Ce sommet correspond à un littéral rendant la clause associée vraie, et forme une assignation des variables cohérente par construction des arêtes.

La réduction est clairement polynomiale. \square

Deux problèmes classiques sont reliés à STABLE.

Définition 12.4 (CLIQUE)

Donnée: Un graphe $G = (V, E)$ non-orienté et un entier k .

Réponse: Décider s'il existe $V' \subset V$, avec $|V'| = k$, tel que $u, v \in V' \Rightarrow (u, v) \in E$.

Théorème 12.4 *Le problème CLIQUE est NP-complet.*

Démonstration: La réduction à partir de STABLE consiste à passer au complémentaire sur les arêtes. En effet, il suffit de prouver qu'un graphe $G = (V, E)$ a un stable de taille k si et seulement si son graphe complémentaire $\overline{G} = (V, \overline{E})$ (où $\overline{E} = \{(u, v) | (u, v) \notin E\}$) a une clique de taille k . \square

Définition 12.5 (RECOUVREMENT DE SOMMETS)

Donnée: Un graphe $G = (V, E)$ non-orienté et un entier k .

Réponse: Décider s'il existe $V' \subset V$, avec $|V'| \leq k$, tel que toute arête de G ait au moins une extrémité dans V' .

Théorème 12.5 *Le problème RECOUVREMENT DE SOMMETS est NP-complet.*

Démonstration: La réduction à partir de STABLE consiste à passer au complémentaire sur les sommets. \square

Définition 12.6 (COUPURE MAXIMALE)

Donnée: Un graphe $G = (V, E)$ non-orienté et un entier k .

Réponse: Décider s'il existe une partition $V = V_1 \cup V_2$ telle que le nombre d'arêtes entre V_1 et V_2 soit au moins k .

Théorème 12.6 *Le problème COUPURE MAXIMALE est NP-complet.*

Démonstration: On réduit NAE3SAT à COUPURE MAXIMALE. Supposons donc donnée une instance de NAE3SAT, dans laquelle on peut supposer sans perte de généralité qu'une clause ne contient pas simultanément une variable et son complémentaire. Quitte à remplacer $u \vee v$ par $((u \vee v \vee w) \wedge (u \vee v \vee \neg w))$, on peut aussi supposer que chaque clause contient exactement 3 littéraux. Enfin, si l'on a deux clauses $(u \vee v \vee w)$ et $(u \vee v \vee z)$, on peut, en introduisant deux variables t_1 et t_2 et en procédant comme pour réduire NAE4SAT à NAE3SAT, réécrire ces deux clauses comme $(u \vee t_1 \vee t_2) \wedge (v \vee w \vee \neg t_1) \wedge (v \vee z \vee \neg t_2)$. Bref, on peut donc supposer que deux clauses données ont au plus une variable en commun.

On note x_1, \dots, x_n les variables de la formule F .

On va construire un graphe $G = (V, E)$ de la façon suivante : G possède $2n$ sommets où pour chaque variable u de F , correspondent deux sommets u et $\neg u$. G possède une arête entre chaque couple de sommets (u, v) tels que u et v apparaissent dans la même clause, et une arête entre les sommets u et $\neg u$ pour toute variable u .

Les réductions dans le premier paragraphe de la preuve permettent de voir qu'à chaque clause correspond un triangle et que deux de ces triangles ont des arêtes distinctes.

Si on note n le nombre de variables, et m le nombre de clauses, le graphe G a donc $2n$ sommets et $3m + n$ arêtes. Il est alors facile de voir que le nombre d'arêtes dans une coupure correspondant à une affectation NAE3SAT valide est $2m + n$: l'arête entre u et $\neg u$ pour chaque variable u , et deux des arêtes du triangle uvw pour chaque clause $u \vee v \vee w$.

Inversement, toute coupure de G a au plus $(2m + n)$ arêtes, car une coupure ne peut inclure que deux arêtes par triangle associé à une clause. Par conséquent, une coupure de valeur $2m + n$ fournit immédiatement une affectation NAE3SAT valide.

En d'autres termes, résoudre l'instance de NAE3SAT revient à résoudre COUPURE MAXIMALE sur $(G, 2m + n)$.

La réduction étant polynomiale, et puisque COUPUREMAXIMALE est dans NP car la donnée de V_1 est un certificat valide vérifiable en temps polynomial. \square

12.1.3 Autour de CIRCUIT HAMILTONIEN

Le problème CIRCUIT HAMILTONIEN est souvent à la base de propriétés liées aux chemins dans les graphes (nous reprenons la définition de ce problème, même s'il a déjà été défini dans le chapitre précédent).

Définition 12.7 (CIRCUIT HAMILTONIEN)

Donnée: Un graphe $G = (V, E)$ (non-orienté).

Réponse: Décider s'il existe un circuit hamiltonien, c'est-à-dire un chemin de G passant une fois et une seule par chacun des sommets et revenant à son point de départ.

Théorème 12.7 *Le problème CIRCUIT HAMILTONIEN est NP-complet.*

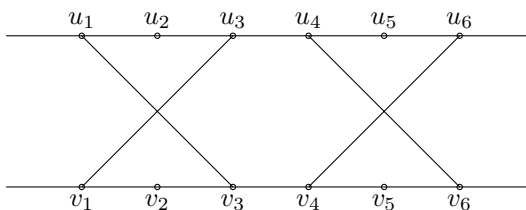
Démonstration: On va démontrer ce fait en réduisant RECOUVREMENT DE SOMMETS à ce problème.

La technique consiste à construire, partant d'une instance de RECOUVREMENT DE SOMMETS, un graphe dans lequel chaque arête initiale sera remplacée par un "motif" admettant exactement deux chemins hamiltoniens, c'est-à-dire des chemins visitant une fois et une seule chaque sommet. L'un de ces deux chemins correspondra au cas où le sommet correspondant appartient à la couverture, l'autre au cas où il n'y appartient pas.

Il reste ensuite à préciser comment recoller ces différents motifs pour qu'un circuit hamiltonien global corresponde exactement à une réunion de chemins hamiltoniens à travers chaque motif, et pour assurer qu'on obtient bien le bon résultat au problème RECOUVREMENT DE SOMMETS initial en résolvant CIRCUIT HAMILTONIEN dans ce graphe.

Notons $(G = (V, E), k)$ l'instance de RECOUVREMENT DE SOMMETS étudiée.

Le motif que nous allons utiliser est le suivant :



Pour obtenir un parcours de ce motif traversant une fois et une seule chaque sommet, seules deux solutions sont possibles : soit un passage en deux fois, une fois $u_1 u_2 u_3 u_4 u_5 u_6$ puis ultérieurement $v_1 v_2 v_3 v_4 v_5 v_6$ (dans un sens ou dans l'autre); ou alors un passage en une seule fois $u_1 u_2 u_3 v_1 v_2 v_3 v_4 v_5 v_6 u_4 u_5 u_6$ (ou le même en inversant les u et les v).

À chaque arête (u, v) du graphe de départ, on associe un motif de ce type, en faisant correspondre le sommet u au côté u et le sommet v au côté v . On raccorde ensuite entre eux bout à bout tous les côtés de tous les motifs correspondant à un même sommet; on forme donc une chaîne associée à un sommet donné, avec encore deux "sorties" libres. On raccorde alors chacune de ces deux sorties à k nouveaux sommets s_1, \dots, s_k . On note le graphe ainsi construit H dans la suite.

Supposons maintenant donné un recouvrement du graphe initial de taille k , dont les sommets sont $\{g_1, \dots, g_k\}$. On peut alors construire un circuit hamiltonien de H de la façon suivante :

- partir de s_1 ;
- parcourir la chaîne g_1 de la façon suivante. Quand on traverse une arête (g_1, h) , si h est aussi dans la couverture, on traverse simplement le côté g_1 , sinon, on parcourt les deux côtés simultanément;
- une fois la chaîne g_1 finie, on revient en s_2 et on repart par g_2 et ainsi de suite.

Il est clair que tous les sommets s_k sont atteints une fois et une seule.

Considérons un sommet h du motif correspondant à une arête (u, v) . On peut toujours supposer que u est dans la couverture, disons $u = g_1$. Il s'ensuit que si h est du côté de u , h sera atteint une fois au moins. On voit en vertu du second item qu'il ne sera plus atteint dans la suite. Si h est du côté de v , et que v n'est pas dans la couverture, h est parcouru lors du parcours de u . Si $v = g_i$, h est parcouru lors du parcours de la chaîne correspondant à g_i et à ce moment-là seulement. On a donc bien un circuit hamiltonien.

Réciproquement, supposons que l'on dispose d'un circuit hamiltonien de H . La construction de notre motif impose que venant d'un sommet s_i , on traverse entièrement une chaîne u puis l'on passe à un autre des sommets s_j . On traverse ainsi k chaînes; les k sommets correspondants forment alors une couverture. En effet, si (u, v) est une arête, le motif correspondant est parcouru par le chemin hamiltonien; or il ne peut l'être que lors du parcours d'une boucle correspondant à une des deux extrémités de l'arête.

Enfin, la réduction est trivialement polynomiale. CIRCUIT HAMILTONIEN est donc bien NP-complet. \square

Comme dans la section précédente, on peut alors en déduire la NP-complétude de nombreuses variantes.

Définition 12.8 (VOYAGEUR DE COMMERCE)

Donnée: Un couple (n, M) , où M est une matrice $n \times n$ d'entiers et un entier k .

Réponse: Décider s'il existe une permutation π de $[1, 2, \dots, n]$ telle que

$$\sum_{1 \leq i \leq n} M_{\pi(i)\pi(i+1)} \leq k.$$

Corollaire 12.2 *Le problème VOYAGEUR DE COMMERCE est NP-complet.*

Ce problème porte ce nom, car on peut voir cela comme l'établissement de la tournée d'un voyageur de commerce devant visiter n villes, dont les distances sont données par la matrice M de façon à faire moins de k kilomètres.

Démonstration:

On réduit CIRCUIT HAMILTONIEN à VOYAGEUR DE COMMERCE. Pour ce faire, étant donné un graphe $G = (V, E)$, on pose $V = \{x_1, \dots, x_n\}$. On considère alors la matrice M $n \times n$ d'entiers telle que

$$M_{i,j} = \begin{cases} 1 & \text{si } (i, j) \in E; \\ 2 & \text{sinon.} \end{cases}$$

Montrons alors que CIRCUIT HAMILTONIEN (V, E) si et seulement si VOYAGEUR DE COMMERCE (n, M, n) .

S'il existe un circuit hamiltonien dans G on peut en effet construire la permutation π comme décrivant l'ordre de parcours des sommets du graphe G : par construction, la somme des distances des arêtes sur ce circuit vaudra n .

Inversement, étant donnée une permutation avec cette propriété, le fait que les $n-1$ termes de la somme soient au moins égaux à 1 implique qu'ils sont tous égaux à 1, et donc que les arêtes $(\pi(i), \pi(i+1))$ existent dans le graphe G : on a donc bien un circuit hamiltonien. \square

Définition 12.9 (CIRCUIT LE PLUS LONG)

Donnée: Un graphe $G = (V, E)$ non-orienté, avec des distances sur chaque arête, un entier r .

Réponse: Décider s'il existe un circuit de G ne passant pas deux fois par le même sommet dont la longueur est $\geq r$.

Corollaire 12.3 *Le problème CIRCUIT LE PLUS LONG est NP-complet.*

Démonstration: On construit une réduction à partir de CIRCUIT HAMILTONIEN : pour cela, à un graphe G pour CIRCUIT HAMILTONIEN, on associe à chaque arête le poids 1. La recherche d'un cycle hamiltonien est alors trivialement identique à la recherche d'un circuit de longueur $\geq n$ dans le graphe. \square

12.1.4 Autour de 3-COLORABILITE

Nous avons déjà défini ce que nous appelions un (*bon*) coloriage de graphes dans le chapitre précédent. Le plus petit entier k tel qu'un graphe soit (bien) coloriable est appelé le *nombre chromatique* du graphe.

Il est connu que les graphes planaires sont toujours coloriables avec 4 couleurs.

Définition 12.10 (3-COLORABILITE)

Donnée: Un graphe $G = (V, E)$ non-orienté.

Réponse: Décider s'il existe un coloriage du graphe utilisant au plus 3 couleurs.

Théorème 12.8 *Le problème 3-COLORABILITE est NP-complet.*

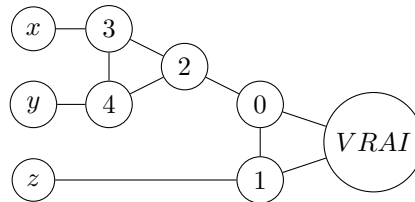
Démonstration: 3-COLORABILITE est dans NP, car la donnée des sommets colorés par chacune des 3 couleurs constitue un certificat vérifiable en temps polynomial.

On va réduire 3-SAT à 3-COLORABILITE. On se donne donc une conjonction de clauses à 3 littéraux, et il nous faut à partir de là construire un graphe. Comme dans les autres réductions de 3-SAT, il faut parvenir à traduire deux contraintes : une variable peut prendre la valeur 0 ou 1 d'une part, et les règles d'évaluation d'une clause d'autre part.

On construit un graphe ayant $3 + 2n + 5m$ sommets, les trois premiers sont notés *VRAI*, *FAUX*, *NSP*. Ces trois sommets sont reliés deux à deux en triangle, de sorte qu'ils doivent être tous trois de couleurs différentes. On appellera les couleurs correspondantes *VRAI*, *FAUX*, *NSP*.

On associe un sommet à chaque variable et au complémentaire de chaque variable. Pour assurer qu'une variable prenne la valeur *VRAI* ou *FAUX*, pour chaque variable x_i on construit un triangle dont les sommets sont x_i , $\neg x_i$, et *NSP*. Cela impose que soit $\text{couleur}(x_i) = \text{VRAI}$ et $\text{couleur}(\neg x_i) = \text{FAUX}$, ou $\text{couleur}(x_i) = \text{FAUX}$ et $\text{couleur}(\neg x_i) = \text{VRAI}$.

Il nous reste donc à encoder les règles d'évaluation d'une clause. Pour ce faire, on introduit le sous-graphe suivant, qui correspond à une clause $x \vee y \vee z$:



Il est facile de voir que si ce motif (où les trois sommets distingués et les triangles construits sur les variables sont implicites) est 3-coloriable, alors les sommets 0 et 1 sont *FAUX* et *NSP*. Si 1 est *FAUX*, comme un sommet correspondant à une variable doit être *VRAI* ou *FAUX*, on a $\text{couleur}(z) = \text{VRAI}$. Si 0 est *FAUX*, alors 2 ne peut pas être *FAUX*, donc 3 ou 4 l'est, et la variable correspondante est colorisée *VRAI*.

Réciproquement, si l'une des variables est vraie, on peut facilement construire une 3-coloration du motif.

Considérons alors le graphe formé des trois sommets distingués, des triangles formés sur les variables, et des motifs donnés. Si ce graphe est 3-coloriable, alors en particulier tout sous-graphe est coloriable. Les triangles de variables sont en particulier coloriables. À partir d'une 3-coloration du graphe, on construit une affectation de valeurs de vérité en mettant à 1 toutes les variables colorées par *VRAI*. Cette affectation est cohérente (une variable et son complémentaire ont bien une valeur opposée)

et au moins une variable par clause est à 1, en vertu des propriétés du motif ci-dessus. Inversement, étant donné une affectation de valeurs de vérité, il est aisé de déduire une 3-coloration du graphe.

L'existence d'une 3-coloration du graphe est donc équivalente à la satisfaisabilité de la formule initiale.

La réduction est manifestement polynomiale ; on a donc bien prouvé que 3-SAT se réduisait à 3-COLORABILITE ; ce dernier est donc bien NP-complet. \square

12.1.5 Autour de SOMME DE SOUS-ENSEMBLE

Définition 12.11 (SOMME DE SOUS-ENSEMBLE)

Donnée: Un ensemble fini d'entiers E et un entier t .

Réponse: Décider s'il existe $E' \subset E$ tel que $\sum_{x \in E'} x = t$.

