

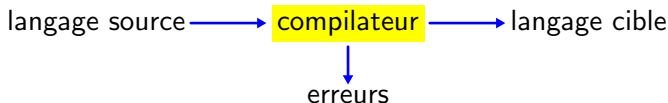
École Normale Supérieure

Langages de programmation et compilation

Jean-Christophe Filliâtre

Cours 2 / 28 septembre 2018

schématiquement, un compilateur est un programme qui traduit un « programme » d'un langage **source** vers un langage **cible**, en signalant d'éventuelles erreurs



compilation vers le langage machine

quand on parle de compilation, on pense typiquement à la traduction d'un langage de haut niveau (C, Java, OCaml, ...) vers le langage machine d'un processeur

```
% gcc -o sum sum.c
```

source `sum.c` → **compilateur C (gcc)** → exécutable `sum`

```
int main(int argc, char **argv) {  
    int i, s = 0;  
    for (i = 0; i <= 100; i++) s += i*i;  
    printf("0*0+...+100*100 = %d\n", s);  
}
```

```
0010011111011111011111111111111100000  
10101111110111111100000000000010100  
1010111111010010000000000000100000  
1010111111010010100000000000100100  
101011111101000000000000000011000  
101011111101000000000000000011100  
100011111101011100000000000011100  
...
```

dans ce cours, nous allons effectivement nous intéresser à la compilation vers de **l'assembleur**, mais ce n'est qu'un aspect de la compilation

un certain nombre de techniques mises en œuvre dans la compilation ne sont pas liées à la production de code assembleur

certains langages sont d'ailleurs

- interprétés (BASIC, COBOL, Ruby, Python, etc.)
- compilés dans un langage intermédiaire qui est ensuite interprété (Java, OCaml, Scala, etc.)
- compilés vers un autre langage de haut niveau
- compilés à la volée

différence entre compilateur et interprète

un **compilateur** traduit un programme P en un programme Q tel que pour toute entrée x , la sortie de $Q(x)$ soit la même que celle de $P(x)$

$$\forall P \exists Q \forall x \dots$$

un **interprète** est un programme qui, étant donné un programme P et une entrée x , calcule la sortie s de $P(x)$

$$\forall P \forall x \exists s \dots$$

dit autrement,

le compilateur fait un travail complexe **une seule fois**, pour produire un code fonctionnant pour n'importe quelle entrée

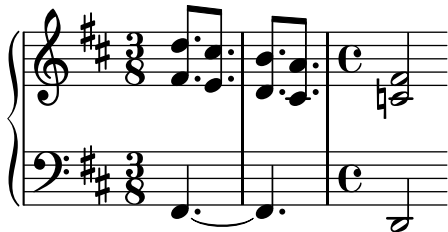
l'interprète effectue un travail plus simple, mais le refait sur chaque entrée

autre différence : le code compilé est généralement bien plus efficace que le code interprété

exemple de compilation et d'interprétation

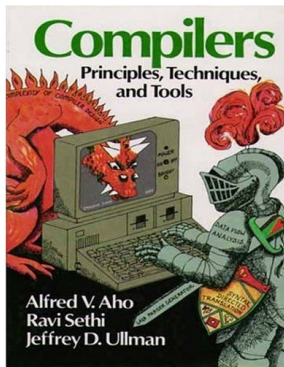
source → **lilypond** → fichier PDF → **evince** → image

```
\new PianoStaff <<  
  \new Staff { \clef "treble" \key d \major \time 3/8  
    <<d8. fis,8.>> <<cis'8. e,8.>> | ... }  
  \new Staff { \clef "bass" \key d \major  
    fis,,4. ~ | fis4. | \time 4/4 d2 }  
>>
```



à quoi juge-t-on la qualité d'un compilateur ?

