

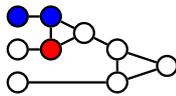


## Exemple 2 : 3-COLORABILITE

### 3-COLORABILITE :

**Donnée:** Un graphe (fini)  $G = (V, E)$ .

**Réponse:** Décider s'il existe un coloriage du graphe utilisant au plus 3 couleurs.



Algorithme :

- res :=faux.
- pour les  $3^n$  façons possibles d'affecter une couleur à chaque sommet
  - ▶ tester si cela est un coloriage de  $G$ .
  - ▶ si oui alors res :=vrai.
- retourner res.

- Complexité de l'algorithme (en nombre d'instructions effectuées<sup>a</sup>) :
  - ▶  $\mathcal{O}(3^n \times n^2) = \mathcal{O}(3^{(1+\epsilon)n})$
 où  $n$  est le nombre de sommets.

a. On suppose qu'accéder à une arête se fait en temps constant

5

## Quelques considérations

- Pour un processeur capable d'effectuer un million d'instructions élémentaires par seconde.

	$n$	$n \log_2 n$	$n^2$	$n^3$	$1.5^n$	$2^n$	$n!$
$n=10$	< 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 m	$10^{25}$ a
$n=50$	< 1 s	< 1 s	< 1 s	< 1 s	11 m	36 a	$\infty$
$n=10^2$	< 1 s	< 1 s	< 1 s	1s	12.9 a	$10^{17}$ a	$\infty$
$n=10^3$	< 1 s	< 1 s	1s	18 m	$\infty$	$\infty$	$\infty$
$n=10^4$	< 1 s	< 1 s	2 m	12 h	$\infty$	$\infty$	$\infty$
$n=10^5$	< 1 s	2 s	3 h	32 a	$\infty$	$\infty$	$\infty$
$n=10^6$	1s	20s	12 j	31710 a	$\infty$	$\infty$	$\infty$

- Notations :  $\infty$  = le temps dépasse  $10^{25}$  années, s= seconde, m= minute, h = heure, a = an.

6

## Une convention

- La **convention** suivante s'est imposée en informatique :

- ▶ Temps raisonnable = temps polynomial,
  - c'est-à-dire en  $\mathcal{O}(n^k)$  pour un entier  $k$ .

- Graphiquement :

D : langages décidables.



P = problèmes avec un algorithme polynomial en temps.

- Exemples :
  - ▶ BON COLORIAGE est dans P.
  - ▶ on ne sait pas si 3-COLORABILITE est dans P.

7

## Raison 1 : s'affranchir du modèle de calcul

- Thèse effective de Church :

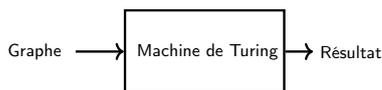
- ▶ Les modèles suivants se simulent deux à deux :
  - Les machines de Turing à un ruban.
  - Les machines de Turing à deux rubans.
  - Les machines à  $k \geq 2$  piles
  - Les machines RAM<sup>1</sup>
  - Les machines à  $k \geq 2$  compteurs
  - Les programmes<sup>2</sup> JAVA, C, CAML, ...

- ▶ de telle sorte que :  $t$  instructions de l'un sont simulées par un nombre d'instructions polynomial en  $t$  par l'autre.

1. dont les registres restent bornés.  
2. en définissant proprement les instructions autorisées.

8

### Raison 1 : s'affranchir du modèle de calcul

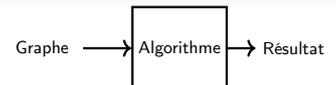


Nombre d'instructions :  $T$

- On peut donc parler d'algorithme **raisonnable** sans avoir à préciser dans quel langage / avec quel modèle l'algorithme est implémenté.
- Le temps correspond (à la composition par un polynôme près) au nombre d'instructions dans chacun de ces modèles.
  - ▶ on peut donc par exemple mesurer le temps comme le nombre d'étapes sur les machines de Turing.