Théorème 12.9 *Le problème SOMME DE SOUS-ENSEMBLE est NP-complet.*

Démonstration: Le fait que SOMME DE SOUS-ENSEMBLE est dans NP vient du fait que la donnée de E' constitue un certificat vérifiable en temps polynomial.

On va maintenant réduire une version de RECOUVREMENT DE SOMMETS dans laquelle on cherche à construire une couverture de taille exactement k à SOMME DE SOUS-ENSEMBLE. Il est facile de voir que cette version de RECOUVREMENT DE SOMMETS est essentiellement équivalente à la version classique, car il suffit de décider pour chaque $l \leq l_0$ s'il existe une couverture de taille l pour savoir s'il existe une couverture de taille au plus l_0 .

On se donne un graphe $G = (V, E)$ dans lequel on souhaite construire un recouvrement de sommets de taille k . On numérote les sommets et arêtes ; soit $B = (b_{ij})$ la matrice d'incidence sommets-arêtes, c'est-à-dire que $b_{ij} = 1$ si l'arête i est incidente au sommet j , $b_{ij} = 0$ sinon.

On va construire un ensemble F d'entiers, tel que chaque sommet corresponde à un entier de F . On veut pouvoir lire sur la somme des éléments d'un sous-ensemble les arêtes dont un des sommets au moins appartient au sous-ensemble, de façon à ce qu'on ait bien une couverture de sommets si et seulement si c'est le cas pour toutes les arêtes.

Cela peut se faire en exprimant les entiers dans une base b à fixer ultérieurement, et en faisant correspondre au sommet s_j l'entier $\sum b_{ij}b^i$. On veut aussi pouvoir compter le nombre de sommets présents dans la couverture, qui doit être égal à k ; pour ce faire, il suffit d'ajouter un terme b^n , si les arêtes sont numérotées de 0 à $n - 1$.

Il subsiste une difficulté : pour qu'un sous-ensemble de somme $t = \sum_{i=0}^n a_i b^i$ corresponde à une couverture de sommets, le choix que l'on vient juste de faire impose que (noter que tous les a_i sauf a_n valent au plus 2, car une arête est incidente à deux sommets exactement) :

- $a_n = k$;
- $a_i \geq 1$.

Les spécifications du problème ne permettent pas de prendre en compte le second item. On peut contourner le problème en ajoutant à F les entiers b^i correspondant à l'arête i .

On peut alors choisir comme but

$$t = kb^n + \sum_{i=0}^{n-1} 2b^i. \quad (12.1)$$

À ce stade, on va imposer que la base b soit au moins égale à 4; comme dans toute somme d'éléments de F il y a au plus trois termes b^i pour $i < n$, cela entraîne qu'aucune retenue ne peut se produire dans l'addition (on permet toujours au coefficient de b^n d'excéder $b - 1$), et donc que l'on peut lire sur l'équation (12.1) le nombre d'occurrences du terme b^i .

Pour tout sous-ensemble F' de somme t , on a donc :

- il y a k termes correspondant à des sommets dans F' (cf. le terme en b^n pour chaque arête i);
- F' contient au moins un terme correspondant à une des deux extrémités de i ; en effet, t contenant 2 termes b^i , il peut contenir soit les deux extrémités de l'arête, soit l'entier correspondant à l'arête et celui correspondant à l'une des deux extrémités.

Inversement, étant donnée une couverture de sommets, on construit l'ensemble F' en prenant les sommets de la couverture, et les arêtes dont un seul des deux sommets est dans la couverture.

On a donc bien réduit RECOUVREMENT DE SOMMETS à SOMME DE SOUS-ENSEMBLE.

Il est facile de voir que la réduction s'effectue en temps polynomial, et donc que l'on a bien prouvé le théorème. \square

On peut en déduire :

Définition 12.12 (SAC A DOS)

Donnée: Un ensemble de poids a_1, \dots, a_n , un ensemble de valeurs v_1, \dots, v_n , un poids limite A , et un entier V .

Réponse: Décider s'il existe $E' \subset \{1, 2, \dots, n\}$ tel que $\sum_{i \in E'} a_i \leq A$ et $\sum_{i \in E'} v_i \geq V$.

Corollaire 12.4 *Le problème SAC A DOS est NP-complet.*

Démonstration: A partir de SOMME DE SOUS-ENSEMBLE : étant donnée $E = \{e_1, \dots, e_n\}$ et t une instance de SOMME DE SOUS-ENSEMBLE, on considère $v_i = a_i = e_i$, et $V = A = t$. \square

Définition 12.13 (PARTITION)

Donnée: Un ensemble fini d'entiers E .

Réponse: Décider s'il existe $E' \subset E$ tel que $\sum_{x \in E'} x = \sum_{x \notin E'} x$.

Théorème 12.10 *Le problème PARTITION est NP-complet.*

Démonstration: On va réduire SOMME DE SOUS-ENSEMBLE à PARTITION. Soit (E, t) une instance de SOMME DE SOUS-ENSEMBLE. On pose $S = \sum_{x \in E} x$.

Quitte à changer t en $S - t$ (ce qui revient à changer l'ensemble obtenu en son complémentaire), on peut supposer que $2t \leq S$.

L'idée naturelle consisterait à ajouter l'élément $u = S - 2t$ à E ; le résultat de partition serait alors deux sous-ensembles (A' et son complémentaire) de somme $S - t$; l'un des deux contient l'élément $S - 2t$, donc en enlevant ce dernier, on trouve un ensemble de termes de E de somme t . Malheureusement, cette technique échoue si $S - 2t$ est déjà dans E .

Au lieu de cela, on prend le nombre $X = 2S$ et $X' = S + 2t$, et on applique PARTITION à $E' = E \cup \{X, X'\}$. Il existe une partition de E' si et seulement s'il existe un sous-ensemble de E de somme t . En effet, s'il existe une partition de E' , il existe deux sous-ensembles complémentaires de somme $2S + t$. Chacun des deux sous-ensembles doit contenir soit X , soit X' , car sinon sa somme ne peut excéder $2S + t$; donc un des deux ensembles contient X et non X' , et on obtient en enlevant X un sous-ensemble F de E de taille t . Réciproquement, étant donné un tel F , $(F \cup \{X\}, E - F \cup \{X'\})$ constitue une partition de E' . On a donc bien réduit SOMME DE SOUS-ENSEMBLE à PARTITION.

Reste à justifier que la réduction est bien polynomiale. L'essentiel de la réduction est le calcul de A et A' , qui est bien polynomial en la taille des entrées (l'addition de k nombres de n bits se fait en temps $\mathcal{O}(k \log n)$). \square

12.2 Exercices

12.2.1 Variantes polynomiales

Exercice 12.1. Un graphe $G = (V, E)$ est dit Eulérien s'il existe un cycle empruntant exactement une fois chaque arête du graphe G .

Montrer qu'un graphe connexe est Eulérien si et seulement si chacun de ses sommets a un degré pair.

Proposer un algorithme polynomial qui détermine si le graphe est Eulérien.

Exercice 12.2.

On s'intéresse à 2SAT.

1. Proposer une valuation t qui satisfait $\phi_1(u_1, u_2, u_3) = (u_2 \vee \neg u_3) \wedge (\neg u_2 \vee u_3) \wedge (u_2 \vee \neg u_1)$.
2. Que se passe-t-il pour $\phi_2(u_1, u_2) = (u_2 \vee u_3) \wedge (\neg u_2 \vee u_3) \wedge (\neg u_3 \vee u_1) \wedge (\neg u_3 \vee \neg u_1)$?
3. Montrer que $u \vee v = (\neg u \Rightarrow v) \wedge (\neg v \Rightarrow u)$.
A partir d'une instance de 2SAT nous construisons un graphe orienté $G_\phi = (V, E)$ avec
 - un sommet par littéral
 - et un arc par implication (en transformant chaque clause par deux implications)
4. Dessiner les graphes G_{ϕ_1} et G_{ϕ_2} .

5. Montrer qu'il existe une variable u telle que G_ϕ contient un cycle entre u vers $\neg u$ dans G , si et seulement si ϕ n'est pas satisfiable.
6. Montrer que 2-SAT peut se résoudre en temps polynomial.

Exercice 12.3 (corrigé page 222). [Chevaliers de la table ronde] Etant donnés n chevaliers, et connaissant toutes les paires de féroces ennemis parmi eux, est-il possible de les placer autour d'une table circulaire de telle sorte qu'aucune paire de féroces ennemis ne soit côte à côte ?

12.2.2 NP-complétude

Exercice 12.4 (corrigé page 222).

Définition : une chaîne hamiltonienne est une chaîne qui passe une fois et une seule par chaque sommet du graphe.

Prouver que le problème suivant est NP-complet.

CHAÎNE HAMILTONIENNE

Données : un graphe non-orienté G de n sommets, deux sommets u et v distincts de G .

Question : G contient-il une chaîne hamiltonienne dont ses extrémités sont les sommets u et v ?

Exercice 12.5 (corrigé page 223). Prouver que le problème suivant est NP-complet.

CHAÎNE

Données : un graphe non-orienté G de n sommets, deux sommets u et v distincts de G .

Question : G contient-il une chaîne de longueur $n/2$ entre u et v ?

Exercice 12.6 (corrigé page 223). Prouver que le problème suivant est NP-complet.

Problème ARBRE

Données : Un graphe $G = (V, E)$, et un entier k .

Question : Existe-t-il un arbre couvrant tous les sommets de G ayant moins de k feuilles ?

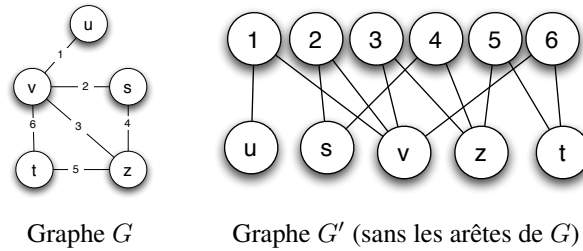
Exercice 12.7 (corrigé page 223). Soit $G = (V, E)$ un graphe.

- Une couverture de sommets S du graphe G est un sous-ensemble de sommets tel que toutes les arêtes de G sont incidentes à au moins un sommet de S .
- Un ensemble dominant C du graphe G est un sous-ensemble de sommets tel que tout sommet est soit dans C soit voisin d'un sommet de C .

Soit $G = (V, E)$ un graphe connexe. Nous allons construire un graphe $G' = (V', E')$ à partir de G tel que

- $V' = V \cup E$;
- $E' = E \cup \{(v, a) | v \in V, a \in E, v \text{ est extrémité de l'arête } a \text{ dans } G\}$

1. Montrer que si S est une couverture de sommets du graphe G , alors S est un ensemble dominant de G' .



2. Montrer que si S' est un ensemble dominant de G' , alors il existe une couverture $S \subseteq V$ du graphe G et de cardinalité inférieure ou égale à S' .
3. Exprimer le problème de minimisation de l'ensemble dominant sous forme de problème de décision.
4. Montrer que ce problème est dans NP.
5. Montrer que ce problème est dans NP-complet.

Exercice 12.8 (corrigé page 224). Nous allons nous concentrer sur le problème du k -centre : étant donné un ensemble de villes dont les distances sont spécifiées, choisir k villes afin d'installer des entrepôts de façon à minimiser la distance maximale d'une ville à l'entrepôt le plus proche. Un tel ensemble de k villes est appelé k -centre.

Le problème associé de décision est le suivant :

Problème k -CENTRE

Données : un graphe complet $K = (V, E)$ muni d'une fonction de poids w sur les arêtes, et des entiers strictement positifs k et b .

Question : Existe-il un ensemble S de sommets tel que $|S| = k$ et tel que tout sommet v de V satisfait la condition suivante

$$\max\{w(v, u) : u \in S\} \leq b$$

1. Montrer que k -CENTRE est dans NP.
2. Montrer que k -CENTRE est NP-complet sachant que DOMINANT est NP-complet.

12.3 Notes bibliographiques

Lectures conseillées Le livre [Garey and Johnson, 1979] recense plus de 300 problèmes NP-complets et est d'une lecture assez agréable. On peut trouver plusieurs mises à jour de cette liste sur le web.

Bibliographie Ce chapitre est repris du polycopié [Cori et al., 2010] du cours INF550 de l'école polytechnique.

Chapitre 13

Complexité en espace mémoire

Dans ce chapitre, on s'intéresse à une autre ressource critique dans les algorithmes : la mémoire. En fait, en théorie de la complexité, on parle plutôt *d'espace*, ou *d'espace mémoire*, pour désigner la mémoire.

On va commencer par voir comment on mesure la mémoire utilisée par un algorithme. On introduira alors les principales classes considérées en théorie de la complexité.

13.1 Espace polynomial

Dans toute cette section, nous énonçons un ensemble de définitions et de théorèmes sans preuve. Les preuves sont données dans la section suivante.

Introduisons l'analogie de $\text{TIME}(t(n))$ pour la mémoire :

Définition 13.1 ($\text{SPACE}(t(n))$) *Soit $t : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ une fonction. On définit la classe $\text{SPACE}(t(n))$ comme la classe des problèmes (langages) qui sont décidés par une machine de Turing en utilisant $\mathcal{O}(t(n))$ cases du ruban, où n est la taille de l'entrée.*

13.1.1 Classe PSPACE

On considère alors la classe des problèmes décidés en utilisant un espace mémoire polynomial.

Définition 13.2 PSPACE *est la classe des problèmes (langages) décidés en espace polynomial. En d'autres termes,*

$$\text{PSPACE} = \bigcup_{k \in \mathbb{N}} \text{SPACE}(n^k).$$

Remarque 13.1 *Comme dans le chapitre 11, on pourrait observer que cette notion ne dépend pas réellement du modèle de calcul utilisé, et que l'utilisation des machines de Turing comme modèle de base est relativement arbitraire.*

On peut aussi introduire l'analogue non déterministe :

Définition 13.3 (NSPACE($t(n)$)) Soit $t : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ une fonction. On définit la classe NSPACE($t(n)$) comme la classe des problèmes (langages) qui sont acceptés par une machine de Turing non déterministe en utilisant $\mathcal{O}(t(n))$ cases du ruban sur chacune des branches du calcul, où n est la taille de l'entrée.

Il serait alors naturel de définir

$$\text{NPSpace} = \bigcup_{k \in \mathbb{N}} \text{NSpace}(n^k),$$

mais il s'avère que la classe NPSpace n'est autre que PSPACE.

Théorème 13.1 (Théorème de Savitch) NPSpace = PSPACE.

La preuve de ce résultat se trouve dans la section 13.10.

13.1.2 Problèmes PSPACE-complets

La classe PSPACE possède des problèmes complets : le problème QSAT (aussi appelé QBF) consiste, étant donnée une formule du calcul propositionnel en forme normale conjonctive ϕ avec les variables x_1, x_2, \dots, x_n (c'est-à-dire une instance de SAT), à déterminer si $\exists x_1 \forall x_2 \exists x_3 \dots \phi(x_1, \dots, x_n)$?

Théorème 13.2 Le problème QSAT est PSPACE-complet.

Nous ne prouverons pas ce résultat dans ce document.

Les jeux stratégiques sur les graphes donnent naturellement naissance à des problèmes PSPACE-complet.

Par exemple, le jeu GEOGRAPHY consiste à se donner un graphe orienté (fini) $G = (V, E)$. Le joueur 1 choisit un sommet u_1 du graphe. Le joueur 2 doit alors choisir un sommet v_1 tel qu'il y ait un arc de u_1 vers v_1 . C'est alors au joueur 1 de choisir un autre sommet u_2 tel qu'il y ait un arc de v_1 vers u_2 , et ainsi de suite. On n'a pas le droit de repasser deux fois par le même sommet. Le premier joueur qui ne peut pas continuer le chemin $u_1 v_1 u_2 v_2 \dots$ perd. Le problème GEOGRAPHY consiste à déterminer étant donné un graphe G et un sommet de départ pour le joueur 1, s'il existe une stratégie gagnante pour le joueur 1.

Théorème 13.3 Le problème GEOGRAPHY est PSPACE-complet.

13.2 Espace logarithmique

Il s'avère que la classe PSPACE est énorme et contient tout P et aussi tout NP : imposer un espace mémoire polynomial est donc souvent peu restrictif.

