École Polytechnique

INF564 – Compilation

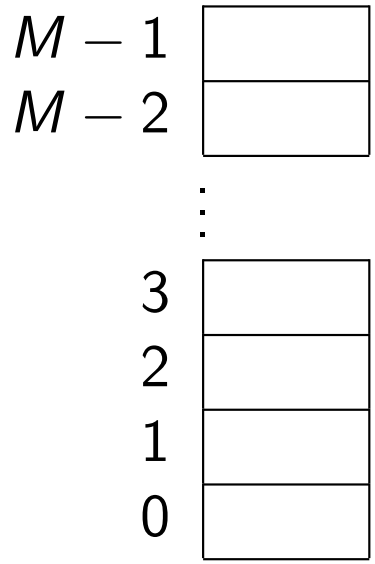
Jean-Christophe Filliâtre

allocation mémoire

la mémoire physique d'un ordinateur est un grand tableau de M octets,

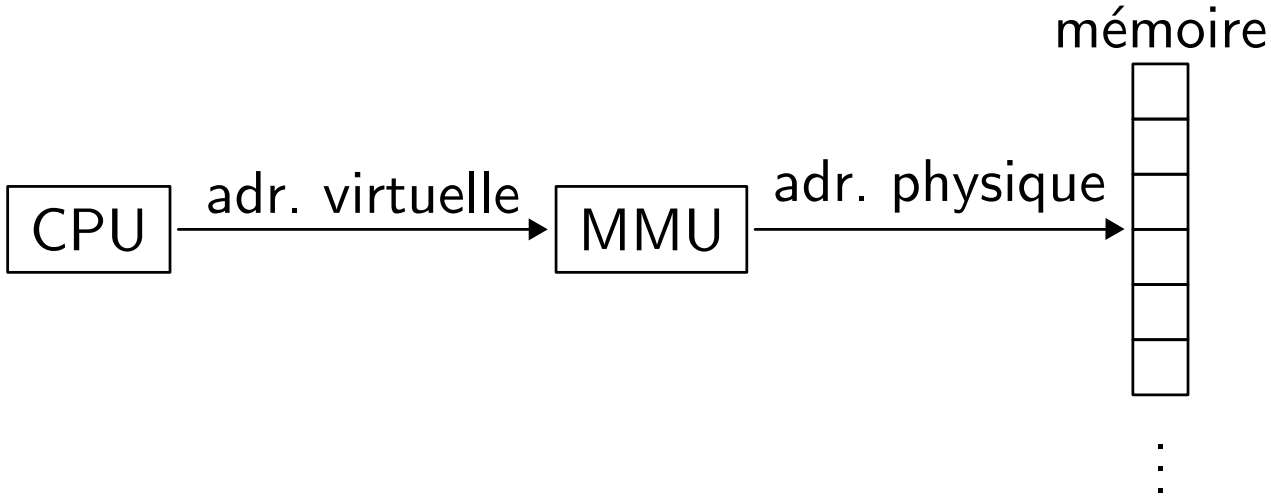
auxquels le CPU peut accéder en lecture et en écriture au moyen d'adresses physiques 0, 1, 2, etc.

M est de l'ordre de plusieurs milliards aujourd'hui (par exemple, $M = 2^{32}$ pour 4 Go de mémoire)



depuis longtemps, cependant, on n'accède plus directement à la mémoire

on utilise un mécanisme de **mémoire virtuelle** offert par le matériel,
à savoir le MMU (pour *memory management unit*)



il traduit des adresses virtuelles (dans $0, 1, \ldots, N-1$)
vers des adresses physiques (dans $0, 1, \ldots, M-1$)

c'est typiquement le **système d'exploitation** qui programme le MMU

la mémoire virtuelle est découpée en **pages** (par ex. de 4 ko chacune)

chaque page est soit

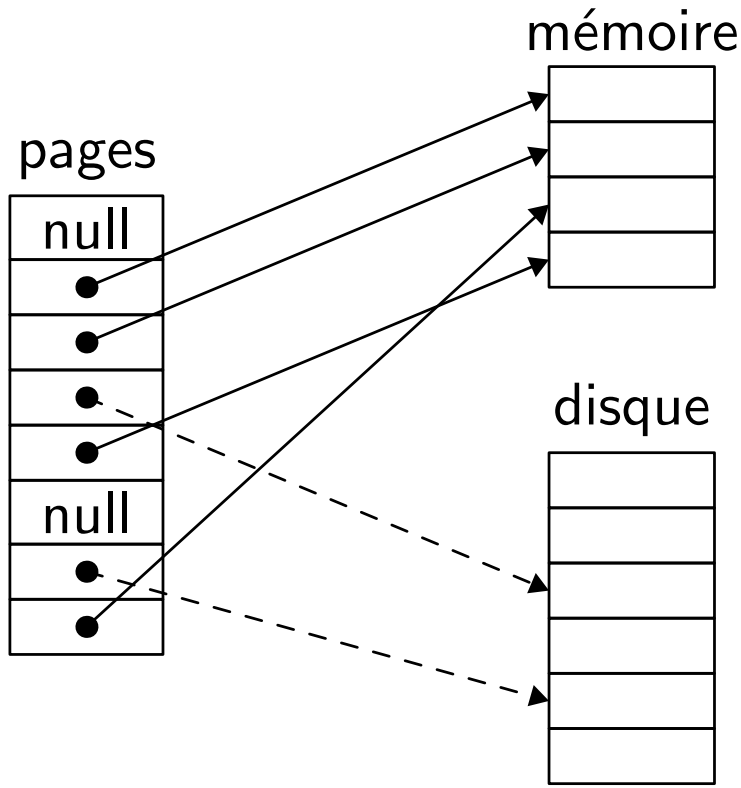
- non allouée
- allouée en mémoire physique (et le MMU renseigné)
- allouée sur le disque

le système d'exploitation maintient une table des pages

exemple

8 pages

- 2 non allouées
- 4 en mémoire physique
- 2 sur le disque



quand le CPU veut lire ou écrire à une adresse virtuelle
le MMU effectue la traduction vers une adresse physique

- soit elle réussit et l'instruction est exécutée
- soit elle échoue et
  1. une interruption est levée (*page fault*)
  2. le gestionnaire installe la page en mémoire physique (éventuellement en déplaçant vers le disque une autre page)
  3. l'exécution reprend sur la même instruction

le système d'exploitation maintient une table des pages **par processus**

chaque programme a donc l'illusion de disposer de l'intégralité de la mémoire (virtuelle) pour lui tout seul

cela facilite

- l'édition de liens
  (le code est toujours à la même adresse,
  par ex. `0x400000` sous Linux 64 bits)