9

### Raison 2 : s'affranchir de problèmes du codage



Temps : Polynomial/Non polynomial

10

### La classe P

- Soit  $t : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$  une fonction.
- On note  $\text{TIME}(t(n))$  pour 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  $w \notin L$ ;
    - En un temps en  $\mathcal{O}(t(n))$ , où  $n = |w|$  est la longueur de  $w$  : il y a des entiers  $n_0$  et  $c$  tels que pour tout mot  $w$ ,  $M$  accepte ou refuse en utilisant au plus  $c \times t(n)$  étapes, où  $n = |w|$ , dès que  $|w| \geq n_0$ .
- La classe P est la classe des problèmes (langages) définie par :

$$P = \bigcup_{k \in \mathbb{N}} \text{TIME}(n^k).$$

- ▶ P caractérise les algorithmes raisonnables avec la convention précédente.

11

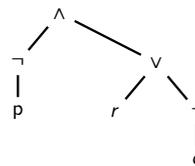
### Exemples de problèmes de P

- BON COLORIAGE  $\in P$ .

- Évaluation en calcul propositionnel  $\in P$ .

**Donnée:** Une formule  $F(x_1, x_2, \dots, x_n)$  du calcul propositionnel en forme normale conjonctive, 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 à vrai pour ces valeurs des variables.



$$p = 0, r = 1, q = 0.$$

12

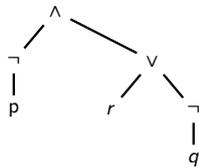
## Dans P ?

- 3-COLORABILITE

- SAT :

**Donnée:** Une formule  $F = (x_1, \dots, x_n)$  du calcul propositionnel en forme normale conjonctive.

**Réponse:** Décider si  $F$  est satisfiable : c'est-à-dire décider s'il existe  $x_1, \dots, x_n \in \{0, 1\}$  tel que  $F$  s'évalue à vrai pour cette valeur de ses variables  $x_1, \dots, x_n$ .

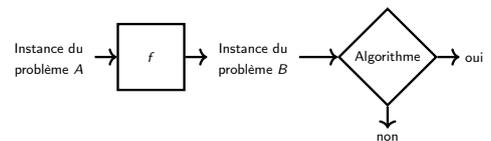


- Pour les deux problèmes, on ne sait pas s'ils sont dans P.
- Lequel de ces problèmes est le plus difficile ?

13

## Comment comparer les problèmes

- Idée de  $\leq_M$  :



- On va utiliser exactement la même idée, mais en remplaçant **calculable** par **calculable en temps polynomial**,

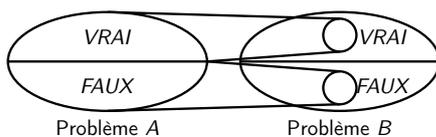
▶ pour obtenir  $\leq$ .

14

## La notion de réduction

- Soient  $A$  et  $B$  deux problèmes d'alphabets 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

$$w \in A \text{ ssi } f(w) \in B.$$



- On note  $A \leq B$  lorsque  $A$  se réduit à  $B$ .
  - intuitivement :  $A \leq B$  signifie que  $A$  est plus facile que  $B$ .

15

## Principales propriétés

**Théorème**

$\leq$  est un préordre (= est reflexive, transitive) :

- $L \leq L$  ;
- $L_1 \leq L_2, L_2 \leq L_3$  impliquent  $L_1 \leq L_3$ .

- intuitivement : un problème est aussi facile (et difficile) que lui-même, et la relation "être plus facile que" est transitive.

**Théorème**

Si  $A \leq B$ , et si  $B$  est dans P alors  $A$  est dans P

- intuitivement : si un problème est plus facile qu'un problème P, alors il est dans P.

**Théorème**

Si  $A \leq B$ , et si  $A$  n'est pas dans P, alors  $B$  n'est pas dans P.

- intuitivement : si un problème est plus difficile qu'un problème qui n'est pas P, alors il n'est pas dans P.