C'est pourquoi on cherche souvent plutôt à parler d'un espace logarithmique : mais cela introduit une difficulté et un problème dans les définitions : en effet, une machine

de Turing utilise au moins les cases qui contiennent son entrée, et donc la définition 13.1 ne permet pas de parler de fonctions $t(n) < n$.

C'est pour cela que l'on modifie cette définition avec la convention suivante : lorsque l'on mesure l'espace mémoire utilisé, par convention, on ne compte pas les cases de l'entrée.

Pour le faire, proprement, il faut donc remplacer la définition 13.1 par la suivante :

Définition 13.4 (SPACE($t(n)$)) Soit $t : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ une fonction. On définit la classe $\text{SPACE}(t(n))$ comme la classe des problèmes (langages) qui sont décidés par une machine de Turing qui utilise deux rubans :

- le premier ruban contient l'entrée et est accessible en lecture seulement : il peut être lu, mais il ne peut pas être écrit ;
- le second est lui initialement vide et est accessible en lecture et écriture ;

en utilisant $\mathcal{O}(t(n))$ cases du second ruban, où n est la taille de l'entrée.

On définit $\text{NSPACE}(t(n))$ avec la même convention.

Remarque 13.2 Cette nouvelle définition ne change rien aux classes précédentes. Elle permet simplement de donner un sens aux suivantes.

Définition 13.5 (LOGSPACE) La classe LOGSPACE est la classe des langages et des problèmes décidés par une machine de Turing en espace logarithmique. En d'autres termes,

$$\text{LOGSPACE} = \text{SPACE}(\log(n)).$$

Définition 13.6 (NLOGSPACE) La classe NLOGSPACE est la classe des langages et des problèmes décidés par une machine de Turing en espace non déterministe logarithmique. En d'autres termes,

$$\text{NLOGSPACE} = \text{NSPACE}(\log(n)).$$

Il s'avère que l'on a :

Théorème 13.4 $\text{LOGSPACE} \subset \text{NLOGSPACE} \subset \text{P} \subset \text{NP} \subset \text{PSPACE}$.

On sait par ailleurs que $\text{NLOGSPACE} \subsetneq \text{PSPACE}$ mais on ne sait pas lesquelles des inclusions intermédiaires sont strictes.

13.3 Quelques résultats et démonstrations

Cette section est consacrée à prouver un certain nombre des principaux résultats de la théorie de la complexité, en particulier sur les liens entre temps et mémoire. Observons que le théorème 13.4 découle des résultats qui suivent.

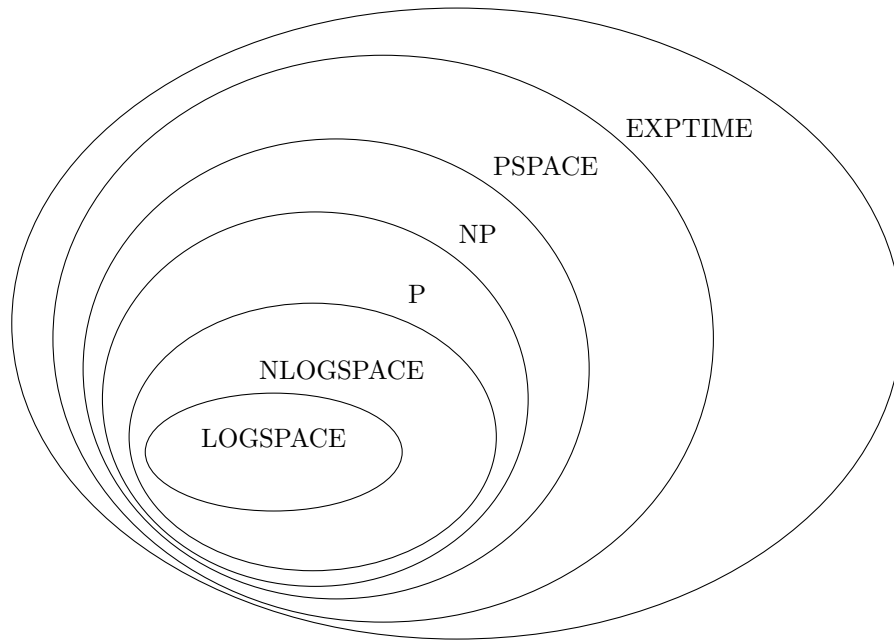


FIGURE 13.1 – Inclusions entre les classes de complexité

13.3.1 Préliminaires

Pour éviter de compliquer inutilement certaines preuves, nous nous limiterons à des fonctions $f(n)$ de complexité propre : on suppose que la fonction $f(n)$ est non décroissante, c'est-à-dire que $f(n+1) \geq f(n)$, et qu'il existe une machine de Turing qui prend en entrée w et qui produit en sortie $1^{f(n)}$ en temps $\mathcal{O}(n + f(n))$ et en espace $\mathcal{O}(f(n))$, où $n = |w|$.

Remarque 13.3 Cela n'est pas vraiment restrictif, car toutes les fonctions usuelles non décroissantes, comme $\log(n)$, n , n^2 , \dots , $n \log n$, $n!$ vérifient ces propriétés. En outre, ces fonctions sont stables par somme, produit, et exponentielle.

Remarque 13.4 Nous avons besoin de cette hypothèse, car la fonction $f(n)$ pourrait ne pas être calculable, et donc il pourrait par exemple ne pas être possible d'écrire un mot de longueur $f(n)$ dans un des algorithmes qui suivent.

Remarque 13.5 Dans la plupart des assertions qui suivent, on peut se passer de cette hypothèse, au prix de quelques complications dans les preuves.

13.3.2 Relations triviales

Un problème déterministe étant un problème non déterministe particulier, on a :

Théorème 13.5 $\text{SPACE}(f(n)) \subset \text{NSPACE}(f(n))$.

D'autre part :

Théorème 13.6 $\text{TIME}(f(n)) \subset \text{SPACE}(f(n))$.

Démonstration: Une machine de Turing écrit au plus une case à chaque étape. L'espace mémoire utilisé reste donc linéaire en le temps utilisé. Rappelons que l'on ne compte pas l'entrée dans l'espace mémoire. \square

13.3.3 Temps non déterministe vs déterministe

De façon plus intéressante :

Théorème 13.7 *Pour tout langage de $\text{NTIME}(f(n))$, il existe un entier c tel que ce langage soit dans $\text{TIME}(c^{f(n)})$. Si l'on préfère :*

$$\text{NTIME}(f(n)) \subset \bigcup_{c \in \mathbb{N}} \text{TIME}(c^{f(n)}).$$

Démonstration (principe): Soit L un problème de $\text{NTIME}(f(n))$. En utilisant le principe que l'on a utilisé dans le chapitre précédent, on sait qu'il existe un problème A tel que pour déterminer si un mot w de longueur n est dans L , il suffit de savoir s'il existe un mot $u \in \Sigma^*$ avec $\langle w, u \rangle \in A$, ce dernier test pouvant se faire en temps $f(n)$, où $n = |w|$. Puisqu'en temps $f(n)$ on ne peut pas lire plus que $f(n)$ lettres de u , on peut se limiter aux mots u de longueur $f(n)$. Tester si $\langle w, u \rangle \in A$ pour tous les mots $u \in \Sigma^*$ de longueur $f(n)$ se fait facilement en temps $\mathcal{O}(c^{f(n)}) * \mathcal{O}(f(n)) = \mathcal{O}(c^{f(n)})$, où $c > 1$ est le cardinal de l'alphabet Σ de la machine : tester tous les mots u peut par exemple se faire en comptant en base c . \square

Remarque 13.6 *Pour écrire le premier u à tester de longueur $f(n)$, nous utilisons le fait que cela doit être possible : c 'est le cas, si l'on suppose $f(n)$ de complexité propre. On voit donc l'intérêt ici de cette hypothèse implicite. Nous éviterons de discuter ce type de problèmes dans la suite, qui ne se posent pas de toute façon pour les fonctions $f(n)$ usuelles.*

13.3.4 Temps non déterministe vs espace

Théorème 13.8 $\text{NTIME}(f(n)) \subset \text{SPACE}(f(n))$.

Démonstration: On utilise exactement le même principe que dans la preuve précédente, si ce n'est que l'on parle d'espace. Soit L un problème de $\text{NTIME}(f(n))$. En utilisant la même idée que dans le chapitre précédent, on sait qu'il existe un problème A tel que pour déterminer si un mot w de longueur n est dans L , il suffit de savoir s'il existe $u \in \Sigma^*$ de longueur $f(n)$ avec $\langle w, u \rangle \in A$: on utilise un espace $\mathcal{O}(f(n))$ pour générer un à un les mots $u \in \Sigma^*$ de longueur $f(n)$ (par exemple en comptant en base c) puis on teste pour chacun si $\langle w, u \rangle \in A$, ce dernier test se faisant en temps $f(n)$, donc espace $f(n)$. Le même espace pouvant être utilisé pour chacun des mots u , au total cela se fait au total en espace $\mathcal{O}(f(n))$ pour générer les u plus $\mathcal{O}(f(n))$ pour les tests, soit $\mathcal{O}(f(n))$. \square

13.3.5 Espace non déterministe vs temps

Le problème de décision REACH suivant jouera un rôle important : on se donne un graphe orienté $G = (V, E)$, deux sommets u et v , et on cherche à décider s'il existe un chemin entre u et v dans G . On peut facilement se persuader que REACH est dans P.

A toute machine de Turing M (déterministe ou non) est associé un graphe orienté, son graphe des configurations, où les sommets correspondent aux configurations et les arcs correspondent à la fonction d'évolution en un pas de M , c'est-à-dire à la relation \vdash entre configurations.

Chaque configuration X peut se décrire par un mot $[X]$ sur l'alphabet de la machine : si on fixe l'entrée w de longueur n , pour un calcul en espace $f(n)$, il y a moins de $\mathcal{O}(c^{f(n)})$ sommets dans ce graphe G_w , où $c > 1$ est le cardinal de l'alphabet de la machine.

Un mot w est accepté par la machine M si et seulement s'il y a un chemin dans ce graphe G_w entre l'état initial $X[w]$ codant l'entrée w , et un état acceptant. On peut supposer sans perte de généralité qu'il y a une unique configuration acceptante X^* . Décider l'appartenance d'un mot w au langage reconnu par M est donc résoudre le problème REACH sur $\langle G_w, X[w], X^* \rangle$.

On va alors traduire sous différentes formes tout ce que l'on sait sur le problème REACH. Tout d'abord, il est clair que le problème REACH se résout par exemple en temps et espace $\mathcal{O}(n^2)$, où n est le nombre de sommets, par un parcours en profondeur.

On en déduit :

Théorème 13.9 *Si $f(n) \geq \log n$, alors*

$$\text{NSPACE}(f(n)) \subset \bigcup_{c \in \mathbb{N}} \text{TIME}(c^{f(n)}).$$

Démonstration: Soit L un problème de $\text{NSPACE}(f(n))$ reconnu par la machine de Turing non déterministe M . Par la discussion plus haut, on peut déterminer si $w \in L$ en résolvant le problème REACH sur $\langle G_w, X[w], X^* \rangle$: on a dit que cela pouvait se faire en temps quadratique en le nombre de sommets, soit en temps $\mathcal{O}(c^{2\mathcal{O}(f(n))})$, où $c > 1$ est le cardinal de l'alphabet de la machine. □

13.3.6 Espace non déterministe vs espace déterministe

On va maintenant affirmer que REACH se résout en espace $\log^2(n)$.

Proposition 13.1 $\text{REACH} \in \text{SPACE}(\log^2 n)$.

Démonstration: Soit $G = (V, E)$ le graphe orienté en entrée. Étant donnés deux sommets x et y de ce graphe, et i un entier, on note $\text{CHEMIN}(x, y, i)$ si et seulement s'il y a un chemin de longueur inférieure à 2^i entre x et y . On a $\langle G, u, v \rangle \in \text{REACH}$ si et seulement si $\text{CHEMIN}(u, v, \log(n))$, où n est le nombre de sommets. Il suffit donc de savoir décider la relation CHEMIN pour décider REACH.

L'astuce est de calculer $CHEMIN(x, y, i)$ récursivement en observant que l'on a $CHEMIN(x, y, i)$ si et seulement si il existe un sommet intermédiaire z tel que $CHEMIN(x, z, i - 1)$ et $CHEMIN(z, y, i - 1)$. On teste alors à chaque niveau de la récursion chaque sommet possible z .

Pour représenter chaque sommet, il faut $\mathcal{O}(\log(n))$ bits. Pour représenter x, y, i , il faut donc $\mathcal{O}(\log(n))$ bits. Cela donne une récurrence de profondeur $\log(n)$, chaque étape de la récurrence nécessitant uniquement de stocker un triplet x, y, i et de tester chaque z de longueur $\mathcal{O}(\log(n))$. Au total, on utilise donc un espace $\mathcal{O}(\log(n)) * \mathcal{O}(\log(n)) = \mathcal{O}(\log^2(n))$. \square

Théorème 13.10 (Savitch) *Si $f(n) \geq \log(n)$, alors*

$$\text{NSPACE}(f(n)) \subset \text{SPACE}(f(n)^2).$$

Démonstration: On utilise cette fois l'algorithme précédent pour déterminer s'il y a un chemin dans le graphe G_w entre $X[w]$ et X^* .

On remarquera que l'on a pas besoin de construire explicitement le graphe G_w mais que l'on peut utiliser l'algorithme précédent à la volée : plutôt que d'écrire complètement le graphe G_w , et ensuite de travailler en lisant dans cette écriture du graphe à chaque fois s'il y a un arc entre un sommet X et un sommet X' , on peut de façon paresseuse, déterminer à chaque fois que l'on fait un test si $C_w(X, X') = 1$. \square

Corollaire 13.1 $\text{PSPACE} = \text{NSPACE}$.

Démonstration: On a $\bigcup_{c \in \mathbb{N}} \text{SPACE}(n^c) \subset \bigcup_{c \in \mathbb{N}} \text{NSPACE}(n^c)$, par le théorème 13.5, et $\bigcup_{c \in \mathbb{N}} \text{NSPACE}(n^c) \subset \bigcup_{c \in \mathbb{N}} \text{SPACE}(n^{2c}) \subset \bigcup_{c \in \mathbb{N}} \text{SPACE}(n^c)$ par le théorème précédent. \square

13.3.7 Espace logarithmique non déterministe

En fait, on peut encore dire plus sur le problème REACH.

Théorème 13.11 $\text{REACH} \in \text{NLOGSPACE}$.

Démonstration (principe): Pour déterminer s'il y a un chemin entre u et v dans un graphe G , on devine de façon non déterministe le chemin sommet par sommet. Cela nécessite uniquement de garder le sommet que l'on est en train de visiter en plus de u et de v . Chaque sommet se codant par $\mathcal{O}(\log(n))$ bits, l'algorithme est en espace $\mathcal{O}(\log(n))$. \square

Définition 13.7 *Soit \mathcal{C} une classe de complexité. On note $\text{co-}\mathcal{C}$ pour la classe des langages dont le complémentaire est dans la classe \mathcal{C} .*

On parle ainsi de problème coNP , coNLOGSPACE , etc...

En fait, on peut montrer :

Théorème 13.12 *Le problème REACH est dans coNLOGSPACE.*

On en déduit :

Théorème 13.13 $\text{NLOGSPACE} = \text{coNLOGSPACE}$.

Démonstration: Il suffit de montrer que $\text{coNLOGSPACE} \subset \text{NLOGSPACE}$. L'inclusion inverse en découle car un langage L de NLOGSPACE aura son complémentaire dans coNLOGSPACE et donc aussi dans NLOGSPACE, d'où l'on déduit que L sera dans coNLOGSPACE.

Maintenant, pour décider si un mot w doit être accepté par un langage de la classe coNLOGSPACE, on peut utiliser la machine non déterministe du théorème précédent qui utilise un espace logarithmique pour déterminer s'il existe un chemin entre $X[w]$ et X^* dans le graphe G_w . \square

En fait, selon le même principe on peut montrer plus généralement.