- le chargement d'un programme
  (les pages sont déjà sur le disque)

- le partage de pages entre plusieurs processus
  (une même page physique = plusieurs pages virtuelles)

- l'allocation de mémoire
  (les pages physiques n'ont pas besoin d'être contiguës)

pour en savoir plus, notamment sur le mécanisme de traduction des adresses, lire

> *Randal E. Bryant et David R. O'Hallaron*
> *Computer Systems : A Programmer's Perspective*
> *chapitre 9 Virtual Memory*

allocation mémoire

il est facile d'allouer de la mémoire **statiquement**

- soit dans le segment `.data` (initialisée explicitement)
- soit dans le segment `.bss` (initialisée par zéro)

néanmoins...

la plupart des programmes doivent allouer de la mémoire **dynamiquement**

- soit implicitement, par des constructions du langage (objets, clôtures, etc.)
- soit explicitement, pour stocker des données dont la taille n'est pas connue statiquement (tableaux, listes, arbres, etc.)

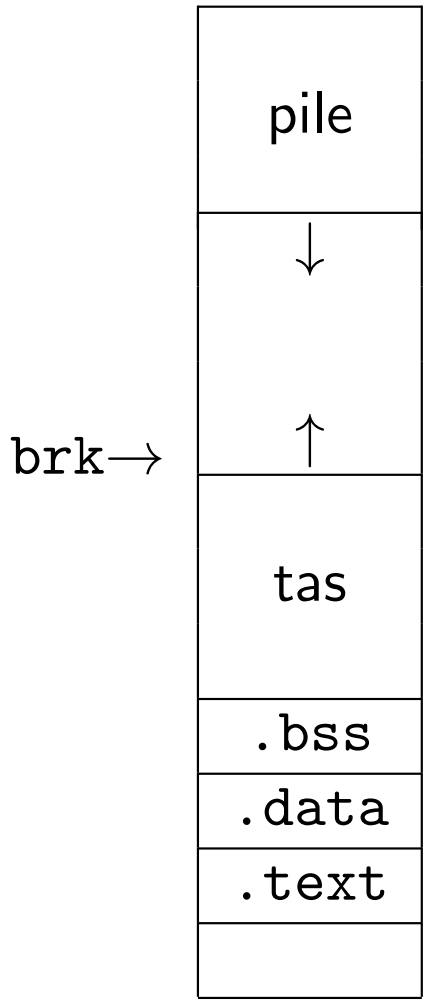
il convient généralement de la **libérer**

le tas

cette allocation dynamique se fait sur la pile et dans **le tas**

le tas est situé immédiatement au dessus du segment de données

le système maintient son sommet dans une variable `brk` (*program break*)



la façon la plus simple d'allouer de la mémoire consiste à augmenter `brk`

l'appel système

```
void *sbrk(int n);
```

incrémente `brk` de `n` octets et renvoie son ancienne valeur

on peut inversement diminuer `brk` avec une valeur de `n` négative

ceci nous limite à une utilisation du tas comme une pile

on veut un gestionnaire de mémoire permettant d'allouer et de libérer des blocs de mémoire dans un ordre arbitraire

la libération peut être

- explicitement réalisée par le programmeur
  exemple : la bibliothèque C `malloc`
- automatiquement réalisée par le gestionnaire
  on parle alors de GC

la bibliothèque `malloc`

à partir de `sbrk`, on veut fournir deux opérations

```
void *malloc(int size);
  // renvoie un pointeur vers un nouveau bloc
  // d'au moins size octets, ou NULL en cas d'échec
```

et

```
void free(void *ptr);
  // libère le bloc situé à l'adresse ptr
  // (doit avoir été alloué par malloc
  //  et ne pas avoir été déjà libéré,
  //  sinon comportement non spécifié)
```

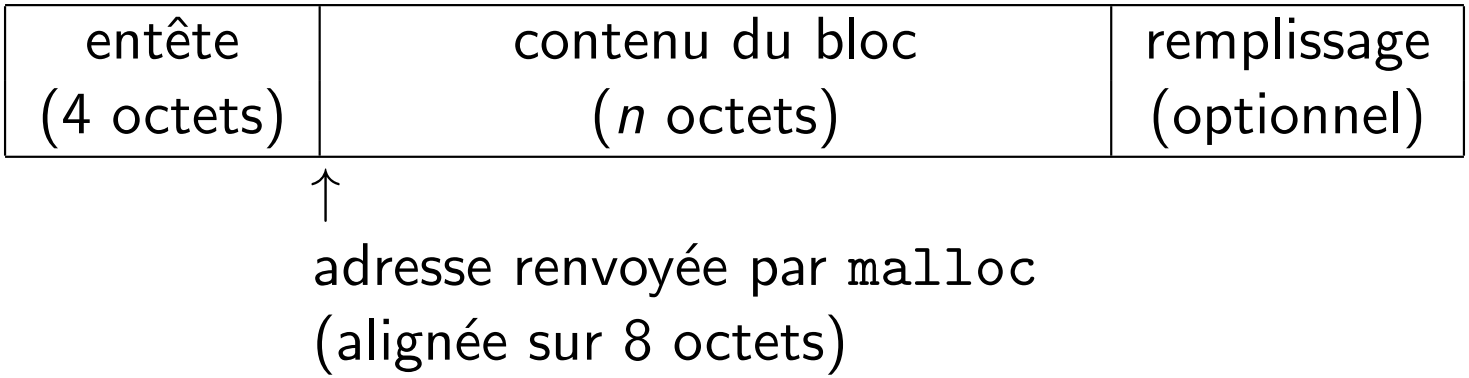
règles du jeu

- on ne présume rien sur la séquence de `malloc` et de `free` à venir
- la réponse à `malloc` ne peut être différée
- toute structure de données nécessaire à `malloc` et `free` doit être elle-même stockée dans le tas
- tout bloc renvoyé par `malloc` doit être aligné sur 8 octets
- tout bloc alloué ne peut plus être déplacé

les blocs, alloués ou libres, sont **contigus** en mémoire

ils sont **chaînés** : étant donnée l'adresse d'un bloc, on peut calculer l'adresse du suivant

- un entête contient la taille (totale) et le statut (alloué / libre)
- suivent les n octets du bloc
- et un éventuel remplissage, garantissant une taille totale multiple de 8