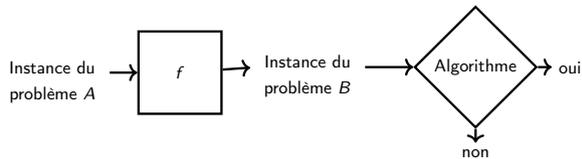
16

■ Preuve du premier théorème :

- ▶ Considérer la fonction identité pour  $f$  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  $g(f(x)) \in L_2$ . La composée de deux fonctions calculables **en temps polynomial** est calculable.

■ Preuve du second théorème :

- ▶  $A$  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. Il fonctionne **en temps polynomial avec les hypothèses**.



- Le troisième théorème est la contraposée du second.

17

Lequel est le plus difficile ?

■ 3-COLORABILITE  $\leq$  SAT :

- ▶ voir transparent 27 du cours 2.
- ▶ Théorème de Cook-Levin, à venir.

■ SAT  $\leq$  3-COLORABILITE ? :

- ▶ voir transparent 35

18

Le transparent 27 du cours 2 :

- On se donne un graphe  $G = (V, E)$  et  $k$  couleurs.
- On considère  $\mathcal{P} = \{A_{u,i}, u \in V, 1 \leq i \leq k\}$  un ensemble de variables propositionnelles.
- Idée :  $A_{u,i}$  vraie ssi le sommet  $u$  est colorié avec la couleur  $i$ .
- Contraintes :
  - ▶ Chaque sommet possède une couleur :
 
$$\Gamma_1 = \{A_{u,1} \vee \dots \vee A_{u,k} \mid u \in V\}.$$
  - ▶ Chaque sommet n'a pas plus qu'une couleur :
 
$$\Gamma_2 = \{\neg(A_{u,i} \wedge A_{u,j}) \mid u \in V, 1 \leq i, j \leq k, i \neq j\}.$$
  - ▶ Chaque arête n'a pas ses extrémités d'une même couleur :
 
$$\Gamma_3 = \{\neg(A_{u,i} \wedge A_{v,i}) \mid u \in V, 1 \leq i \leq k, (u, v) \in E\}.$$
- Un graphe est coloriable avec  $k$  couleurs si et seulement si on peut satisfaire toutes les formules de  $\Gamma = \Gamma_1 \cup \Gamma_2 \cup \Gamma_3$ .

19

- On ne sait pas si 3-COLORABILITE et SAT admettent ou pas un algorithme polynomial.
- ▶ Cependant, il est très clair que 3-COLORABILITE et SAT admettent un **vérificateur polynomial**.

20

### Vérificateur

- Un **vérificateur** pour un problème  $A$  est un algorithme  $V$  tel que  $A$  s'écrit

$$A = \{w \mid V \text{ accepte } (w, u) \text{ pour un certain mot } u\}.$$

- ▶ Autre façon de l'écrire :

$$w \in A \text{ ssi } \exists u, V \text{ accepte } (w, u).$$

- ▶ Autrement dit, un vérificateur utilise une information en plus, à savoir  $u$  pour vérifier que  $w$  est dans  $A$ .

- Le mot  $u$  est alors appelé un **certificat** (parfois aussi une **preuve**) pour  $w$ .

- Le vérificateur est polynomial si  $V$  décide en temps polynomial en la **longueur de  $w$** .
- On dit qu'un langage est **polynomialement vérifiable** s'il admet un vérificateur polynomial.

21

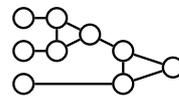
### Exemple 1 : 3-COLORABILITE

- Certificat  $u$  :

- ▶  $u = c_1 c_2 \dots c_n$  donne les couleurs de chacun des sommets.

- Vérificateur :

- ▶ l'algorithme pour BON COLORIAGE.



- $G \in 3\text{-COLORABILITE}$  ssi  $\exists u, (G, u) \in \text{BON COLORIAGE}$ .