Théorème 13.14 *Soit $f(n)$ une fonction telle que $f(n) \geq \log(n)$. Alors*

$$\text{NSPACE}(f(n)) = \text{coNSPACE}(f(n)).$$

13.4 Résultats de séparation

13.4.1 Théorèmes de hiérarchie

On dit qu'une fonction $f(n) \geq \log(n)$ est *constructible en espace*, si la fonction qui envoie 1^n sur la représentation binaire de $1^{f(n)}$ est calculable en espace $\mathcal{O}(f(n))$.

La plupart des fonctions usuelles sont constructibles en espace. Par exemple, n^2 est constructible en espace puisqu'une machine de Turing peut obtenir n en binaire en comptant le nombre de 1, et écrire n^2 en binaire par n'importe quelle méthode pour multiplier n par lui-même. L'espace utilisé est certainement en $\mathcal{O}(n^2)$.

Théorème 13.15 (Théorème de hiérarchie) *Pour toute fonction $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ constructible en espace, il existe un langage L qui est décidable en espace $\mathcal{O}(f(n))$ mais qui ne l'est pas en espace $o(f(n))$.*

Démonstration: On considère le langage (très artificiel) L qui est décidé par la machine B suivante :

- sur une entrée w de taille n , B calcule $f(n)$ en utilisant la constructibilité en espace de f , et réserve un espace $f(n)$ pour la simulation qui va venir ;
- si w n'est pas de la forme $\langle A \rangle 10^*$, où $\langle A \rangle$ est le codage d'une machine A , alors la machine B refuse ;
- sinon, B simule la machine A sur le mot w pendant au plus $2^{f(n)}$ étapes pour déterminer si A accepte en ce temps avec un espace inférieur à $f(n)$:
 - si A accepte en ce temps et cet espace, alors B refuse ;

— sinon B accepte.

Par construction, L est dans $\text{SPACE}(f(n))$, car la simulation n'introduit qu'un facteur constant dans l'espace nécessaire : plus concrètement, si A utilise un espace $g(n) \leq f(n)$, alors B utilise un espace au plus $cg(n)$ pour une constante c .

Supposons que L soit décidé par une machine de Turing A en espace $g(n)$ avec $g(n) = o(f(n))$. Il doit exister un entier n_0 tel que pour $n \geq n_0$, on ait $dg(n) < f(n)$ pour une constante d . Par conséquent, la simulation par B de A sera bien complète sur une entrée de longueur n_0 ou plus.

Considérons ce qui se passe lorsque B est lancée sur l'entrée $\langle A \rangle 10^{n_0}$. Puisque cette entrée est de taille plus grande que n_0 , B répond l'inverse de la machine A sur la même entrée. Donc B et A ne décident pas le même langage, et donc la machine A ne décide pas L , ce qui mène à une contradiction.

Par conséquent L n'est pas décidable en espace $o(f(n))$. \square

Autrement dit :

Théorème 13.16 (Théorème de hiérarchie) Soient $f, f' : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ des fonctions constructibles en espace telles que $f(n) = o(f'(n))$. Alors l'inclusion $\text{SPACE}(f) \subset \text{SPACE}(f')$ est stricte.

Sur le même principe, on peut prouver :

Théorème 13.17 (Théorème de hiérarchie) Soient $f, f' : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ des fonctions constructibles en espace telles que $f(n) = o(f'(n))$. Alors l'inclusion $\text{NSPACE}(f) \subset \text{NSPACE}(f')$ est stricte.

13.4.2 Applications

On en déduit :

Théorème 13.18 $\text{NLOGSPACE} \subsetneq \text{PSPACE}$.

Démonstration: La classe NLOGSPACE est complètement incluse dans $\text{SPACE}(\log^2 n)$ par le théorème de Savitch. Hors cette dernière est un sous-ensemble strict de $\text{SPACE}(n)$, qui est inclus dans PSPACE . \square

Sur le même principe, on obtient :

Définition 13.8 Soit

$$\text{EXPSPACE} = \bigcup_{c \in \mathbb{N}} \text{SPACE}(2^{n^c}).$$

Théorème 13.19 $\text{PSPACE} \subsetneq \text{EXPSPACE}$.

Démonstration: La classe PSPACE est complètement incluse dans, par exemple, $\text{SPACE}(n^{\log(n)})$. Hors cette dernière est un sous-ensemble strict de $\text{SPACE}(2^n)$, qui est inclus dans EXPSPACE . \square

13.5 Exercices

Exercice 13.1 (corrigé page 225). *Montrer que si tout langage NP-dur est PSPACE-dur, alors PSPACE = NP.*

13.6 Notes bibliographiques

Lectures conseillées Pour aller plus loin sur les notions évoquées dans ce chapitre, nous suggérons la lecture des ouvrages [Sipser, 1997], [Papadimitriou, 1994] ainsi que [Lassaigne and de Rougemont, 2004].

Un ouvrage de référence et contenant les derniers résultats du domaine est le livre [Arora and Barak, 2009].

Bibliographie Ce chapitre contient des résultats standards en complexité. Nous nous sommes essentiellement inspirés de leur présentation dans les ouvrages [Sipser, 1997] et [Papadimitriou, 1994].

Chapitre 14

Solutions de certains exercices

On trouvera dans ce chapitre les corrections de quelques un des exercices. Le lecteur est invité à faire parvenir à bournez@lix.polytechnique.fr une rédaction de la solution¹ de tout exercice qui n'est pas corrigé dans ces pages, ou toute solution qui semble plus élégante que la solution présentée.

Chapitre 1

Exercice 1.3 (page 12). On peut écrire $A \cap B^c = (A \cap A^c) \cup (A \cap B^c) = A \cap (A^c \cup B^c) = A \cap (A \cap B)^c$. De même $A \cap C^c = A \cap (A \cap C)^c$. Donc $A \cap B = A \cap C$ implique $A \cap B^c = A \cap C^c$.

Puisque $(X^c)^c = X$ pour toute partie X de E , on en déduit que $A \cap B^c = A \cap C^c$ implique $A \cap (B^c)^c = A \cap (C^c)^c$ implique $A \cap B = A \cap C$.

Exercice 1.5 (page 18). La fonction $f(x, y) = y + (0 + 1 + 2 + \dots + (x + y))$ énumère les éléments de \mathbb{N}^2 conformément à la figure.

La fonction f est bien bijective : soit $n \in \mathbb{N}$. Il existe un unique $a \in \mathbb{N}$ tel que $0 + 1 + \dots + a \leq n < 0 + 1 + \dots + (a + 1)$. L'unique antécédent de n par f est donné par (x, y) avec $y = n - (0 + 1 + \dots + a)$ et $x = a - y$.

Une autre bijection entre \mathbb{N}^2 et \mathbb{N} est donnée par la fonction $g : \mathbb{N}^2 \rightarrow \mathbb{N}$ définie par $g(x, y) = 2^x(2y + 1) - 1$. Le fait que ce soit une bijection découle du fait que tout nombre entier strictement positif est le produit d'une puissance de deux et d'un nombre impair.

Chapitre 2

Exercice 2.3 (page 22). Le raisonnement se fait par l'absurde. Considérons $X = \{k \in \mathbb{N} \mid P(k) \text{ est faux}\}$. Si X est non vide, il admet un plus petit élément n .

1. Si possible en \LaTeX .

Remarque : ne peut avoir $n \neq 0$. En effet, on sait que pour $n = 0$, si en supposant pour tout entier $k < 0$ la propriété $P(k)$ on déduit $P(0)$, puisqu'il n'y a pas de $k < 0$, cela veut dire qu'on peut déduire $P(0)$ sans aucune hypothèse.

Ceci étant : $P(n-1), P(n-2), \dots, P(0)$ doit être vrai par définition de X . On obtient une contradiction avec la propriété appliquée en n .

Exercice 2.4 (page 22). On doit d'abord se convaincre que $L^*.M$ est solution de l'équation $X = L.X \cup M$.

Pour $M = \{\epsilon\}$, cela revient à se convaincre que $L^* = L.L^* \cup \{\epsilon\}$. Cela découle de :

$$L^* = \bigcup_{n \in \mathbb{N}} L^n = L^0 \cup \left(\bigcup_{n \geq 1} L^n \right) = \{\epsilon\} \cup \left(\bigcup_{n \geq 0} L.L^n \right) = \{\epsilon\} \cup L.L^*.$$

On en déduit pour M général que $L^*.M = L.L^*.M \cup \{\epsilon\}.M$, et donc que $L^*.M$ est bien solution de l'équation $X = L.X \cup M$.

Il reste à prouver que c'est l'unique solution. Soit $X \subset \Sigma^*$ vérifiant $X = L.X \cup M$.

Pour prouver que $L^*.M \subset X$, il suffit de prouver que pour tout entier n on a $L^n.M \subset X$, puisque $L^*.M = \bigcup_{n \geq 0} L^n.M$. On prouve par récurrence sur n la propriété $P(n) : L^n.M \subset X$.

$P(0)$ est vraie car $L^0.M = \{\epsilon\}.M = M \subset M \cup L.X = X$.

Supposons $P(n)$ vraie. On a $L^{n+1}.M = L.L^n.M \subset L.X \subset L.X \cup M = X$. Donc $P(n+1)$ est vraie.

Réciproquement, on montre par récurrence la propriété $Q(n) : \text{tout mot } w \text{ de } X \text{ de longueur } n \text{ appartient à } L^*.M$. Cela donne clairement l'inclusion contraire.

Pour cela, on utilise le second principe d'induction. Supposons que pour tout $k < n$, $Q(k)$ soit vraie. Soit $w \in X$ un mot de longueur n . Puisque $X = L.X \cup M$, donc cas sont à considérer. Soit $w \in M$ et on a directement $w \in L^*.M$ puisque $M \subset L^*.M$.

Soit $w \in L.X$ et on peut écrire $w = u.v$ avec $u \in L$, et $v \in X$. Puisque $\epsilon \notin L$, la longueur de u est non-nulle. et donc la longueur de v est strictement plus petite que celle de w . Par hypothèse d'induction, on a $v \in L^*.M$. Donc $w = u.v \in L.L^*.M \subset L^*.M$, ce qui prouve $Q(n)$, et termine la démonstration.

Exercice 2.5 (page 26). Le langage L des expressions entièrement parenthésées formées à partir d'identificateurs pris dans un ensemble A et des opérateurs $+$ et \times correspond à la partie de $E = (A \cup \{+, \times\} \cup \{(\,)\})^*$ définie inductivement par

- (B) $A \subset L$;
- (I) $e, f \in L \Rightarrow (e + f) \in L$;
- (I) $e, f \in L \Rightarrow (e \times f) \in L$.

Exercice 2.6 (page 27). La preuve est similaire à la preuve du théorème 2.4 (qui est une généralisation de ce phénomène).

Exercice 2.7 (page 29). Soit $P(x)$ la propriété : " x est non-vide et sans sommet avec un seul fils non-vide". Clairement, $P(x)$ est vraie pour $x = (\emptyset, a, \emptyset)$. Si on suppose $P(g)$ et $P(d)$, pour $g, d \in ABS$, clairement $P(x)$ est aussi vraie pour $x = (g, a, d)$. La première propriété est donc vérifiée.

Soit $P(x)$ la propriété $n(x) = 2f(x) - 1$. On a $P(x)$ pour $x = (\emptyset, a, \emptyset)$, puisque $n(x) = 1$, et $f(x) = 1$, et $1 = 2 * 1 - 1$.

Supposons $P(g)$ et $P(d)$ pour $g, d \in ABS$. Considérons $x = (g, a, d)$. On a $n(x) = 1 + n(g) + n(d) = 1 + 2 * f(g) - 1 + 2 * f(d) - 1 = 2 * (f(g) + f(d)) - 1 = 2 * f(x) - 1$.

La propriété est donc vraie pour tout $x \in ABS$.

Chapitre 3

Exercice 3.17 (page 47). Il est clair que la deuxième propriété implique la première : pour toute distribution de valeurs de vérité v , on a $\bar{v}(G) = 1$ si G est une tautologie, et $\bar{v}(F) = 0$ si $\neg F$ en est une. Dans les deux cas, $\bar{v}((F \Rightarrow G)) = 1$.

Supposons maintenant que la deuxième propriété soit fausse. On peut choisir une distribution de valeurs de vérité v telle que $\bar{v}(\neg F) = 0$, et une distribution de valeurs de vérité v' telle que $\bar{v}'(G) = 0$.

On définit une distribution de valeurs de vérité v'' , en posant pour chaque variable propositionnelle x , $v''(x) = v(x)$ si x possède au moins une occurrence dans F , et $v''(x) = v'(x)$ si x ne possède aucune occurrence dans F . Par construction cette distribution de valeurs de vérité coïncide avec v sur F et v' sur G . On en déduit que $\bar{v}''(F) = \bar{v}(F) = 0$ et $\bar{v}''(G) = \bar{v}'(G) = 0$. Et donc $\bar{v}''((F \Rightarrow G)) = 0$. La première propriété est donc nécessairement fausse.

Exercice 3.19 (page 47). Il est clair que si un graphe est coloriable avec k -couleurs, chacun de ses sous-graphes est coloriable avec k -couleurs (les mêmes). La difficulté est de prouver la réciproque.

On introduit pour chaque couple $(u, i) \in V \times \{1, 2, \dots, k\}$ une variable propositionnelle $A_{u,i}$. On construit un ensemble Γ de formules du calcul propositionnel sur l'ensemble des variables $A_{u,i}$ qui soit satisfiable si et seulement si G est k -coloriable : l'idée est que $A_{u,i}$ code le fait que le sommet u est colorié avec la couleur i . L'ensemble Γ est défini comme $\Gamma = \Gamma_1 \cup \Gamma_2 \cup \Gamma_3$, où chacun des Γ_i exprime une contrainte :

— pour Γ_1 : chaque sommet possède une couleur :

$$\Gamma_1 = \{A_{u,1} \vee \dots \vee A_{u,k} | u \in V\}.$$

— pour Γ_2 : Chaque sommet n'a pas plus qu'une couleur :

$$\Gamma_2 = \{\neg(A_{u,i} \wedge A_{u,j}) | u \in V, 1 \leq i, j \leq k, i \neq j\}.$$

— pour Γ_3 : Chaque arête n'a pas ses extrémités d'une même couleur :

$$\Gamma_3 = \{\neg(A_{u,i} \wedge A_{v,i}) | u \in V, 1 \leq i \leq k, (u, v) \in E\}.$$

En faisant ainsi, un graphe est coloriable avec k couleurs si et seulement si on peut satisfaire toutes les formules de $\Gamma = \Gamma_1 \cup \Gamma_2 \cup \Gamma_3$.

On va utiliser le théorème de compacité : Soit Γ_0 une partie finie de Γ . Soient $V_0 = \{u_1, \dots, u_n\}$ les sommets u tels que $A_{u,i}$ figure dans une des formules de Γ_0 . Soit $G_0 = (V_0, E_0)$ le sous-graphe déterminé par V_0 .

Si on suppose que l'on a un graphe dont tous les sous-graphes est coloriable avec k couleurs, en particulier, cela est vrai pour G_0 , et donc Γ_0 , qui est un sous-ensemble des contraintes exprimant le fait que Γ_0 est k -coloriable, est satisfiable.

Puisque Γ possède toutes ses parties finies satisfiables, par le théorème de compacité, Γ est donc satisfiable. Cela veut dire que G est k -coloriable, puisque G est k -coloriable si et seulement si Γ est satisfiable.

Chapitre 4

Exercice 4.1 (page 52). On écrit :

- $F_1 : ((F \Rightarrow ((F \Rightarrow F) \Rightarrow F)) \Rightarrow (((F \Rightarrow (F \Rightarrow F)) \Rightarrow (F \Rightarrow F))))$
(instance de l'axiome 2.)
- $F_2 : ((F \Rightarrow ((F \Rightarrow F) \Rightarrow F))$ (instance de l'axiome 1.);
- $F_3 : ((F \Rightarrow (F \Rightarrow F)) \Rightarrow (F \Rightarrow F))$ (modus ponens à partir de F_1 et F_2);
- $F_4 : (F \Rightarrow (F \Rightarrow F))$ (instance de l'axiome 1.);
- $F_5 : (F \Rightarrow F)$ (modus ponens à partir de F_3 et F_4).