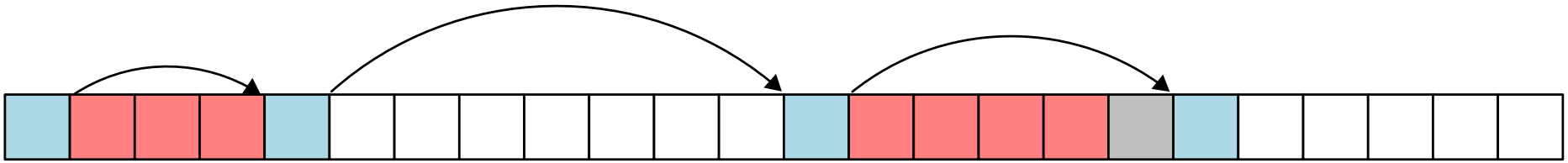


alloué
12 octets

libre
28 octets

alloué
16 octets

libre
20 octets



- un carré = 4 octets
- bleu = entête / rouge = alloué / gris = remplissage / blanc = libre

la taille totale étant un multiple de 8, ses trois bits de poids faible sont nuls

on peut utiliser un de ces bits pour stocker le statut (alloué / libre)

sur l'exemple précédent

bit	5	4	3	2	1	0	
...	0	1	0	0	0	1	taille 16, alloué
...	1	0	0	0	0	0	taille 32, libre
...	0	1	1	0	0	1	taille 24, alloué
...	0	1	1	0	0	0	taille 24, libre

on parcourt la liste des blocs à la recherche d'un bloc libre suffisamment grand

- si on en trouve un, alors
  - on le découpe éventuellement en deux blocs (un alloué + un libre)
  - on renvoie le bloc alloué
- sinon,
  - on alloue un nouveau bloc à la fin de la liste, avec `sbrk`
  - on le renvoie

pour trouver un bloc libre, plusieurs stratégies sont possibles

- on prend le premier bloc assez grand (*first fit*)
- même chose, mais en commençant là où s'était arrêtée la recherche précédente (*next fit*)
- on choisit un bloc assez grand de taille minimale (*best fit*)

il suffit de changer le statut du bloc p (de alloué à libre)

la mémoire se **fragmente** : de plus en plus de petits blocs

$\Rightarrow$ de la mémoire est gâchée

$\Rightarrow$ la recherche devient coûteuse

il faut **compacter**

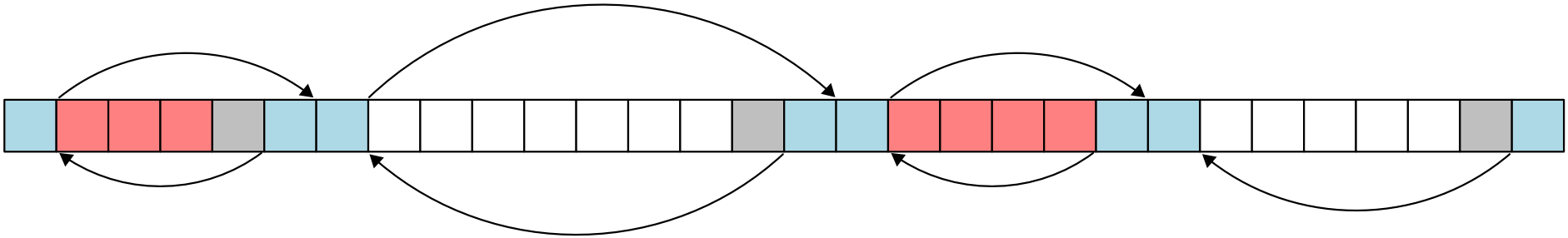
on raffine avec l'idée suivante : lorsqu'un bloc est libéré, on détermine s'il peut être **fusionné** avec un bloc libre adjacent (*coalescing*)

il est facile de déterminer si le bloc **suivant** est libre
et de les fusionner le cas échéant (on additionne les tailles)

en revanche, on ne sait pas fusionner avec le bloc précédent facilement

pour y parvenir, on duplique l'entête à la **fin** de chaque bloc
(idée due à Knuth, appelée *boundary tags*)

les blocs sont doublement chaînés



quand on libère un bloc p, on examine le précédent et le suivant

il y a quatre situations possibles

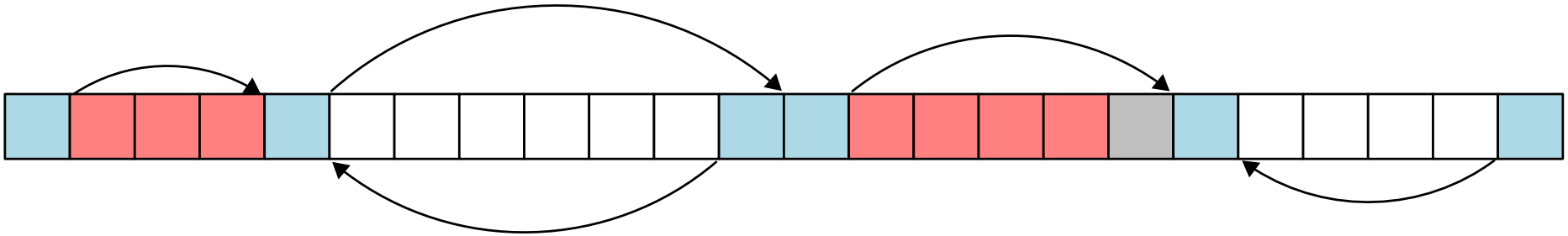
- alloué | p | alloué : on ne fait rien
- alloué | p | libre : fusion avec le suivant
- libre | p | alloué : fusion avec le précédent
- libre | p | libre : fusion des trois blocs

on maintient l'**invariant** qu'il n'y a jamais deux blocs libres adjacents

dupliquer l'entête prend de la place

mais on peut

- ne le faire que dans les blocs libres
- utiliser un bit dans l'entête pour indiquer si le bloc précédent est libre



cela reste coûteux de parcourir tous les blocs pour allouer

d'où l'idée de chaîner entre eux les blocs libres uniquement (*free list*)

pour cela, on utilise le contenu du bloc, qui est libre, pour stocker deux pointeurs (impose une taille de bloc minimale)

libération

quand on libère un bloc, on a maintenant plusieurs possibilités pour le réinsérer dans la liste :

- insertion au début
- liste triée par adresses croissantes
- liste triée par taille de bloc
- etc.