- Vérifier que  $u$  est un coloriage de  $G$  se fait bien en un temps polynomial en la taille de  $G$ .

22

### Exemple 2 : SAT

- Certificat  $u$  :

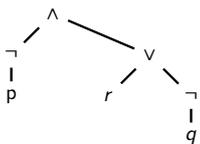
- ▶  $u = x_1 x_2 \dots x_n \in \{0, 1\}^n$  donne la liste de valeurs de chaque variable.

- Vérificateur :

- ▶ l'algorithme  $V$  pour évaluer une formule en calcul propositionnel à partir d'une formule  $F$  et de la valeur de ses variables.

- $F \in \text{SAT}$  ssi  $\exists u, (F, u) \in V$ .

- Vérifier que  $u$  rend la formule  $F$  vraie se fait bien en un temps polynomial en la taille de  $F$ .



23

### La classe NP

- NP est la classe des problèmes (langages) qui possèdent un vérificateur polynomial.

- ▶ NP contient un nombre incroyable de problèmes d'intérêt pratique.

- ▶ Parenthèse/Attention : le  $N$  dans NP ne vient pas de "non", "not", mais de "non-déterministe".

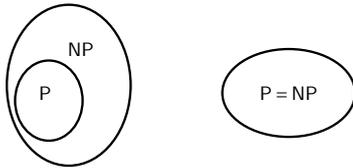
- On peut montrer que NP correspond aux problèmes décidés en temps polynomial par une machine de Turing non-déterministe.

- ▶ Par définition  $P \subset NP$ .

24

## La question $P = NP$ ?

- La question de savoir si l'inclusion est stricte est la question ouverte la plus connue et la plus célèbre de l'informatique.
  - ▶ Une des deux possibilités est correcte : mais laquelle ?



- ▶ 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 1000000 de dollars à qui déterminerait la réponse à cette question.
- ▶ Cette question théorique a des implications très concrètes : par exemple pour la sûreté de nombreuses procédures cryptographiques.
- ▶ On conjecture généralement que l'inclusion est stricte.

25

## Motivation

- On souhaite comprendre quels sont les problèmes les plus difficiles dans NP.
  - ▶ ou plus généralement dans une classe  $\mathcal{C}$  de problèmes de décision.
- Un problème  $A$  est dit NP-difficile si tout problème  $B$  de NP est tel que  $B \leq A$ .
  - ▶ plus généralement : Un problème  $A$  est dit  $\mathcal{C}$ -difficile si tout problème  $B$  de  $\mathcal{C}$  est tel que  $B \leq A$ .
  - ▶ Intuitivement : il est plus difficile que tous les problèmes dans la classe.
- Un problème  $A$  est dit NP-complet si en plus on a  $A \in NP$ .
  - ▶ plus généralement : Un problème  $A$  est dit  $\mathcal{C}$ -complet si en plus on a  $A \in \mathcal{C}$ .
  - ▶ Autrement dit :  $A$  est NP-complet signifie que  $A$  est un élément maximum dans NP pour  $\leq$ .

26

## Théorème (Cook-Levin)

- ▶ Le problème SAT est NP-complet.

(on verra la preuve plus tard)

27

## Conséquences

### Corollaire

$P = NP$  si et seulement si  $SAT \in P$ .

- Preuve :
  - ▶ Puisque SAT est dans NP, si  $P = NP$ , alors  $SAT \in P$ .
  - ▶ Réciproquement, puisque SAT est complet, pour tout problème  $B \in NP$ ,  $B \leq SAT$  et donc  $B \in P$  si  $SAT \in P$ .
- Se généralise à n'importe quel problème NP-complet :
  - ▶ Soit  $A$  un problème NP-complet.  
 $P = NP$  si et seulement si  $A \in P$ .
  - ▶ D'où l'intérêt de produire de nombreux problèmes NP-complets.