Exercice 4.2 (page 52). Une direction est facile : si F_1, F_2, \dots, F_n est une preuve de $F \Rightarrow G$ à partir de T , alors $F_1, F_2, \dots, F_n, F, G$ est une preuve de G à partir de $T \cup \{F\}$. Réciproquement, on prouve par récurrence sur n que si il existe une preuve de longueur n de G à partir de $T \cup \{F\}$, alors il existe une preuve de $(F \Rightarrow G)$ à partir de T .

Par hypothèse de récurrence, il existe une preuve à partir de T pour chacune des formules $(F \Rightarrow F_1), \dots, (F \Rightarrow F_n)$, ceci s'appliquant par défaut au cas $n = 1$. Considérons la formule F_n c'est-à-dire G . Trois cas sont possibles :

1. La formule G est un axiome ou une formule de T . On a alors $T \vdash G$. On sait que $(G \Rightarrow (F \Rightarrow G))$ est une instance de l'axiome 1., donc on a $\vdash (G \Rightarrow (F \Rightarrow G))$, et à fortiori $T \vdash (G \Rightarrow (F \Rightarrow G))$. Par modus ponens, on a $T \vdash (F \Rightarrow G)$.
2. G est la formule F . La correction de l'exercice précédent donne une preuve de $(F \Rightarrow F)$.
3. Il existe $i, j < n$ tels que H_j est une formule $(H_i \Rightarrow G)$. Par hypothèse de récurrence, on a $T \vdash (F \Rightarrow H_i)$ et $T \vdash (F \Rightarrow (H_i \Rightarrow G))$. Alors la suite :
 - $((F \Rightarrow (H_i \Rightarrow G)) \Rightarrow ((F \Rightarrow H_i) \Rightarrow (F \Rightarrow G)))$ (instance de l'axiome 2.);
 - $((F \Rightarrow H_i) \Rightarrow (F \Rightarrow G))$ (modus ponens)
 - $(F \Rightarrow G)$ (modus ponens)
 est une preuve de $(F \Rightarrow G)$ à partir de $(F \Rightarrow H_i)$ et $(F \Rightarrow (H_i \Rightarrow G))$. En concaténant cette preuve de $(F \Rightarrow H_i)$ et de $(F \Rightarrow (H_i \Rightarrow G))$ à partir de T , on obtient une preuve de $F \Rightarrow G$ à partir de T .

Exercice 4.3 (page 52). Pour la première assertion : supposons $T \cup \{F\} \vdash G$. Par le théorème de la déduction (exercice 4.2), on a $T \vdash (F \Rightarrow G)$. Or la formule $((F \Rightarrow$

$G) \Rightarrow (\neg G \Rightarrow \neg F)$) est une instance de l'axiome 5, donc par modus ponens, on obtient $T \vdash (\neg G \Rightarrow \neg F)$, d'où par le théorème de la déduction à nouveau $T \cup \{\neg G\} \vdash \neg F$.

Supposons maintenant $T \cup \{\neg G\} \vdash \neg F$. Par ce qui précède, on obtient $T \cup \{\neg\neg F\} \vdash \neg\neg G$. Comme $\neg\neg G \Rightarrow G$ est une instance de l'axiome 4., par modus ponens on déduit $T \cup \{\neg\neg F\} \vdash G$. Or $(F \Rightarrow \neg\neg F)$ est une instance de l'axiome 3. : de là, on déduit de toute preuve d'une formule à partir de $T \cup \{\neg\neg F\}$ une preuve à partir de la même formule à partir de $T \cup \{F\}$, et on obtient finalement $T \cup \{F\} \vdash G$.

Pour la seconde assertion : on a $\{\neg F, \neg G\} \vdash \neg F$ par définition, d'où par la première assertion, $\{\neg F, F\} \vdash G$, et de là, $T \vdash G$ si à la fois F et $\neg F$ sont prouvables à partir de T .

Exercice 4.5 (page 52). Supposons $T \cup \{F\} \vdash G$ et $T \cup \{\neg F\} \vdash G$. En appliquant la première assertion de l'exercice 4.3, on obtient $T \cup \{\neg G\} \vdash \neg F$ et $T \cup \{\neg G\} \vdash F$. Par la seconde assertion de l'exercice 4.3, on obtient que toute formule est prouvable à partir de $T \cup \{\neg G\}$, et en particulier $T \cup \{\neg G\} \vdash G$. Par le théorème de la déduction (exercice 4.2), $T \vdash (\neg G \Rightarrow G)$. Il suffit alors d'utiliser l'exercice 4.4 pour déduire $T \vdash G$.

Chapitre 5

Exercice 5.1 (page 67). Seule la dernière écriture correspond à une formule : dans la première et la seconde l'arité de R_2 n'est pas respectée. Dans la troisième, la quantification $\exists R$ n'est pas sur une variable, mais sur un symbole de relation : c'est ce que l'on appelle une formule du second ordre, ce qui n'est pas considéré comme une formule valide dans la définition précédente (i.e. ce polycopié).

Exercice 5.2 (page 68). Il n'y a pas de variable libre ni d'occurrence libre dans la première formule. Dans la deuxième formule, la variable x est libre : sa première occurrence est liée, sa seconde occurrence est libre.

Exercice 5.4 (page 71). Pour éviter des notations trop lourdes, on écrira xRy pour $R(x, y)$, et on s'autorise à ne pas écrire toutes les parenthèses. Il suffit de considérer

$$(\forall x xRx) \wedge (\forall x \forall y (xRy \wedge yRx \Rightarrow x = y)) \wedge (\forall x \forall y \forall z (xRy \wedge yRz \Rightarrow xRz)).$$

Exercice 5.7 (page 74). On se contentera ici d'indiquer par une flèche les implications : par exemple, \Rightarrow indique que le membre gauche implique le membre droit.

1. \Leftrightarrow
2. \Leftrightarrow
3. \Rightarrow
4. \Leftrightarrow
5. \Rightarrow
6. \Rightarrow

Exercice 5.8 (page 76). Voici des formes prénexes équivalentes

$$\exists x \forall x' \forall y (P(x) \wedge (Q(y) \Rightarrow R(x')))$$

$$\forall x \forall y \exists x' (P(x') \wedge (Q(y) \Rightarrow R(x)))$$

$$\forall x \exists x' \forall y (P(x') \wedge (Q(y) \Rightarrow R(x)))$$

Chapitre 6

Exercice 6.1 (page 82). Le troisième item de la Définition 6.3 est vrai pour tout symbole de relation R et en particulier pour le symbole $=$ d'arité 2 : en particulier, on a $\forall x_1 \forall x'_1 \forall x_2 (x_1 = x'_1 \Rightarrow (x_1 = x_2 \Rightarrow x'_1 = x_2))$. Puisque l'on a $x = x$ par le premier item de la Définition 6.3, si on a $x = y$ alors on a $y = x$ en appliquant le cas où x_1, x_2, x'_1 sont respectivement x, x et y .

Exercice 6.6 (page 85). Clairement la dernière assertion découle de la seconde, puisque le première produit un modèle qui ne peut pas être le modèle standard des entiers qui satisfait les axiomes de Robinson : en effet, dans le modèle standard des entiers (dans les entiers), l'addition est commutative.

Pour la première assertion, il suffit de prouver la propriété par récurrence sur n : elle est vraie pour $n = 0$ par l'axiome $\forall x \mathbf{0} + x = x$, appliquée en $x = s^m(\mathbf{0})$. Supposons la propriété vraie au rang $n - 1 \geq 0$: on a $s^n(\mathbf{0}) + s^m(\mathbf{0}) = s(s^{n-1}(\mathbf{0})) + s^m(\mathbf{0})$, qui selon l'axiome $\forall x \forall y s(x) + y = s(x + y)$ appliquée pour $x = s^{n-1}(\mathbf{0})$ et $y = s^m(\mathbf{0})$ vaut $s(s^{n-1}(\mathbf{0}) + s^m(\mathbf{0}))$ soit $s(s^{n+m-1}(\mathbf{0}))$ par l'hypothèse de récurrence, autrement dit $s^{n+m-1+1}(\mathbf{0}) = s^{n+m}(\mathbf{0})$.

Pour la seconde assertion, il faut par conséquent construire un modèle dont l'ensemble de base contient autre chose que (seulement) les éléments $s^{(n)}(\mathbf{0})$ pour n entier. Voici une façon de procéder : on considère X un ensemble avec au moins deux éléments.

On considère la structure \mathfrak{M} dont l'ensemble de base est

$$M = \mathbb{N} \cup (X \times \mathbb{Z}),$$

et où les symboles $s, +, *, =$ sont interprétés par les conditions suivantes :

- $=$ est interprété par l'égalité. $s, +, *$ étendent les fonctions correspondantes sur \mathbb{N} ;
- pour $a = (x, n)$:
 - $s(a) = (x, n + 1)$;
 - $a + m = m + a = (x, n + m)$;
 - $a * m = (x, n * m)$ si $m \neq 0$, et $(x, n) * 0 = 0$;
 - $m * a = (x, m * n)$;
- pour $a = (x, n)$ et $b = (y, m)$:
 - $(x, n) + (y, m) = (x, n + m)$;
 - $(x, n) * (y, m) = (x, n * m)$.

(dans ces définitions, \mathbb{N} , et \mathbb{Z} désignent les ensembles (standards) usuels). On vérifie que cette structure vérifie bien tous les axiomes de Robinson, et que l'addition n'y est pas commutative.

Exercice 6.9 (page 86). On se contentera de donner le schéma de la preuve : on prouve successivement

- $\forall v(v + \mathbf{0} = v)$
- $\forall v \forall v' v + s(v') = s(v + v')$
- $\forall v(v + \mathbf{1} = s(v))$ où $\mathbf{1}$ désigne $s(\mathbf{0})$
- $\forall v \forall v'(v + v' = v' + v)$

Par exemple, $\forall v(v + \mathbf{0} = v)$ se prouve en observant que $\mathbf{0} + \mathbf{0} = \mathbf{0}$ et que $\forall v((v + \mathbf{0} = v) \Rightarrow (s(v) + \mathbf{0} = s(v)))$. On utilise alors le schéma des axiomes de Peano dans le cas où la formule F est la formule $v + \mathbf{0} = v$ pour déduire $\forall v(v + \mathbf{0} = v)$.

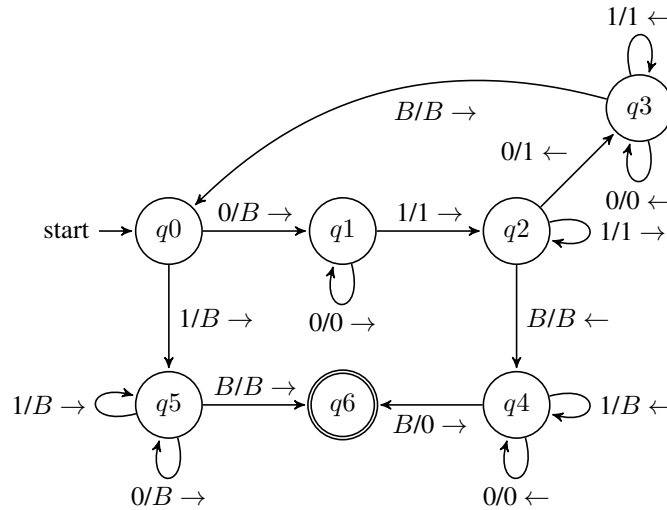
Exercice 6.12 (page 94). Considérons un nouveau symbole de constante c . Ajoutons ce symbole de constante à la signature des axiomes de Peano. Considérons \mathcal{T} défini comme l'union des axiomes de Peano et des formules $\neg c = s^n(\mathbf{0})$, pour n un entier. Tout sous-ensemble fini de \mathcal{T} admet un modèle, car il est inclus dans l'union des axiomes de Peano et des formules $\neg c = s^n(\mathbf{0})$ pour $1 \leq n \leq N$ pour un certain entier N : il suffit d'observer que si l'on interprète c par $N + 1$, alors on obtient un modèle de ce sous-ensemble fini.

Par le théorème de compacité, \mathcal{T} admet un modèle. Ce modèle doit satisfaire $\neg c = s^n(\mathbf{0})$ pour tout entier n . L'interprétation de c n'est donc pas un entier standard. Le modèle est donc non-standard : il contient des entiers qui ne sont pas standard.

Exercice 6.13 (page 94). Supposons que \mathcal{T} soit une théorie sur une signature dénombrable qui possède un modèle. Elle est donc cohérente : le corollaire 6.3 s'applique. Observons que la preuve du corollaire 6.3 (en fait la preuve du théorème de complétude) consiste au final à construire un modèle \mathfrak{M} de \mathcal{T} dont le domaine de base est constitué des termes sur la signature. Puisque l'ensemble des termes sur une signature dénombrable est dénombrable, le modèle \mathfrak{M} construit est dénombrable, et est bien un modèle de \mathcal{T} .

Chapitre 7

Exercice 7.2 (page 103). Voici une solution : on considère une machine sur l'ensemble d'états $Q = \{q_0, q_1, q_2, \dots, q_6\}$ avec $\Gamma = \{0, 1, B\}$.



La machine est construite pour effectuer le travail suivant : elle recherche le 0 le plus à gauche et le remplace par un blanc. Elle cherche alors à droite un 1, quand elle en trouve un elle continue à droite jusqu'à trouver un 0 qu'elle remplace par un 1. La machine retourne alors à gauche pour trouver le 0 le plus à gauche qu'elle identifie en trouvant le premier blanc en se déplaçant à gauche et en se déplaçant depuis ce blanc d'une case vers la droite.

On répète le processus jusqu'à ce que :

- soit en cherchant à droite un 0, on rencontre un blanc. Alors les n 0 dans $0^m 10^n$ ont été changés en 1 et $n + 1$ des m symboles 0 ont été changés en B . Dans ce cas, la machine remplace les $n + 1$ symboles 1 par un 0 et n blancs, ce qui laisse $m - n$ symboles 0 sur le ruban. Puisque dans ce cas, $m \geq n$, $m \ominus n = m - n$.
- ou en recommençant le cycle, la machine n'arrive pas à trouver un 0 à changer en blanc, puisque les m premiers 0 ont déjà été changés en B . Alors $n \geq m$, et donc $m \ominus n = 0$. La machine remplace alors tous les 1 et 0 restants par des blancs, et termine avec un ruban complètement blanc.

Chapitre 8

Exercice 8.1 (page 127). A est décidable.

En effet : Supposons que s vaut 0. Dans ce cas, A est reconnu par la machine de Turing qui compare la lettre en face de la tête de lecture à 0 et accepte si elle vaut 0, et rejette sinon.

Supposons que s vaut 1. Dans ce cas, A est reconnu par la machine de Turing qui compare la lettre en face de la tête de lecture à 1 et accepte si elle vaut 1, et rejette sinon.

Dans tous les cas, A est donc décidé par une machine de Turing.

Exercice 8.2 (page 137). Il s'agit d'une application directe du Théorème de Rice.

Exercice 8.3 (page 144). Supposons que $S \subset \mathbb{N}$ soit décidable. La fonction χ est calculable, car il suffit sur l'entrée n de déterminer si $n \in S$ et de retourner 1 si c'est le cas, 0 sinon.

Réciproquement, si χ est calculable, S est décidable : sur une entrée n , on calcule χ et on accepte (respectivement refuse) si $\chi(n) = 1$ (resp. $\chi(n) = 0$).

Supposons que $S \subset \mathbb{N}$ soit semi-décidable. La fonction est calculable, car il suffit sur l'entrée n de simuler la machine qui calcule la fonction, et d'accepter si cette simulation termine.

Réciproquement, si la fonction est calculable, S est semi-décidable : sur une entrée n , on simule le calcul de la fonction et on accepte si la simulation accepte.

Exercice 8.4 (page 144). Soit H la fonction calculable définie par : si t est un programme unaire (une machine de Turing) de A , alors $H(\langle t \rangle, n)$ donne le résultat de t sur n sinon $H(\langle t \rangle, n) = 0$. Par construction H est un interpréteur pour tous les programmes unaires de A . La fonction H est totale.