parcourir toute la *free list* peut rester coûteux si de nombreux blocs sont trop petits

d'où l'idée d'avoir **plusieurs listes** de blocs libres, organisées par taille

exemple : une liste de blocs libres de taille comprise entre 2^n et $2^{n+1} - 1$, pour chaque n

comme le voit, `malloc`/`free` sont plus subtiles qu'il n'y paraît
(le `malloc.c` de Linux fait plus de 5 000 lignes)

beaucoup de paramètres, beaucoup de stratégies possibles

une énorme littérature sur la question, avec beaucoup d'évaluations empiriques

[voir par exemple Wilson, Johnstone, Neely, Boles.
Dynamic Storage Allocation : A Survey and Critical Review, 1995]

on trouve du code C mettant en œuvre ces idées dans

- Brian W. Kernighan et Dennis M. Ritchie
  Le langage C
- Randal E. Bryant et David R. O'Hallaron
  Computer Systems : A Programmer's Perspective

GC

de nombreux langages (Lisp, Python, OCaml, Java, etc.) reposent sur un mécanisme **automatique** de libération des blocs mémoire,
appelé **GC** pour *Garbage Collector*

en français, GC peut être traduit par « ramasse-miettes » ou encore « glâneur de cellules »

principe : l'espace alloué sur le tas à une donnée (fermeture, enregistrement, tableau, constructeur, etc.) qui n'est plus **atteignable** à partir des variables du programme peut être **récupéré** afin d'être réutilisé pour d'autres données

difficulté : on ne peut généralement pas déterminer statiquement (à la compilation) le moment où une donnée n'est plus atteignable
$\Rightarrow$ le GC fait donc partie de l'exécutable

- soit comme une partie de l'interprète pour un langage interprété
- soit comme une bibliothèque liée avec le code compilé pour un langage compilé (*runtime*)

dans la suite, on appelle **bloc** toute portion élémentaire du tas allouée par le programme

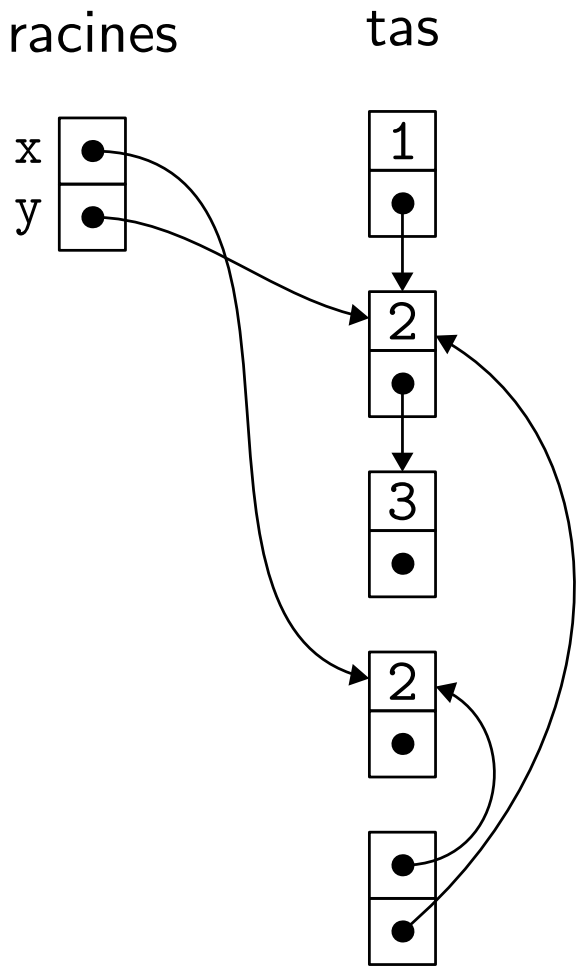
un bloc peut contenir un ou plusieurs pointeurs vers d'autres blocs mais aussi des données autres (caractères, entiers, pointeurs en dehors du tas, etc.)

étant donné un instant de l'exécution du programme, on appelle **racine** toute variable active à ce moment-là (variable globale ou variable locale contenue dans un tableau d'activation ou dans un registre)

on dit qu'un bloc est **vivant** s'il est accessible à partir d'une racine *i.e.* s'il existe un chemin de pointeurs menant d'une racine à ce bloc

exemple

```
let x, y =
  let l = [1; 2; 3] in
  (List.filter even l, List.tl l)
...
```



on considère une première solution, appelée **comptage des références** (*reference counting*)

l'idée est d'associer à chaque bloc le nombre de pointeurs qui pointent sur ce bloc (depuis des racines ou depuis d'autres blocs)

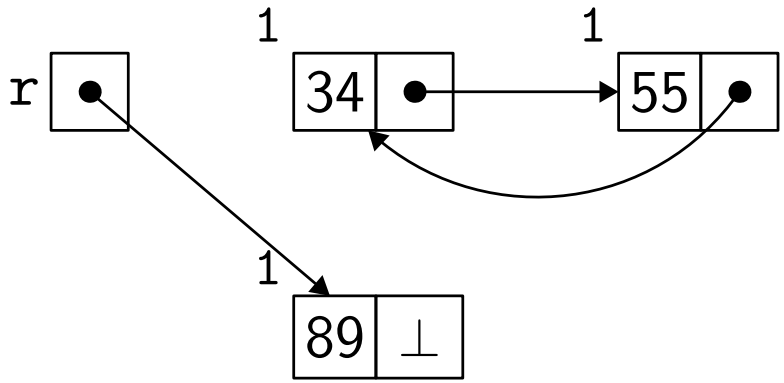
la mise à jour du compteur a lieu notamment lors d'une **affectation** (explicite ou implicite comme dans `1::x`) de la forme $b.f \leftarrow p$; il faut

- décrémenter le compteur du bloc correspondant à l'ancien pointeur $b.f$; s'il tombe à 0, libérer ce bloc
- incrémenter le compteur du bloc p

quand on libère un bloc, on décrémente les compteurs de tous les blocs vers lesquels il pointe

problèmes :