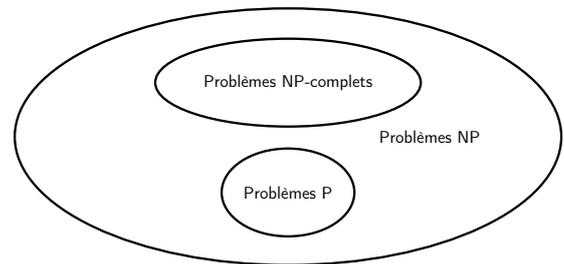
28

## A quoi sert de prouver la NP-complétude d'un problème ?

- Arriver à prouver que  $P = NP$ ...
  - ▶ Remarque : Si un problème  $A$  et un problème  $B$  sont NP-complets alors  $A \leq B$  et  $B \leq A$  :
    - Tous les problèmes NP-complets sont donc de même difficulté.
- Surtout :
  - ▶ Supposons que l'on n'arrive pas à trouver un algorithme polynomial pour un problème.
  - ▶ Prouver sa NP-complétude permet de se convaincre que cela n'est pas possible,
    - sauf si  $P = NP$ .
  - ▶ et qu'il faut donc chercher une autre approche (voir cours à venir, exemple : approximations).

29

## Situation avec l'hypothèse $P \neq NP$ .



30

## Stratégie pour prouver la NP-complétude

- Pour prouver la NP-complétude d'un problème  $A$ , il suffit :
  1. de prouver qu'il admet un vérificateur polynomial ;
  2. et de prouver que  $B \leq A$  pour un problème  $B$  que l'on sait déjà NP-complet.
- Pourquoi ?
  - ▶ En effet, le point 1. permet de garantir que  $A \in NP$ ,
  - ▶ et le point 2. 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  $C \leq A$ .
- **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.

31

## Une autre raison pour prouver la NP-complétude de différents problèmes

- Cette stratégie nécessite de posséder une base la plus large possible de problèmes connus pour être NP-complets.
  - ▶ Plus de 300 répertoriés en 1979 dans le livre de Garey & Johnson.

32

### 3-SAT est NP-complet

Problème 3-SAT:

**Donnée:** Une formule  $F$  sous la forme d'une conjonction de disjonction de 3 littéraux (variables ou leur négation).

- Formellement : une formule

$$F = C_1 \wedge C_2 \cdots \wedge C_\ell$$

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  $x_k$ ,  
pour des variables  $\{x_1, \dots, x_n\}$ .

**Réponse:** Décider si  $F$  est satisfiable.

#### Theorem

Le problème 3-SAT est NP-complet.

- On appelle souvent théorème de Cook-Levin ce théorème, plus facile à utiliser que l'autre.

33

### Preuve

- 3-SAT est dans NP.

- La donnée d'une valeur dans  $\{0,1\}$  pour chaque variable constitue un certificat vérifiable en temps polynomial.

- SAT  $\leq$  3-SAT :

- Soit  $F$  une formule SAT.

- Soit  $C$  une clause de  $F$ , par exemple

$$C = x \vee y \vee \neg z \vee u \vee \neg v \vee w \vee t.$$

- On introduit de nouvelles variables  $a, b, c, d$  associées à cette clause, et on remplace  $C$  par la formule  $R(C) = (x \vee y \vee a) \wedge (\neg a \vee \neg z \vee b) \wedge (\neg b \vee u \vee c) \wedge (\neg c \vee \neg v \vee d) \wedge (\neg d \vee w \vee t)$ .
- Il est facile de vérifier qu'une assignation de  $x, y, z, u, v, w, t$  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.

- A partir de  $F = C_1 \wedge C_2 \wedge \cdots \wedge C_\ell$ , on construit

$$F' = R(C_1) \wedge R(C_2) \wedge \cdots \wedge R(C_\ell).$$

- On a  $F \in \text{SAT}$  ssi  $F' \in \text{3-SAT}$ .

- La fonction qui à  $F$  associe  $F'$  se calcule bien en temps polynomial.