On montre que la fonction calculable totale $H'(n) = H(n, n) + 1$ n'est pas dans A : en effet, sinon il y aurait un t dans A qui calcule H' . On aurait pour tout n , $H(\langle t \rangle, n)$ qui serait le résultat de t sur n , soit $H'(n) = H(n, n) + 1$. En particulier $H(\langle t \rangle, \langle t \rangle) = H(\langle t \rangle, \langle t \rangle) + 1$. Absurde.

Ce résultat implique l'indécidabilité du problème de l'arrêt.

- En effet, supposons que $Ar(A, n)$ décide de l'arrêt de la machine de Turing A sur l'entrée n . Pour tout programme unaire f , soit f' le programme unaire qui termine toujours défini par $f'(n) = f(n)$ si $Ar(f, n)$, 0 sinon.
- Soit A défini comme l'ensemble des codages des machines de Turing de la forme si $Ar(f, n)$ alors $f(n)$ sinon 0.
- Pour tout programme unaire f qui termine toujours, f' et f calculent la même fonction.
- Toute fonction unaire calculable totale est représentée par une machine de Turing de A . C'est en contradiction avec le résultat précédent.

Exercice 8.5 (page 144). Pour tester si $x \in E$, on énumère les éléments de E jusqu'à trouver soit x , auquel cas on accepte, soit un élément plus grand, auquel cas on refuse.

Exercice 8.6 (page 144). Pour extraire un ensemble décidable infini d'un ensemble récursivement énumérable infini, il suffit d'extraire une sous-suite strictement croissante de la suite des $f(n)$: on part avec $y = \max = 0$. Pour $n = 0, 1, \dots$,

- On calcule $y = f(n)$.
- Si $y > \max$ alors on fait $\max := y$, et on affiche $f(n)$

Exercice 8.7 (page 145). Pour $n = 0, 1, \dots$, on teste si n est dans l'ensemble, et si oui, on l'affiche.

Exercice 8.8 (page 145). Pour tester si $x \in \exists A$, il suffit de tester pour $y = 0, 1, \dots$ si $(x, y) \in A$. On s'arrête dès qu'on trouve un y .

Tout langage récursivement énumérable est énuméré par une fonction calculable f . Il correspond donc à la projection de l'ensemble $A = \{(f(n), n) | n \in \mathbb{N}\}$. Cet ensemble A est bien décidable.

Exercice 8.11 (page 145). Leur non-décidabilité découle du théorème de Rice.

Le premier est récursivement énumérable : on énumère les triples (a, b, t) avec a et b deux mots distincts, t un entier, et pour chacun on teste si A accepte a et b en temps t . Si oui, on accepte.

Le second n'est pas récursivement énumérable car son complément est récursivement énumérable : on énumère les paires (a, t) et on teste si a est accepté par A en temps t . Si oui on accepte.

Chapitre 9

Exercice 9.1 (page 149). Soit \mathbb{N} le modèle standard des entiers. $Th(\mathbb{N})$ correspond à l'ensemble des formules closes F vraies sur \mathbb{N} .

Le théorème d'incomplétude dit qu'il existe donc des formules closes vraies de $Th(\mathbb{N})$ qui ne sont pas prouvables, ou dont la négation n'est pas prouvable à partir des axiomes de Peano, ou de toute axiomatisation "raisonnable" des entiers.

Soit F une telle formule close. Supposons sans perte de généralité que F est satisfaite sur \mathbb{N} .

Le théorème de complétude dit que les formules closes prouvables sont exactement celles qui sont vraies dans tous les modèles. Cela veut donc simplement dire qu'il existe d'autres modèles que \mathbb{N} des axiomes de Peano : en particulier un modèle où F n'est pas vérifiée.

Dit encore autrement, il y a un modèle des axiomes de Peano avec F vérifiée (par exemple \mathbb{N}), et un autre modèle où F n'est pas vérifiée.

Le théorème de complétude reste bien compatible car F n'est pas vérifiée dans tous les modèles.

Exercice 9.2 (page 152). On considère la machine de Turing S qui fait les choses suivantes :

- sur toute entrée w
 - obtenir par le théorème de récursion sa propre description $\langle S \rangle$.
 - construire la formule $\psi = \gamma_{S,\epsilon}$ (la formule γ de la preuve du cours pour la machine S)
 - énumérer les formules prouvables tant que l'on a pas produit $\gamma_{S,\epsilon}$.
 - si l'étape d'avant finit par terminer, alors accepter.

La formule $\psi = \gamma_{S,\epsilon}$ de la deuxième étape n'est pas prouvable : en effet, ψ est vraie si et seulement si S n'accepte pas le mot vide, car

- Si S trouve une preuve de ψ , alors S accepte le mot vide, et donc la formule ψ est fausse.
- (si l'arithmétique est cohérente) on ne peut pas prouver de formule fausse, donc ce cas ne peut donc pas se produire.

Maintenant, observons que si S ne trouve pas une preuve de ψ , alors S n'accepte pas le mot vide : par conséquent ψ est vraie sans être prouvable !!

Bref : ψ est vraie mais non-prouvable.

Chapitre 10

Exercice 10.1 (page 164). On va utiliser le fait que la limite existe et est positive pour prouver que $f(n) = \mathcal{O}(g(n))$ et $f(n) = \Omega(g(n))$, conformément à la définition de Θ .

Puisque

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{g(n)} = c > 0,$$

par la définition d'une limite, il y a un rang n_0 à partir duquel le rapport est entre $\frac{1}{2}c$ et $2c$. Donc $f(n) \leq 2cg(n)$ et $f(n) \geq \frac{1}{2}cg(n)$ pour tout $n \geq n_0$ ce qui prouve exactement ce que l'on souhaite.

Exercice 10.3 (page 164). Le calcul du maximum de n nombres se fait en temps linéaire (voir cours).

Un algorithme de tri (on prend n nombres en entrée et on doit produire en sortie ces mêmes nombres dans l'ordre croissant) comme le tri fusion se fait en temps $\mathcal{O}(n \log n)$: le tri fusion consiste, pour trier n nombres, à partager en deux sous-ensembles de même taille (à 1 près), à trier récursivement chaque sous-ensemble, et à fusionner les résultats. La fusion de listes croissantes peut se faire en temps linéaire en la somme des tailles des listes. En effet, fusionner dans ce cas consiste à répéter l'opération suivante tant que possible : écrire le plus petit élément des deux listes, enlever cet élément de sa liste. Cela donne une complexité globale pour le tri fusion qui vérifie une équation du type $T_n = \mathcal{O}(2 * T_{n/2}) + \mathcal{O}(n)$ ce l'on peut prouver donner $\mathcal{O}(n \log n)$.

Supposons que l'on se donne n ensembles S_1, S_2, \dots, S_n , chacun étant un sous-ensemble de $\{1, 2, \dots, n\}$, et que l'on veuille déterminer si l'on peut trouver une paire disjointe parmi ces ensembles. Cela se résout en temps cubique : il suffit de parcourir les paires S_i et S_j , et pour chaque paire de parcourir les éléments de S_i pour savoir si ils sont dans S_j .

Les chapitres suivants contiennent de nombreux exemples de problèmes dont on ne connaît pas de solutions polynomiales : les algorithmes présentés ne sont pas polynomiaux.

Exercice 10.4 (page 164). Le temps est respectivement pour (a),

- multiplié par 4
- multiplié par 8
- multiplié par 400
- multiplié par $2 + 1$
- élevé au carré

Et pour (b) :

- augmenté de $2n + 1$
- augmenté de $3n^2 + 3n + 1$
- augmenté de $200n + 100$
- transformé en $(n + 1) \log(n + 1)$, soit essentiellement augmenté de $\mathcal{O}(n \log n)$
- multiplié par 2

Chapitre 11

Exercice 11.4 (page 185). Si $P = NP$, alors puisque le complément de P est P (il suffit d'inverser l'état d'acceptation et de rejet d'une machine), on doit avoir NP égal à son complément. Donc on ne peut pas avoir NP qui n'est pas égal à son complément.

Exercice 11.6 (page 185). Cet exercice est parmi ceux corrigés dans [Kozen, 2006].

Chapitre 12

Exercice 12.3 (page 198).

- Le problème est dans NP car étant donné un plan de table, on peut vérifier en temps polynomial si pour chaque chevalier, il n'est pas à coté d'un ennemi.
- Nous allons faire la réduction à partir du problème du cycle hamiltonien. Soit $\mathcal{I} = \langle G = (V, E) \rangle$ une instance du problème du cycle hamiltonien. Maintenant, nous allons transformer cette instance en une instance \mathcal{I}_2 du problème des CHEVALIERS DE LA TABLE RONDE de la façon suivante :
 - chaque sommet du graphe est un chevalier.
 - Deux chevaliers sont des ennemis si et seulement si il n'existe pas une arête dans G impliquant les deux sommets représentés par ces deux chevaliers.
 Cette transformation peut se faire en temps polynomial (nous avons construit le complémentaire du graphe G).
 Il est facile de prouver que :
 - Si il existe un cycle hamiltonien dans G , alors il existe un plan de table. Il suffit de voir qu'une arête dans G correspond au fait que les deux chevaliers ne sont pas ennemis. Donc le plan de table correspond au cycle hamiltonien.
 - Si il existe un plan de table alors il existe un cycle hamiltonien dans G .
 Donc le problème des CHEVALIERS DE LA TABLE RONDE est plus difficile que le problème du cycle hamiltonien.

Donc le problème des CHEVALIERS DE LA TABLE RONDE est NP -complet.

Exercice 12.4 (page 198).

- Le problème CHAÎNE HAMILTONIENNE est dans NP car étant donnée une chaîne, on peut vérifier en temps polynomial si elle passe une fois et une seule par chaque sommet du graphe et qu'elle a u et v comme extrémité.
- Nous allons faire la réduction à partir du problème CYCLE HAMILTONIEN. Soit $\mathcal{I} = \langle G = (V, E) \rangle$ une instance du problème CYCLE HAMILTONIEN. Maintenant, nous allons transformer cette instance en une instance \mathcal{I}' du problème CHAÎNE HAMILTONIENNE de la façon suivante : Nous allons construire un graphe $G' = (V', E')$ tel que
 - Soit u un sommet arbitraire de V
 - $V' := V \cup \{v\}$ tel que v est un sommet n'appartenant pas dans V
 - $E' := E \cup \{(v, \ell) : \ell \text{ est un voisin de } u \text{ dans } G\}$

Cette transformation peut se faire en temps polynomial (nous avons juste copier le graphe G en rajoutant un sommet et des arêtes).

Il est facile de prouver que :

- Si il existe un cycle hamiltonien dans G , alors il existe une chaîne hamiltonnienne dans G' .

Soit $C = (u, \ell_1, \dots, \ell_{n-1}, u)$ un cycle hamiltonien dans G . Nous construisons la chaîne $\mathcal{P} = (u, \ell_1, \dots, \ell_{n-1}, v)$ dans le graphe G' . Cette chaîne est hamiltonnienne : elle passe une fois et une seule par v et par chaque sommet de G puisque C est un cycle hamiltonien.

- Si il existe une chaîne hamiltonnienne dans G' , alors il existe un cycle hamiltonien dans G .

Soit $\mathcal{P} = (u, \ell_1, \dots, \ell_{n-1}, v)$ une chaîne dans un graphe G' . Le cycle $C = (u, \ell_1, \dots, \ell_{n-1}, u)$ est hamiltonnien pour le graphe G .

Donc le problème CYCLE HAMILTONNIEN se réduit au problème CHAÎNE HAMILTONNIENNE en temps polynomial.

Donc le problème CHAÎNE HAMILTONNIENNE est NP-complet.

Exercice 12.5 (page 198).

- Le problème CHAÎNE est dans NP car étant donnée une chaîne, on peut vérifier en temps polynomial si sa taille est de longueur $n/2$ et qu'elle a u et v comme extrémité.

- Nous allons faire la réduction à partir du problème CHAÎNE HAMILTONNIENNE. Soit $\mathcal{I} = \langle G = (V, E), u, v \rangle$ une instance du problème CHAÎNE HAMILTONNIENNE.

Nous transformons cette instance en une instance \mathcal{I}' du problème CHAÎNE de la façon suivante. Nous construisons un graphe $G' = (V', E')$ tel que

G' est une copie du graphe G plus une chaîne de $|V|$ sommets dont un seul sommet de cette chaîne est voisin de u .

Cette transformation se fait en temps polynomial (nous avons juste copier le graphe G en rajoutant un sommet et des arêtes).

Il est facile de prouver que

il existe une chaîne hamiltonnienne dans G si et seulement si il existe une chaîne hamiltonnienne dans G' de longueur $\frac{|V'|}{2}$.

Donc le problème CHAÎNE HAMILTONNIENNE se réduit au problème CHAÎNE ; et ce dernier est donc NP-complet.

Exercice 12.6 (page 198). Le problème ARBRE est NP-complet. Il suffit simplement de remarquer qu'une chaîne Hamiltonnienne est un arbre couvrant ayant 2 feuilles.

Exercice 12.7 (page 198).

Point 1. : Soit S une couverture de sommets du graphe G . Il faut prouver que tous les sommets du graphe sont soit voisins de S ou soit dans S dans le graphe G' .

1. Comme toutes les arêtes de G ont au moins une de leurs extrémités dans S , tous les sommets de G' correspondant à une arête de G sont des voisins de S .
2. Soit v un sommet de V . Si v n'appartient pas à S , alors v est au moins une extrémité d'une arête (car G est connexe). Comme S est une couverture de

sommets du graphe G , cela implique que l'autre extrémité de cette arête est dans S . Donc v est voisin d'un sommet de S . Par conséquence, tous les sommets de G sont soit dans S ou soit voisins de S .

Donc S est un ensemble dominant de G' .

Point 2. : Supposons que $S' \subseteq V$. S' domine le graphe G' . Ce qui signifie que toutes les arêtes de G ont une de ces extrémités dans S' . Donc S' est une couverture de graphe G .

Supposons que S' n'est pas un sous-ensemble de V . Il existe un sommet s n'appartenant pas à V dans S' . s est un sommet représentant une arête (u, v) dans le graphe G .

- Si les deux sommets u et v sont dans S' , alors $S' \setminus \{s\}$ est un ensemble dominant de G' de cardinalité plus petite que S' .
- Si un des deux sommets u et v est dans S' , alors $S' \setminus \{s\} \cup \{u, v\}$ est un ensemble dominant de G' de même cardinalité que S' .

On réitère le même raisonnement sur cet ensemble jusqu'à supprimer tous les sommets n'appartenant pas à V .

Point 3 : *Données* : un graphe non-orienté G , et un entier k

Question : Existe-t-il un ensemble dominant S de G tel que $|S| \leq k$?

Point 4 : On peut vérifier en temps polynomial si un ensemble de sommets est un ensemble dominant et si il est de cardinalité inférieure à k .

Point 5. Il suffit de combiner les questions précédentes.

Exercice 12.8 (page 199). Point 1. Etant donné un sous-ensemble de sommets de K , on peut vérifier en temps polynomiale

1. si S est de cardinalité inférieure à k .
2. si, pour tout sommet v de V , sa distance à un des sommets de S est inférieure à b

Point 2. Nous allons faire la réduction à partir du problème DOMINANT. Soit I une instance du problème du dominant minimum : $G = (V, E)$ et un entier k' .

Nous construisons l'instance du problème du k -CENTRE : $k' = k$ et le graphe complet $K = (V, E')$ muni de la fonction de poids sur les arêtes suivantes :

$$w(u, v) = \begin{cases} 1 & \text{si } (u, v) \in E \\ 2 & \text{si } (u, v) \notin E \end{cases}$$

Cette réduction se réalise en temps polynomiale et elle vérifie les propriétés suivantes :

- Si il existe un ensemble dominant de taille inférieure à k dans G alors K admet un k -centre de coût 1 ;
- Si il existe un ensemble dominant de taille supérieure à k dans G alors K admet un k -centre de coût 2 ;

On peut en déduire qu'il existe un ensemble dominant de taille inférieure à k dans G si et seulement si K admet un k -centre de coût 1.

Chapitre 13

Exercice 13.1 (page 210). On sait que $NP \subset PSPACE$. On doit montrer inclusion inverse. On considère SAT dans PSPACE, qui est NP-complet. Il est donc NP-dur et donc aussi PSPACE-dur. Donc pour tout langage A dans PSPACE, A se réduit à SAT, et puisque $SAT \in NP$, on a donc A dans NP.