- la mise à jour des compteurs est très coûteuse
- les **cycles** dans les structures de données rendent les blocs correspondant irrécupérables



le comptage des références est rarement utilisé dans les GC (une exception est le langage Perl) mais parfois explicitement par le programmeur (exemple, le type `Rc<T>` de Rust)

on considère une autre solution, plus efficace, appelée **marquer et balayer** (*mark and sweep*)

elle procède en deux temps

1. on marque tous les blocs atteignables à partir des racines (en utilisant un parcours en profondeur et un bit dans chaque bloc)
2. on examine tous les blocs et
   - on récupère ceux qui ne sont pas marqués (ils sont remis dans la *free list*)
   - on supprime les marques sur les autres

quand on veut allouer un bloc, on examine la *free list* ; si elle est vide, c'est un bon moment pour effectuer un GC

le marquage utilise un parcours en profondeur, comme ceci

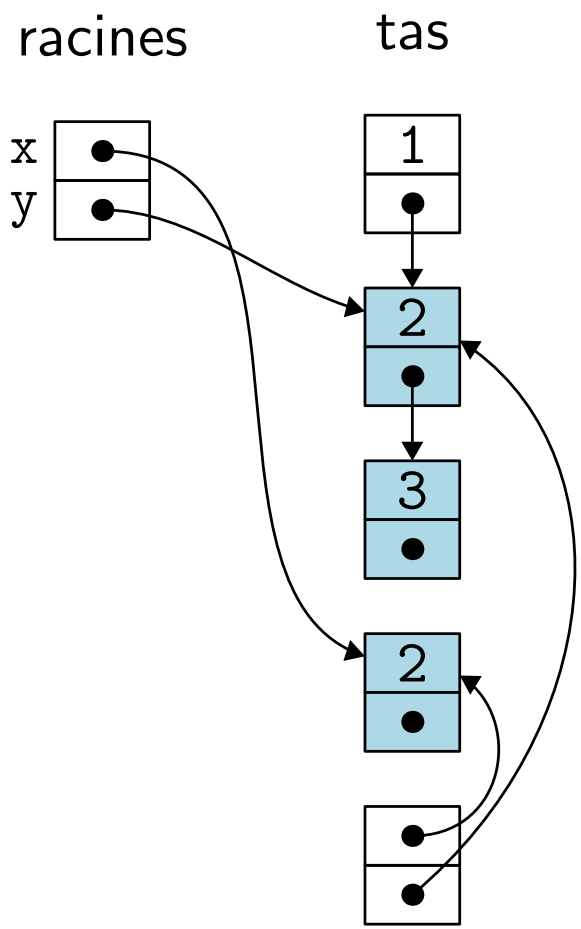
parcours(x) =
  si x est un pointeur sur le tas non encore marqué
    marquer x
    pour chaque champ f de x
      parcours($x.f$)

pour chaque racine r
  parcours(r)

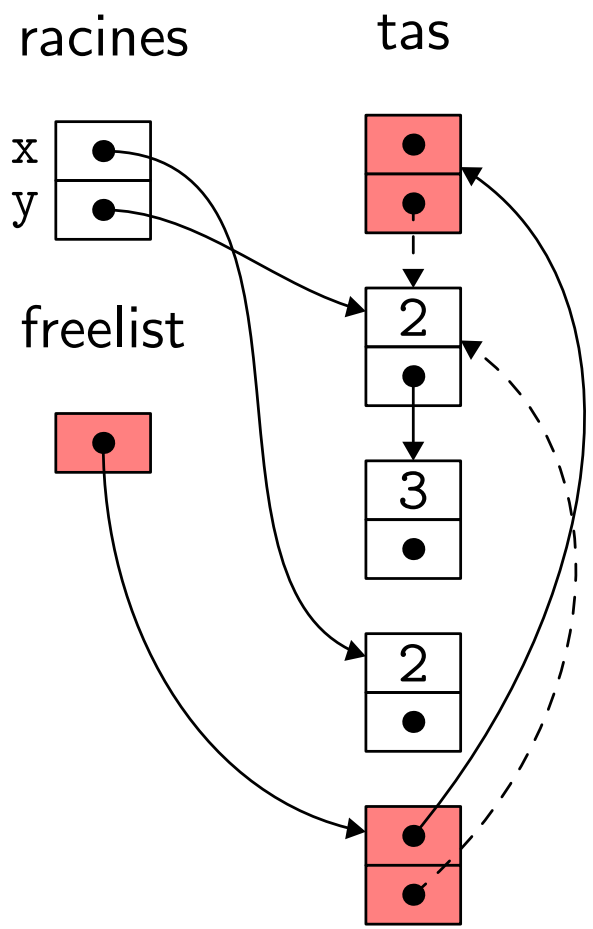
le balayage récupère les blocs non marqués

pour chaque bloc x
  si x est marqué
    effacer la marque de x
  sinon
    ajouter x à la *free list*

marquer



balayer



le marquage est un algorithme **récursif**, qui va donc utiliser une taille de pile proportionnelle à la profondeur du tas ; celle-ci peut être aussi grande que le tas lui-même

on pourrait utiliser une pile explicite ou la structure traversée elle-même pour encoder la pile (*pointer reversal*)

mais surtout, il n'est pas souhaitable que le programme soit interrompu trop longtemps pendant un marquage/balayage complet (ce serait gênant en pratique)

pour y remédier, on marque les blocs petit à petit, au fur et à mesure des appels au GC

on parle de **GC incrémental**

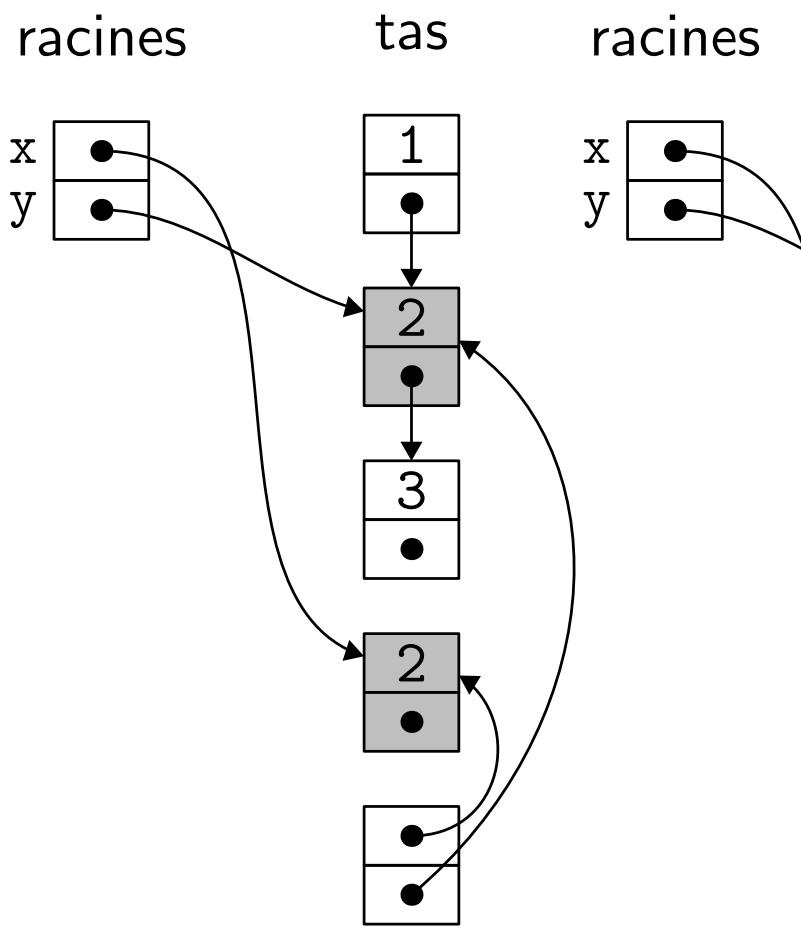
une simple marque ne suffit plus, il faut au moins trois couleurs