34

#### Theorème

3-COLORABILITE est NP-complet.

35

### Preuve

- 3-COLORABILITE est dans NP : déjà vu.

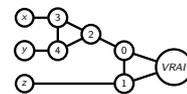
- 3-SAT  $\leq$  3-COLORABILITE :

- On se donne donc une conjonction  $F$  de clauses à 3 littéraux, et il nous faut à partir de là construire un graphe.

- 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, où  $n$  est le nombre de variables,  $m$  de clauses.

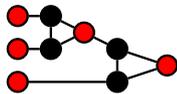
- Les trois premiers, notés VRAI, FAUX, NSP sont reliés deux à deux en triangle.
- On associe pour chaque variable  $x_j$  un sommet  $x_j$  et un sommet  $\neg x_j$  : on relie deux à deux en triangle les sommets  $x_j$ ,  $\neg x_j$ , et NSP.
- On ajoute 5 sommets pour chaque clause  $x \vee y \vee z$  selon le dessin suivant :



36

## Le gadget

- Si l'on impose que les trois sommets à gauche sont soit bleus soit rouges,
  - ▶ alors, on peut colorier le sommet le plus à droite en bleu si et seulement si au moins un sommet à gauche est en bleu.



37

- Si  $F$  est satisfiable, on peut colorier le graphe  $G(F)$  avec 3-couleurs :
  - ▶ mettre les variables vraies avec la couleur du sommet *VRAI*, les variables fausses avec la couleur du sommet *FAUX*, et compléter.
- Si le graphe  $G(F)$  est coloriable avec trois couleurs :
  - ▶ Le triangle 1. assure que *VRAI* et *FAUX* ne sont pas de la même couleur.
  - ▶ Le triangle 2. assure que  $x_i$  et  $\neg x_i$  ne sont pas de la même couleur pour chaque variable  $x_i$ , et soit de la couleur de *VRAI* ou de la couleur de *FAUX*.
  - ▶ Le gadget 3. assure que pour chaque clause  $C$  au moins  $x$  ou  $y$  ou  $z$  est de la couleur de *VRAI*.
  - ▶ En prenant pour vraies toutes les variables de la couleur de *VRAI*, on obtient une affectation des variables qui satisfait la formule  $F$ .
- Bref :  $F \in 3\text{-SAT}$  ssi  $G(F) \in 3\text{-COLORABILITE}$ .
- La fonction qui à  $F$  associe  $G(F)$  se calcule bien en temps polynomial.

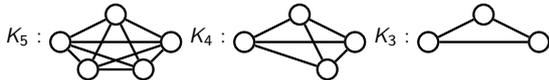
38

## Sur les graphes

### ■ 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  $u, v \in V' \Rightarrow (u, v) \in E$ .



En passant au complémentaire sur les arêtes :

### ■ 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  $u, v \in V' \Rightarrow (u, v) \notin E$ .

En passant au complémentaire sur les sommets :

### ■ 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  $V'$ .

39

## Sur les graphes

### ■ 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.

### ■ 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  $\pi$  de  $[1, 2, \dots, n]$  telle que

$$\sum_{1 \leq i \leq n} M_{\pi(i)\pi(i+1)} \leq k.$$

- ▶ 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.

40

## Sur les entiers

### ■ SOMME DE SOUS ENSEMBLE

**Donnée:** Une suite finie d'entiers  $x_1, x_2, \dots, x_n$  et un entier  $t$ .

**Réponse:** Décider s'il existe  $E \subset \{1, 2, \dots, n\}$  tel que  $\sum_{i \in E} x_i = t$ .

### ■ PARTITION

**Donnée:** Une suite finie d'entiers  $x_1, x_2, \dots, x_n$ .

**Réponse:** Décider s'il existe  $E \subset \{1, 2, \dots, n\}$  tel que  $\sum_{i \in E} x_i = \sum_{i \notin E} x_i$ .

### ■ 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  $\sum_{i \in E'} v_i \geq V$ .