14.1 Notes bibliographiques

Plusieurs corrections (et exercices) sont honteusement plus qu'empruntés de l'ouvrage [Arnold and Guessarian, 2005] pour les premiers chapitres. D'autres exercices sont inspirés de résultats démontrés dans [Cori and Lascar, 1993a] ou dans l'ouvrage [Kleinberg and Tardos, 2005], ou d'exercices de [Sipser, 1997].

Table des figures

| | | |
|-----|---|-----|
| 3.1 | Tableau de vérité. | 37 |
| 7.1 | Machine de Turing. La machine est sur l'état initial d'un calcul sur le mot <i>abaab</i> | 96 |
| 7.2 | Illustration de la preuve de la proposition 7.1. | 107 |
| 7.3 | Une machine de Turing à 3 rubans | 108 |
| 7.4 | Illustration de la preuve de la proposition 7.2 : représentation graphique d'une machine de Turing à 1 ruban simulant la machine à 3 rubans de la figure 7.3. Sur cette représentation graphique, on écrit une lettre primée lorsque le bit "la tête de lecture est en face de cette case" est à 1. | 108 |
| 7.5 | (a). Le diagramme espace-temps de l'exemple 7.7, sur lequel est grisé un sous-rectangle 3×2 . (b) La fenêtre (légale) correspondante. | 111 |
| 7.6 | Quelques fenêtres légales pour une autre machine de Turing M : on peut rencontrer chacun de ces contenus dans un sous-rectangle 3×2 du diagramme espace-temps de M | 111 |
| 7.7 | Quelques fenêtres illégales pour une certaine machine M avec $\delta(q_1, b) = (q_1, c, \leftarrow)$. On ne peut pas rencontrer ces contenus dans un sous-rectangle 3×2 du diagramme espace-temps de M : En effet, dans (a), le symbole central ne peut pas changer sans que la tête lui soit adjacente. Dans (b), le symbole en bas à droite devrait être un c mais pas un a , selon la fonction de transition. Dans (c), il ne peut pas y avoir deux têtes de lecture sur le ruban. | 112 |
| 7.8 | Une machine à 3 piles. | 115 |
| 7.9 | La machine de Turing de l'exemple 7.3 vue comme une machine à 2-piles. | 115 |
| 8.1 | Problèmes de décision : dans un problème de décision, on a une propriété qui est soit vraie soit fausse pour chaque instance. L'objectif est de distinguer les instances positives E^+ (où la propriété est vraie) des instances négatives $E \setminus E^+$ (où la propriété est fausse). | 126 |
| 8.2 | Inclusions entre classes de langages. | 130 |
| 8.3 | Illustration de la preuve du théorème 8.4. | 130 |
| 8.4 | Construction d'une machine de Turing acceptant le complément d'un langage décidable. | 131 |

| | | |
|------|--|-----|
| 8.5 | Construction d'une machine de Turing acceptant $L_1 \cup L_2$ | 132 |
| 8.6 | Réduction du problème A vers le problème B . Si l'on peut résoudre le problème B , alors on peut résoudre le problème A . Le problème A est donc plus facile que le problème B , noté $A \leq_m B$ | 134 |
| 8.7 | Les réductions transforment des instances positives en instances positives, et négatives en négatives. | 134 |
| 8.8 | Illustration de la machine de Turing utilisée dans la preuve de la proposition 8.4. | 136 |
| 8.9 | Illustration de la machine de Turing utilisée dans la preuve du théorème de Rice. | 137 |
| 11.1 | Les réductions transforment des instances positives en instances positives, et négatives en négatives. | 172 |
| 11.2 | Réduction du problème A vers le problème B . Si l'on peut résoudre le problème B en temps polynomial, alors on peut résoudre le problème A en temps polynomial. Le problème A est donc plus facile que le problème B , noté $A \leq B$ | 172 |
| 11.3 | Une des deux possibilités est correcte. | 176 |
| 11.4 | Situation avec l'hypothèse $P \neq NP$ | 178 |
| 11.5 | Un tableau $(2p(n) + 1) \times p(n)$ codant le diagramme espace-temps du calcul de V sur $\langle w, u \rangle$ | 180 |
| 13.1 | Inclusions entre les classes de complexité | 204 |

Index

- (A_g, r, A_d) , 26, *voir* arbre binaire
 (V, E) , 15, *voir* graphe
 (q, u, v) , 98, *voir* configuration d'une machine de Turing
 \cdot , 14, *voir* concaténation
 $=$, 82
 A^c , 11, *voir* complémentaire
 $C[w]$, *voir* configuration d'une machine de Turing, initiale, 99
 $F(G/p)$, 40, *voir* substitution
 $F(p_1, \dots, p_n)$, 40
 $F(t/x)$, 72
 $F(x_1, \dots, x_k)$, 68
 $L(M)$, 100, 109, *voir* langage accepté par une machine de Turing
 L_\emptyset , 135, 136
 L_\neq , 136
 \Leftrightarrow , 35–37, 64, 71, *voir* double implication
 Ω , *voir* notations de Landau, 164
 \Rightarrow , 24, 35–38, 64, 71, *voir* définition inductive / différentes notations d'une, *voir* implication
 Σ , 13, *voir* alphabet
 Σ^* , 13, 14, *voir* ensemble des mots sur un alphabet
 Σ_{ASCII} , 13
 Σ_{bin} , 13
 Σ_{exp} , 13, 27
 Σ_{latin} , 13
 Σ_{nombre} , 13
 Θ , *voir* notations de Landau, 164
 \cap , 11, *voir* intersection de deux ensembles
 \cup , 11, *voir* union de deux ensembles
 ϵ , 13, 14, *voir* mot vide
 \equiv , 38, 73, 135, 173, *voir* équivalence entre formules, *voir* équivalence entre problèmes
 \exists , 64, 73, 74, *voir* quantificateur
 \forall , 64, 73, 74, *voir* quantificateur
 λ -calcul, 96
 \leq_m , 135, 138, *voir* réduction
 $|w|$, *voir* longueur d'un mot
 \leq , 172, 173, *voir* réduction
 \mathbb{C} , 13
 \mathbb{E} , 159
 \mathbb{N} , 13
 \mathbb{R} , 13
 $\mathbb{R}^{\geq 0}$, 13
 \mathbb{Z} , 13
 $\mathcal{A}(d)$, 158
 \mathcal{C} , 64
 \mathcal{F} , 64
 \mathcal{N} , 27, 28, 31–33
 $\mathcal{P}(E)$, 11, *voir* parties d'un ensemble
 \mathcal{R} , 64
 \mathcal{V} , 64
 \models , 37, 38, 45, 50, 70, 71, 87, 153, 154, *voir* conséquence sémantique
 $\mu(\mathcal{A}, d)$, 158, *voir* mesure élémentaire
 $\mu(\mathcal{A}, n)$, 159, *voir* complexité d'un algorithme au pire cas, *voir* complexité d'un algorithme en moyenne
 \neg , 35, 36, 41, 64, 71, *voir* négation
 $\not\models$, 37, 70, 71, *voir* conséquence sémantique
 \ominus , 103
 o , *voir* notations de Landau, 164
 \subset , 11, *voir* partie d'un ensemble
 \times , 12, *voir* produit cartésien de deux ensembles
 \vdash , 50, 51, 60, 87, 89–91, 99, 153, 154, 206, *voir* démonstration, *voir* relation successeur entre configurations d'une machines de Tu-

- ring
- \vee , 35–39, 64, 71, *voir* disjonction
- \wedge , 35–39, 41, 64, 71, *voir* conjonction
- uqv , 99, *voir* configuration d’une machine de Turing
- w^i , 14
- $\langle\langle M \rangle, w\rangle$, 123, *voir* codage d’une paire
- $\langle M \rangle$, 123, *voir* codage d’une machine de Turing
- $\langle m \rangle$, 122, *voir* codage
- $\langle \phi \rangle$, 153, *voir* codage d’une formule
- $\langle w_1, w_2 \rangle$, 123, 124, *voir* codage d’une paire équilibré, 30
- à sens unique, 185, 186
- 2-SAT, 188
- 3-COLORABILITE, 193
- 3-SAT, 187
- AB , 26, 29
- ABS , 29
- algorithme, 49, 95, 158
 - efficace, 157, 168
- alphabet, 13
 - binaire, 13
 - latin, 13
- ambiguë, *voir* définition
- ancêtre du sommet d’un arbre, 17
- application, 12
- arbre, 17, 56
 - étiqueté, 16
 - binaire, 18, 26
 - étiqueté, 26, 27
 - strict, 29
 - clos dans la méthode des tableaux, 58
 - de décomposition
 - d’une formule, 67
 - de dérivation, 31
 - enraciné, 16, 17, 26
 - libre, 16, 26
 - ordonné, 16, 17, 21, 26
 - ouvert dans la méthode des tableaux, 58
 - plan
 - synonyme* : *arbre ordonné*, *voir* arbre ordonné
- arcs d’un graphe, 15
- arêtes d’un graphe non-orienté, 15
- aristotéliens, *voir* connecteurs
- arité
 - d’un symbole de fonction, 28, 64
 - d’un symbole de relation, 64
 - du sommet d’un arbre, 17
- $Arith$, 28, 30–32, 34, 36, 39, *voir* expressions arithmétiques
- $Arith'$, 32–34, 36, 39, *voir* expressions arithmétiques parenthésées
- arithmétique, *voir* théorie, *voir* théorie
 - de Peano, 86, 147
 - de Robinson, 84, 147
- atomique, *voir* formule
- auto-réductible, *voir* problème
- axiomes
 - d’une théorie du calcul des prédicats, 79
 - de l’arithmétique de Robinson, 84, 147
 - de l’arithmétique de Peano, 86, 147
 - de l’égalité, 82
 - de la logique du calcul des prédicats, 88
 - de la logique propositionnelle, 50, 51
- bases de données, 63
- binaire, 35
- boucle, 100
- branche
 - close dans la méthode des tableaux, 58, 59
 - développée dans la méthode des tableaux, 59
 - ouverte dans la méthode des tableaux, 59
 - réalisable dans la méthode des tableaux, 60
- bytecode, 121
- \mathcal{C} -complétude, *voir* complétude
- \mathcal{C} -dur, *voir* complétude
- calcul
 - λ -calcul, 96
 - d’une machine de Turing, 100
 - des prédicats, 63
 - propositionnel, 35

- calculabilité, 110, 121, 157
- calculable, 133, 143
 en temps polynomial, 171
 fonction, *voir* fonction calculable
- certificat, 174, 181, 185
- chemin, 15
 simple, 15
- Church-Turing, *voir* thèse
- circuit, 15
 hamiltonien d'un graphe, 171, 191
- CIRCUIT HAMILTONIEN, 174, 175, 191
- CIRCUIT LE PLUS LONG, 193
- clause, 55
- CLIQUE, 190
- close, *voir* formule ou branche
- clôture, *voir* propriétés
 universelle d'une formule du premier ordre, 73
- co- \mathcal{C} , 207
- codage
notation, *voir* $\langle \cdot \rangle$
 d'une formule, 153
notation, *voir* $\langle \phi \rangle$
 d'une machine de Turing, 122
notation, *voir* $\langle M \rangle$
 d'une paire
notation, *voir* $\langle \langle M \rangle, w \rangle$, *voir* $\langle w_1, w_2 \rangle$
- cohérente, *voir* théorie
- COLORABILITE, 170
- coloriage d'un graphe, 170, 171, 193
- complémentaire, 11
notation, *voir* A^c
 du problème de l'arrêt des machines de Turing, 133
notation, *voir* HALTING – PROBLEM
- complète, *voir* théorie
- complétude, 138, 174
 d'une méthode de preuve, 50
 d'une théorie, 79, 87
 du calcul propositionnel, pour la preuve par déduction naturelle, 54
 dur, 174
 fonctionnelle du calcul propositionnel, 41
 RE-complétude, *voir* RE-complet
- théorème, *voir* théorème de complétude
- complexité, 110, 157
 asymptotique d'un algorithme, 163
 d'un algorithme, 159
 au pire cas, 159
 en moyenne, 159
 d'un problème, 160
 propre, *voir* fonction
- compositionnalité, 39, 40
- concaténation, 14
notation, *voir* .
- conclusion d'une règle de déduction, 25
- configuration d'une machine de Turing, 98
notation, *voir* (q, u, v) , *voir* uqv
 acceptante, 99
 initiale, 99
 initiale, *notation*, *voir* $C[w]$
 refusante, 99
- conjonction, 35, 37
notation, *voir* \wedge
- coNLOGSPACE, 207, 208
- connecteurs aristotéliens, 35
- connexe, 16
- coNP, 185, 207
- conséquence
 sémantique, 45, 54, 87
notation, *voir* \models
- consistance
 d'un ensemble de formules, 45, 79
synonyme : *qui possède un modèle*,
voir aussi modèle
 d'une théorie, *voir* consistance d'un ensemble de formules
- coNSPACE(), 208
- constantes, 28, 64
- constructible
 en temps, *voir* fonction
 en espace, *voir* fonction
- contradictoire
contraire : *consistant*, *voir* consistance
synonyme : *inconsistant*, *voir* inconsistent
- corps
 algébriquement clos, 84

- commutatif, 84
- coupure, 50
 - synonyme : modus ponens, voir modus ponens*
- COUPURE MAXIMALE, 190
- décidable, 127
- décide, 100
- dénombrable, 18
- décidable, 49, 127, 129, 135, 157
 - contraire : indécidable, voir indécidable*
- décidé, *voir langage*
- déduction naturelle, 50, 53
- définition
 - explicite, 23
 - inductive, 21–24, 26, 33
 - différentes notations d'une, 24, 25
 - non-ambigü, 36
 - non-ambigüe, 36
 - non-ambiguë, 32, 33
 - par le bas, 30, 31
 - par le haut, 30
 - réursive, 21
- degré d'un sommet, 15
- degré de non déterminisme, 125
- démonstration, 49, 50, 87, 96
 - à la Frege et Hilbert
 - synonyme : par modus ponens, voir démonstration par modus ponens*
 - en déduction naturelle, 54
 - par modus ponens, 51, 88, 89
 - par récurrence, 22
 - par résolution, 55
 - par tableaux, 60
- dérivation, 30, 31
- descendant du sommet interne d'un arbre, 17
- diagonalisation, 19, 128
- diagramme espace-temps, 102
- dichotomie, 158
- disjonction, 35, 37
 - notation, voir \vee*
- domaine, 69
 - d'une structure
 - synonyme : ensemble de base, voir ensemble de base d'une structure*
- domaine d'une application, 12
- double implication, 37
 - notation, voir \Leftrightarrow*
- dur, *voir complétude*
- efficace, *voir algorithme*, 168, 169, 171
- égalitaire, 82
- égalité, 82
- enfant d'un sommet interne d'un arbre, 17
- ensemble
 - clos par un ensemble de règles
 - synonyme : ensemble stable par un ensemble de règles, voir ensemble stable par un ensemble de règles*
 - de base d'une définition inductive, 23, 24
 - des mots sur un alphabet, 13
 - notation, voir Σ^**
 - fermé par un ensemble de règles
 - synonyme : ensemble stable par un ensemble de règles, voir ensemble stable par un ensemble de règles*
 - stable par un ensemble de règles, 23, 29
- ensemble de base
 - d'une structure, 69
- entiers, 84
- équivalence
 - entre formules, 39, 73
 - notation, voir \equiv*
 - entre problèmes, 135, 174, 177
 - notation, voir \equiv*
- logique
 - synonyme : double implication, voir double implication*
- espace, 201
 - logarithmique, 202
 - mémoire, 201
- étiquettes, 16
- expressions arithmétiques, 27, 28
 - notation, voir Arith*
- parenthésées, 32
 - notation, voir Arith'*