on a des blocs

- **blancs**, candidats à être récupérés
- **noirs**, atteignables depuis les racines et sans pointeurs vers des blocs blancs
- **gris**, atteignables depuis les racines mais non encore examinés

initialement, les racines sont grises et tous les autres blocs sont blancs

tant qu'il y a des blocs gris
  choisir un bloc gris x
  le colorier en noir
  pour chaque champ f de x
    si $x.f$ pointe vers un bloc blanc
      colorier ce bloc en gris



intérêt : on peut faire un nombre quelconque de tours de cette boucle

une fois qu'il n'y a plus de blocs gris

- les blocs noirs sont tous atteignables depuis les racines
- les blocs blancs, en revanche, ne le sont pas
  car un bloc noir ne pointe jamais vers un bloc blanc

du coup,

1. on récupère les blocs blancs
2. on blanchit les blocs noirs
3. on remet toutes les racines en gris

c'est une bonne solution pour déterminer les blocs à récupérer
(en particulier, on récupère bien les cycles inatteignables)

pas encore une vraie solution au problème de la fragmentation

considérons encore une autre solution, appelée **s'arrêter et copier** (*stop and copy*)

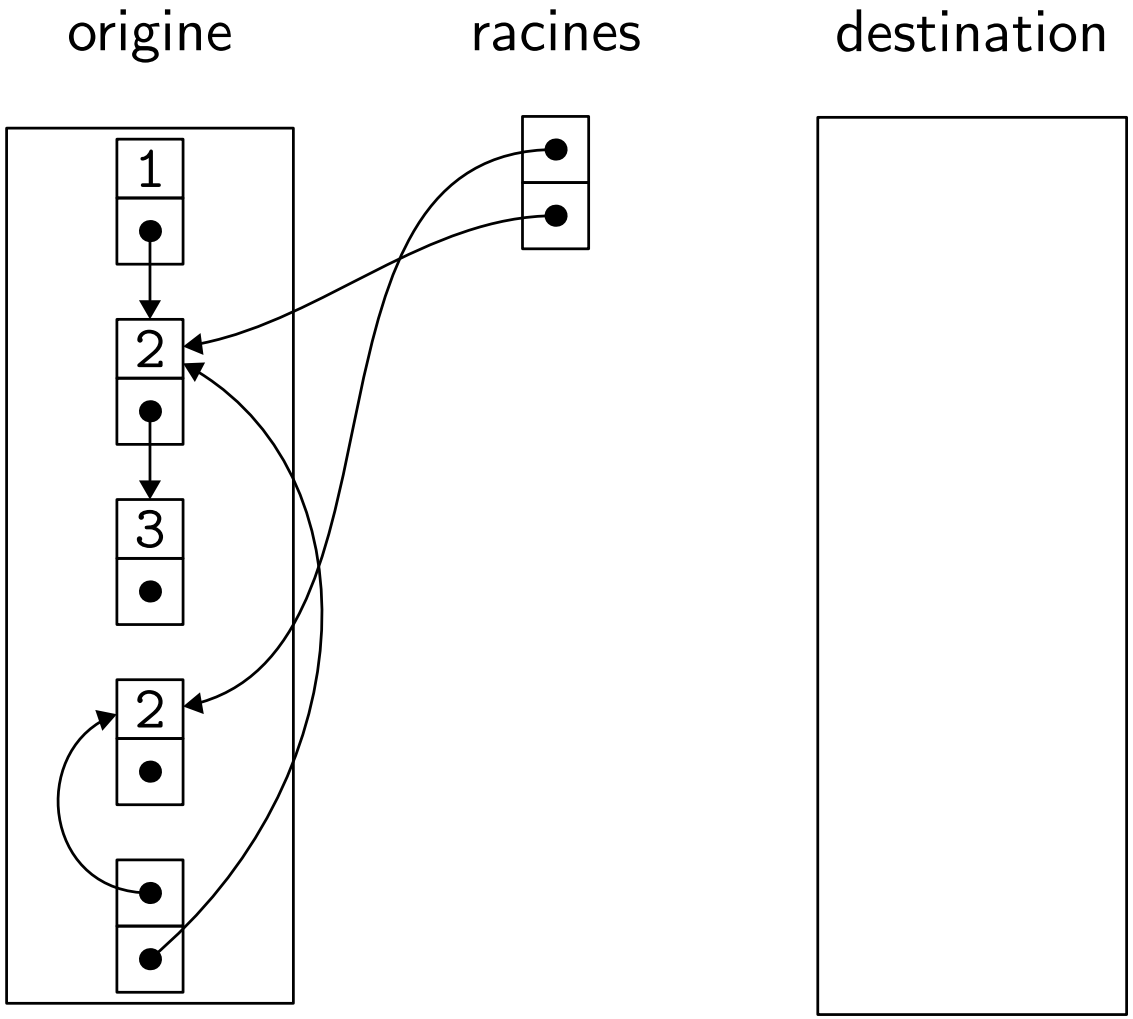
l'idée est de découper le tas en deux moitiés

1. on n'en utilise qu'une seule, dans laquelle on alloue linéairement
2. lorsqu'elle est pleine, on copie tout ce qui est atteignable dans l'autre moitié, et on échange le rôle des deux moitiés