- expressivité logique, 35
- EXPSPACE, 209
- EXPTIME, 183, 184
- extension
 - d'une théorie, 92
 - de Skolem, 76
- famille d'éléments d'un ensemble, 12
- faux, 37
- fenêtres légales, 110, 151, 181
- feuille d'un arbre, 16, 17
- filles d'un sommet interne d'un arbre, 17
- fil d'un sommet interne d'un arbre, 17
- fonction
 - constructible en espace, 208
 - booléenne, 35
 - calculable, 133, 143
 - constructible en temps, 182
 - de complexité propre, 204
 - de transition d'une machine de Turing, 97
 - définie inductivement, 33
 - partielle, 12
 - primitive récursive, 144
 - totale, 12
- forme normale, 42
 - conjonctive, 42, 54, 75
 - de Skolem, 77
 - disjonctive, 42, 75
 - prénexe, 74
- formule, 66
 - atomique, 65
 - close, 68
 - valide, 73
 - du calcul des prédicats, 64, 66
 - prénexe, 74
 - propositionnelle, 35, 49
 - réfutable par tableau, 62
 - universelle, 76
 - valide, 49, 71, 73
- GEOGRAPHY, 202
- graphe, 15, 80, 168
 - notation*, voir (V, E)
 - des configurations d'une machine de Turing, 206
 - non-orienté, 15, 80
 - représentation, voir liste d'adjacence ou matrice d'adjacence
- groupe, 83
 - commutatif, 83
- HALTING – PROBLEM, 128, 129, 131, 133, 138, 150, voir problème de l'arrêt des machines de Turing
- HALTING – PROBLEM, 131, 140, 150, 151, voir complémentaire du problème de l'arrêt d'une machine de Turing
- hauteur
 - d'un arbre, 17
- Henkin, voir témoins de Henkin
- héréditaire, voir propriété, 29
- hiérarchie, voir théorème, voir théorème Hilbert, voir problème, 10ème problème de Hilbert
- homomorphisme
 - entre langages, 15
- hypothèse d'une règle de déduction, 25
- image
 - d'une application, 12
- implication, 37
 - notation*, voir \Rightarrow
- incomplétude, voir théorème d'incomplétude de Gödel
- inconsistance
 - d'un ensemble de formules, voir contraire : consistance, 45
 - d'une théorie, voir inconsistance d'un ensemble de formules
- indécidable, 127, 128, 135
- induction structurelle, 21
- inefficace, 49
- instance
 - d'un problème de décision, 125
 - d'une formule, 50
 - positive d'un problème de décision, 125
- interprétation dans une structure, 69, 71
 - d'un terme, 70
 - d'une formule, 71

- d'une formule atomique, 70
- iinterprète, 121, 122
- intersection de deux ensembles, 11
 - notation, voir* \cap
- inversible, 185
- k -COLORABILITE, 174, 175
- langage, 13
 - accepté par une machine de Turing, 100
 - notation, voir* $L(M)$
 - non déterministe, 109
 - décidé par une machine de Turing, 100
 - non déterministe, 109, 176
 - reconnu par une machine de Turing
 - synonyme : langage accepté par une machine de Turing, voir langage accepté par une machine de Turing*
 - universel, *voir* problème de l'arrêt des machines de Turing
- le langage reconnu, 100
- LEGAL, 151
- lettre d'un alphabet, 13
- libre, *voir* occurrence ou variable
- lieurs, 67
- liste d'ajacence, 168
- littéral, 42, 55, 75
- localité de la notion de calcul, 110
- logique
 - d'ordre supérieur, 63
 - du premier ordre, 63
 - synonyme : calcul des prédicats, voir calcul des prédicats*
 - du second ordre, 63
- logique propositionnelle
 - synonyme : calcul propositionnel, voir calcul propositionnel*
- LOGSPACE, 203
- longueur d'un mot, 13
 - notation, voir* $|w|$
- Löwenheim-Skolem, 94
- machines
 - à k piles, 114
 - à compteurs, 116
 - de Turing, 96, 97
 - à plusieurs rubans, 106
 - codage, *voir* codage d'une machine de Turing
 - non-déterministes, 109, 125, 176
 - restriction à un alphabet binaire, 106
 - techniques de programmation, 103
 - universelles, 122, 124
 - variantes, 106
 - RAM, 110
 - RISC, 112
 - SRAM, 112
 - matrice d'adjacence, 168
 - mémoire, 157, *voir* espace mémoire
 - mère du sommet d'un graphe, 17
 - mesure élémentaire, 158
 - notation, voir* $\mu(\mathcal{A}, d)$
 - méthode des tableaux, 50, 56
 - méthode par résolution, 50
 - modèle
 - d'un ensemble de formules, 45
 - d'une formule, 37, 49
 - d'une théorie, 79
 - égalitaire, 82
 - standard des entiers, 85, 86, 139, 147
 - modèle d'une formule, 71
 - modus ponens, 50, 51, 88
 - monoïde, 14
 - mot, 13
 - accepté par une machine de Turing, 99
 - refusé par une machine de Turing, 99
 - vide, 13
 - notation, voir* ϵ
 - NAE3SAT, 188
 - NAESAT, 188
 - naturel, *voir* problème
 - négation, 35, 37
 - notation, voir* \neg
 - NEXPTIME, 184
 - NLOGSPACE, 203, 207–209
 - nœuds d'un graphe
 - synonyme : sommet, voir sommet*

- nombre chromatique d'un graphe, 193
- NOMBRE PREMIER, 125
- notations
 - de Landau, 163
- NP, 175–178, 184, 187
- NP-complétude, 167, 177, 178
- NP-complétude, 187–191, 193–196
- NPSPACE, 207
- NSPACE(), 202–204, 206–208
- NTIME(), 176, 205

- occurrence, 68
 - liée, 68
 - libre, 68
- ordre supérieur, *voir* logique

- P, 170, 175
- parent du sommet d'un graphe, 17
- partie
 - d'un ensemble, 11
 - notation, voir* \subset
- parties
 - d'un ensemble, 11
 - notation, voir* $\mathcal{P}(E)$
- PARTITION, 196
- père du sommet d'un graphe, 17
- polynomialement vérifiable, 174
- prédicat, 22, 29, 63
- préfixe
 - d'un mot, 14
 - propre d'un mot, 14
- premier ordre, *voir* logique
- prénexe, *voir* formule
- preuve, 89, 174
 - par tableaux, *voir* démonstration par tableaux
 - par induction (structurelle), 21, 22, 29
 - par modus ponens, *voir* démonstration par modus ponens
 - par récurrence, 21, 22
 - par résolution, *voir* démonstration par résolution
- principe
 - d'induction, 22
 - de récurrence, 22
- problème, 121, 158, 181
 - 10ème problème de Hilbert, 96, 139
 - auto-réductible, 182
 - de décision, 125, 171, 181
 - de l'arrêt des machines de Turing, 128
 - notation, voir* HALTING – PROBLEM
 - de la correspondance de Post, 139
 - naturel, 139
- produit cartésien
 - d'une famille d'ensembles, 12
 - de deux ensembles, 12
 - notation, voir* \times
- propositions, 35
- propriété
 - héréditaire
 - synonyme : propriété inductive, voir* propriété inductive
 - inductive, 22
- propriétés
 - de clôture, 132, 133
- PSPACE, 201, 207, 209
- PSPACE-complétude, 202

- QBF, 202
- QSAT, 202
- quantificateur, 63
 - existentiel, 64, 71
 - universel, 64, 71
- quines, 141

- R, 127, 129, *voir* décidable
- récuratif, 145
- résolvante, 55
- racine d'un arbre, 17, 26
- raisonnable, 167, 168
- RE, 129, 138, *voir* récursivement énumérable
- RE-complet, 138
- REACH, 126, 206–208
- réalisation
 - d'une signature, 69
 - synonyme : structure, voir* structure
- recherche par dichotomie, 158
- RECOUVREMENT DE SOMMETS, 190
- récuratif, 127, 131

- contraire* : *indécidable*, voir indécidable
- synonyme* : *décidable*, voir décidable
- récursivement énumérable, 129, 131, 132
 - notation*, voir RE
- réduction, 133, 135, 172
 - notation*, voir \leq , voir \leq_m
 - de Levin, 182
- règle
 - axiome, 54
 - d'élimination, 54
 - d'introduction, 54
 - de déduction, 25, 50
 - de généralisation, 88
 - inductive, 24
- relation successeur entre configurations d'une machine de Turing, 98, 99
 - notation*, voir \vdash
- ressources, 157
- Rice, voir théorème de Rice

- sémantique, 35, 37, 63
- séquent, 53
- SAC A DOS, 196
- SAT, 171, 174, 175, 177, 178, 182, 187, 188
- satisfaction, 70, 71
 - d'un ensemble de formules, 45
 - d'une formule, 37, 73, 171, 187
- satisfiable
 - (pour un ensemble de formules)
 - contraire* : *inconsistance*, voir inconsistance
 - synonyme* : *consistance*, voir consistance
 - (pour une formule), voir satisfaction d'une formule
- second ordre, voir logique
- sémantique, 37, 69
- semi-décidable, 129, 131
 - synonyme* : *récursivement énumérable*, voir récursivement énumérable
- signature, 64, 69
- SOMME DE SOUS-ENSEMBLE, 195
- sommet, 15
 - interne d'un arbre, 16, 17
- sous-arbre, 17
 - droit d'un arbre binaire, 26
 - gauche d'un arbre binaire, 26
- sous-formule, 36, 67
- SPACE(), 201, 203–207
- spécification, 79, 128
- STABLE, 189
- structure, 64, 69
- Substitution, 72
- substitution, 72
- substitutions, 40, 89
 - notation*, voir $F(G/p)$
- suffixe d'un mot, 14
- symboles
 - de constantes, 64
 - de fonctions, 28, 64
 - de relations, 64
- syntaxe, 35, 63, 64
- systèmes de Post, 96
- système complet de connecteurs, 41

- témoins de Henkin, 91
- tableau, 58, 59
 - de vérité, 37
 - clos dans la méthode des tableaux, 59
 - développé dans la méthode des tableaux, 59
 - méthode, voir méthode des tableaux
 - ouvert dans la méthode des tableaux, 59
 - réalisable dans la méthode des tableaux, 60
- tautologie, 38, 49, 50
- témoins de Henkin, 91, 93
- temps de calcul, 157, 167
- terme, 18, 28, 65
 - clos, 65
 - sur une signature, 65
- $Th(\mathbb{N})$, 149, 150, 220
- théorème, 49
 - synonyme* : *tautologie*, voir tautologie
- d'incomplétude de Gödel, 147, 149
 - lemme de point fixe, 153
 - preuve de Gödel, 153, 155
 - preuve de Turing, 149

- principe, 147, 149
- second théorème, 155
- de compacité, 45, 46
 - du calcul des prédicats, 94
 - du calcul propositionnel, 45
- de complétude, 54, 87
 - du calcul des prédicats, 79, 87
 - du calcul propositionnel, 50, 61
 - du calcul propositionnel, pour la preuve
 - par modus ponens, 52
 - du calcul propositionnel, pour la preuve
 - par résolution, 56
 - du calcul propositionnel, pour la preuve
 - par tableaux, 61
- de Cook-Levin, 177
- de finitude, 89
- de hiérarchie
 - en espace, 208, 209
 - en temps, 182, 183
- de lecture unique
 - du calcul des prédicats, 66
 - du calcul propositionnel, 36
- de Löwenheim-Skolem, 94
- de récursion, 141
- de Rice, 136
- de Savitch, 202, 207
- de Tychonoff, 46
- de validité
 - du calcul des prédicats, 91
 - du calcul propositionnel, 50, 54, 60
 - du calcul propositionnel, pour la preuve
 - par déduction naturelle, 54
 - du calcul propositionnel, pour la preuve
 - par modus ponens, 52
 - du calcul propositionnel, pour la preuve
 - par résolution, 56
 - du calcul propositionnel, pour la preuve
 - par tableaux, 60
- du point fixe, 24, 30, 140–142
 - premier théorème, 24
 - second théorème, 30
- premier théorème de Gödel, 87
- théorie
 - cohérente, 88, 155
 - complète, 91
 - consistante, 79
 - de l'arithmétique, 140, 147
 - des ensembles, 23
 - des groupes, 83
 - du calcul des prédicats, 79, 80
 - inconsistante, 79
 - thèse de Church-Turing, 96, 118
 - tiers exclu, 54
 - TIME(), 169, 201, 205, 206
 - union de deux ensembles, 11
 - notation, voir* \cup
 - valeur de vérité, 37, 41
 - valide
 - formule valide, *voir* formule
 - méthode de preuve, 50, 52, 87
 - valuation, 37, 70
 - variable, 64
 - libre, 68, 73
 - liée, 67, 68
 - propositionnelle, 35
 - vérificateur, 174, 175
 - vérification, 128
 - VOYAGEUR DE COMMERCE, 192
 - vrai, 37
 - Zermelo-Fraenkel, 184

Bibliographie

- [Arnold and Guessarian, 2005] Arnold, A. and Guessarian, I. (2005). *Mathématiques pour l'informatique*. Ediscience International.
- [Arora and Barak, 2009] Arora, S. and Barak, B. (2009). *Computational Complexity : A Modern Approach*. Cambridge University Press.
- [Carton, 2008] Carton, O. (2008). Langages formels, calculabilité et complexité.
- [Cori et al., 2010] Cori, R., Hanrot, G., Kenyon, C., and Steyaert, J.-M. (2010). Conception et analyse d'algorithmes. Cours de l'Ecole Polytechnique.
- [Cori and Lascar, 1993a] Cori, R. and Lascar, D. (1993a). *Logique mathématique. Volume I*. Mason.
- [Cori and Lascar, 1993b] Cori, R. and Lascar, D. (1993b). *Logique Mathématique, volume II*. Mason.
- [Dehornoy, 2006] Dehornoy, P. (2006). Logique et théorie des ensembles. Notes de cours.
- [Dowek, 2008] Dowek, G. (2008). *Les démonstrations et les algorithmes*. Polycopié du cours de l'Ecole Polytechnique.
- [Froidevaux et al., 1993] Froidevaux, C., Gaudel, M., and Soria, M. (1993). *Types de données et algorithmes*. Ediscience International.
- [Garey and Johnson, 1979] Garey, M. R. and Johnson, D. S. (1979). *Computers and Intractability*. W. H. Freeman and Co.
- [Hopcroft et al., 2001] Hopcroft, J. E., Motwani, R., and Ullman, J. D. (2001). *Introduction to Automata Theory, Languages, and Computation*. Addison-Wesley, 2nd edition.
- [Jones, 1997] Jones, N. (1997). *Computability and complexity, from a programming perspective*. MIT press.
- [Kleinberg and Tardos, 2005] Kleinberg, J. and Tardos, E. (2005). *Algorithm design*. Addison-Wesley Longman Publishing Co., Inc. Boston, MA, USA.
- [Kozen, 1997] Kozen, D. (1997). *Automata and computability*. Springer Verlag.
- [Kozen, 2006] Kozen, D. (2006). *Theory of computation*. Springer-Verlag New York Inc.
- [Lassaigne and de Rougemont, 2004] Lassaigne, R. and de Rougemont, M. (2004). *Logic and complexity*. Discrete Mathematics and Theoretical Computer Science. Springer.

- [Matiyasevich, 1970] Matiyasevich, Y. (1970). Enumerable sets are diophantine. *Doklady Akademii Nauk SSSR*, 191(2) :279–282.
- [Mendelson, 1997] Mendelson, E. (1997). *Introduction to mathematical logic*. Chapman & Hall/CRC.
- [Nerode and Shore, 1997] Nerode, A. and Shore, R. (1997). *Logic for applications*. Springer Verlag.
- [Papadimitriou, 1994] Papadimitriou, C. H. (1994). *Computational Complexity*. Addison-Wesley.
- [Poizat, 1995] Poizat, B. (1995). *Les petits cailloux : Une approche modèle-théorique de l'Algorithmie*. Aléas Editeur.
- [Sedgewick and Flajolet, 1996] Sedgewick, R. and Flajolet, P. (1996). *Introduction à l'analyse d'algorithmes*. International Thomson Publishing, FRANCE.
- [Sipser, 1997] Sipser, M. (1997). *Introduction to the Theory of Computation*. PWS Publishing Company.
- [Stern, 1994] Stern, J. (1994). Fondements mathématiques de l'informatique. *Ediscience International, Paris*.
- [Wolper, 2001] Wolper, P. (2001). *Introduction à la calculabilité : cours et exercices corrigés*. Dunod.