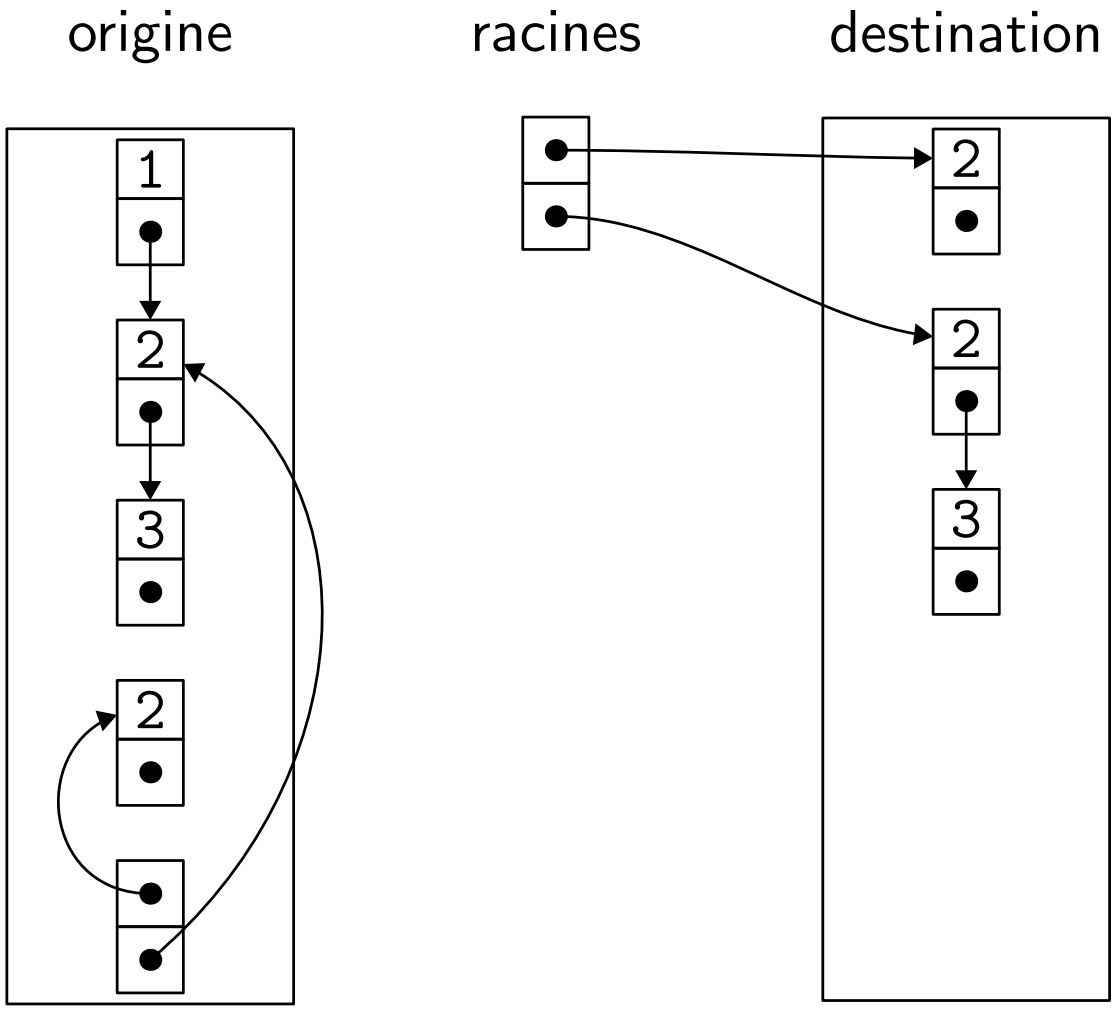
bénéfices immédiats :

- l'allocation est très peu coûteuse (une addition et une comparaison)
- plus de problème de fragmentation

exemple



exemple



algorithme de Cheney (1970)

effectue la copie en utilisant un espace supplémentaire constant

principe : un parcours en largeur qui utilise

- l'espace d'arrivée comme zone de stockage des pointeurs restant à mettre à jour

- et l'espace de départ comme zone de stockage des pointeurs déjà mis à jour : lorsqu'un bloc a été déplacé de la première zone (`origine`) vers la seconde (`destination`) alors on utilise son premier champ pour indiquer où il a été copié

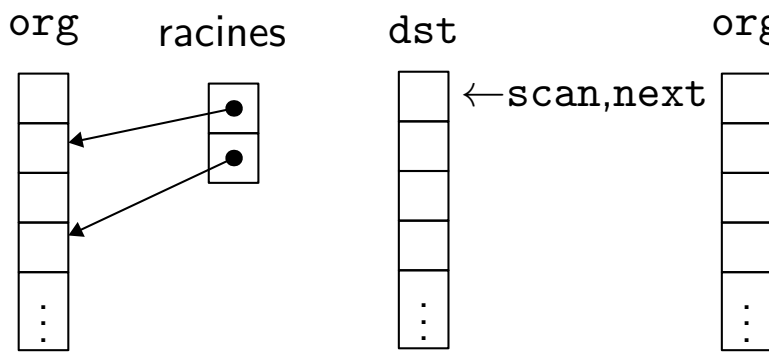
on commence par écrire une fonction qui copie le bloc à l'adresse p, si cela n'a pas encore été fait

`next` désigne le premier emplacement libre dans `destination`

déplace(p) =
  si p pointe dans `origine`
    si $p.f_1$ pointe dans `destination`
      renvoyer $p.f_1$
    sinon
      pour chaque champ f_i de p
        `next`.$f_i \leftarrow p.f_i$
      $p.f_1 \leftarrow$ `next`
      `next` $\leftarrow$ `next` + taille du bloc p
      renvoyer $p.f_1$
  sinon
    renvoyer p

on peut alors réaliser la copie, en commençant par les racines

`scan` $\leftarrow$ `next` $\leftarrow$ début de `destination`
pour chaque racine r
  $r \leftarrow$ déplace(r)
tant que `scan` $<$ `next`
  pour chaque champ f_i de `scan`
    `scan`.$f_i \leftarrow$ déplace(`scan`.f_i)
  `scan` $\leftarrow$ `scan` $+$ taille du bloc `scan`



la zone de `destination` située entre `scan` et `next` représente les blocs dont les champs n'ont pas encore été mis à jour

noter que `scan` avance, mais que `next` aussi !

bien que très élégant, cet algorithme a au moins un défaut : il modifie la localité des données *i.e.* des blocs qui étaient proches avant la copie ne le sont plus nécessairement après

en présence de caches mémoire, la localité est importante

il est possible de modifier l'algorithme de Cheney pour effectuer un mélange de parcours en largeur et de parcours en profondeur

GC à générations

dans de nombreux programmes, la plupart des valeurs ont une durée de vie courte, et celles qui survivent à plusieurs collections sont susceptibles de survivre à beaucoup d'autres collections

d'où l'idée d'organiser le tas en plusieurs **générations**

- G_0 contient les valeurs les plus récentes, et on y fait des collections fréquemment
- G_1 contient des valeurs toutes plus anciennes que celles de G_0, et on y fait des collections moins fréquemment
- etc.

en pratique, il y a quelques difficultés pour identifier les racines de chaque génération, en particulier parce qu'une affectation peut introduire un pointeur de G_1 vers G_0 par exemple

le GC d'OCaml

le GC d'OCaml est un GC à deux générations

- un GC mineur (valeurs jeunes) : *Stop & Copy*
- un GC majeur (valeurs vieilles) : *Mark & Sweep* incrémental

la zone `destination` du GC mineur est la zone du GC majeur

maintenant qu'on connaît les besoins du GC, on peut expliquer la **représentation des données** choisie par OCaml

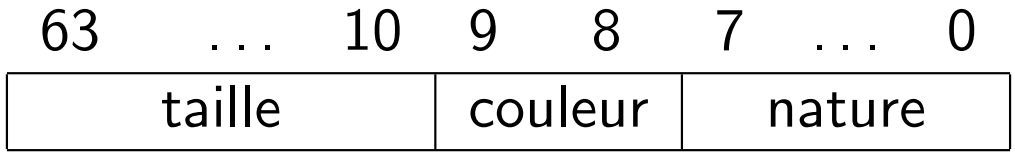
une valeur OCaml est

- soit un entier, représentant alors une valeur de type `int` ou un constructeur constant (`true`, `false`, `[]`, etc.)
- soit un pointeur, qui peut pointer dans ou en dehors du tas

rappel : le mode de passage d'OCaml est **par valeur** (cf cours 5)

un pointeur sur le tas OCaml pointe vers un bloc de $n + 1$ **mots**
(un mot = 8 octets sur une architecture 64 bits)

le premier de ces mots est un **entête** qui contient la taille n du bloc, sa nature et deux bits utilisés par le GC



(attention : c'est un autre entête que celui de `malloc`)

la taille du bloc étant codée sur 54 bits, on a

```
# Sys.max_array_length;;
- : int = 18014398509481983
```

les chaînes de caractères sont en revanche représentées de manière compacte (8 caractères par mot), ce qui donne

```
# Sys.max_string_length;;
- : int = 144115188075855863
```

la nature du bloc est un entier codé sur 8 bits (0..255) ; elle permet de distinguer

- flottant
- chaîne de caractères
- tableau de flottants
- objet
- fermeture
- le cas général d'un bloc structuré : enregistrement, tableau, n-uplet, constructeur ; dans ce dernier cas, l'entier indique de quel constructeur il s'agit

lorsque le GC parcourt un bloc (pour le marquage ou la copie), il doit distinguer entiers et pointeurs

difficulté : le compilateur ne peut pas indiquer au GC quels sont les champs qui sont des pointeurs en présence de polymorphisme

```
let f x = (x, x)
```

```
f 42    (* un bloc contenant deux entiers *)
```

```
f [42]  (* un bloc contenant deux pointeurs *)
```

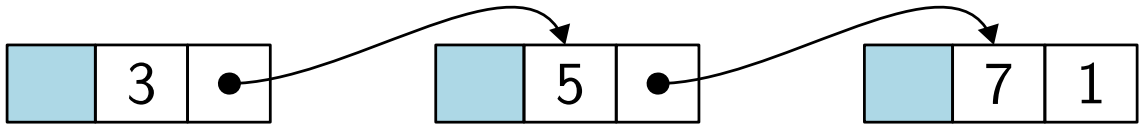
une valeur OCaml est

- soit un pointeur, nécessairement pair pour des raisons d'alignement
- soit un entier impair $2n + 1$, représentant alors la valeur n

le GC teste le bit de poids faible pour déterminer si un champ est un pointeur ou non

conséquence : les entiers d'OCaml sont des entiers **63 bits** signés (mais la bibliothèque fournit un module `Int64`)

la valeur `1 :: 2 :: 3 :: []` est ainsi représentée



l'entier n étant représenté par $2n + 1$, l'arithmétique devient un peu plus compliquée

d'où un usage intensif de l'instruction `lea` par le compilateur OCaml

ainsi, la fonction

```
let f x y = x + y
```

est compilée comme

```
f:
    leaq -1(%rax,%rbx), %rax
    ret
```

une autre solution, pour ne pas gâcher ainsi un bit, consiste à considérer toute valeur qui « ressemble à un pointeur vers le tas » comme telle

c'est

- **correct** *i.e.* les blocs atteignables ne sont pas récupérés
- mais **incomplet** *i.e.* des blocs non atteignables peuvent ne pas être récupérés

on parle alors de **GC conservatif**

un exemple : le GC de Boehm–Demers–Weiser pour C et C++
(voir `https://www.hboehm.info/gc/`)

encore une autre solution

une autre solution encore consiste à allouer toutes les valeurs sur le tas, de manière à n'avoir que des pointeurs

c'est ce que fait Python par exemple

que retenir de ce cours ?

---

comprendre les langages de programmation est essentiel pour

- bien **programmer**
  - avoir un modèle d'exécution précis en tête
  - choisir les bonnes abstractions
- faire de la **recherche** en informatique
  - proposer de nouveaux langages
  - concevoir des outils

en particulier, nous avons expliqué

- ce qu'est la pile
- les différents modes de passage
- ce qu'est un objet
- ce qu'est une clôture

la compilation met en jeu

- de très nombreuses techniques
- en plusieurs passes, souvent orthogonales

la plupart de ces techniques sont réutilisables dans des contextes différents de celui de la production de code machine, par ex.

- linguistique
- démonstration assistée par ordinateur
- requêtes dans une base de données

la compilation, c'est aussi...

beaucoup d'autres choses que nous n'avons pas eu le temps d'explorer

systèmes de modules
sous-expressions communes
transformation de programmes
interprétation abstraite
analyse d'alias
dépliage de boucles
analyse interprocédurale
optimisation à lucarne
pipeline
mémoire cache
programmation logique
compilation à la volée
ordonnancement des instructions
etc.

- TD 9
  - projet
- projet à rendre pour le dimanche 13 mars 18h
  - évalué sur la base de la lecture du rapport et du code
- examen lundi 14 mars 14h–17h
  - notes de cours manuscrites ou reprographiées autorisées
  - archives (2018, 2019, 2021) sur la page du cours