- à sa correction
- à l'efficacité du code qu'il produit
- à sa propre efficacité

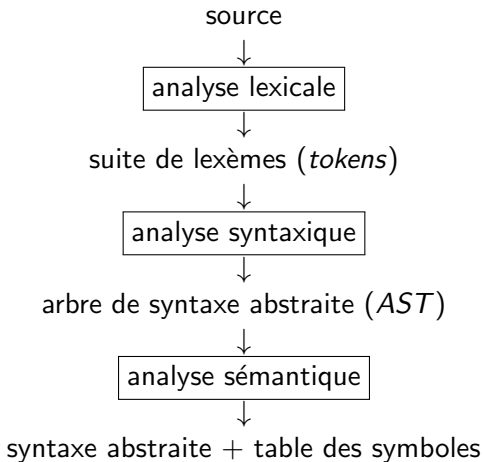


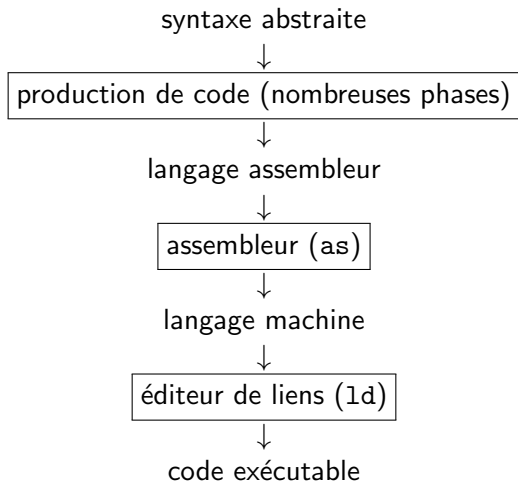
"Optimizing compilers are so difficult to get right that we dare say that no optimizing compiler is completely error-free! Thus, the most important objective in writing a compiler is that it is correct."

(Dragon Book, 2006)

typiquement, le travail d'un compilateur se compose

- d'une phase d'**analyse**
 - reconnaît le programme à traduire et sa signification
 - signale les erreurs et peut donc échouer (erreurs de syntaxe, de portée, de typage, etc.)
- puis d'une phase de **synthèse**
 - production du langage cible
 - utilise de nombreux langages intermédiaires
 - n'échoue pas

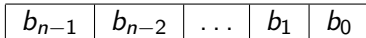




aujourd'hui

assembleur

un entier est représenté par n bits,
conventionnellement numérotés de droite à gauche



typiquement, n vaut 8, 16, 32, ou 64

les bits b_{n-1} , b_{n-2} , etc. sont dits de **poids fort**
les bits b_0 , b_1 , etc. sont dits de **poids faible**

$$\text{bits} = b_{n-1}b_{n-2} \dots b_1b_0$$

$$\text{valeur} = \sum_{i=0}^{n-1} b_i 2^i$$

bits	valeur
000...000	0
000...001	1
000...010	2
⋮	⋮
111...110	$2^n - 2$
111...111	$2^n - 1$

exemple : $00101010_2 = 42$

le bit de poids fort b_{n-1} est le **bit de signe**

$$\text{bits} = b_{n-1}b_{n-2} \dots b_1b_0$$

$$\text{valeur} = -b_{n-1}2^{n-1} + \sum_{i=0}^{n-2} b_i2^i$$

exemple :

$$\begin{aligned} 11010110_2 &= -128 + 86 \\ &= -42 \end{aligned}$$

bits	valeur
100...000	-2^{n-1}
100...001	$-2^{n-1} + 1$
⋮	⋮
111...110	-2
111...111	-1
000...000	0
000...001	1
000...010	2
⋮	⋮
011...110	$2^{n-1} - 2$
011...111	$2^{n-1} - 1$

selon le contexte, on interprète ou non le bit b_{n-1} comme un bit de signe

exemple :

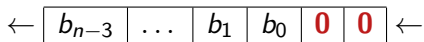
- $11010110_2 = -42$ (8 bits signés)
- $11010110_2 = 214$ (8 bits non signés)

la machine fournit des opérations

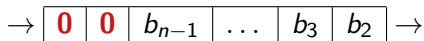
- opérations logiques, encore appelées bit à bit (AND, OR, XOR, NOT)
- de décalage
- arithmétiques (addition, soustraction, multiplication, etc.)

opération		exemple
négation	x	00101001
	NOT x	<u>11010110</u>
ET	x	00101001
	y	01101100
	x AND y	<u>00101000</u>
OU	x	00101001
	y	01101100
	x OR y	<u>01101101</u>
OU exclusif	x	00101001
	y	01101100
	x XOR y	<u>01000101</u>

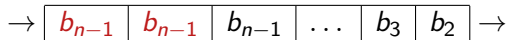
- décalage logique à gauche (insère des 0 de poids faible)



- décalage logique à droite (insère des 0 de poids fort)

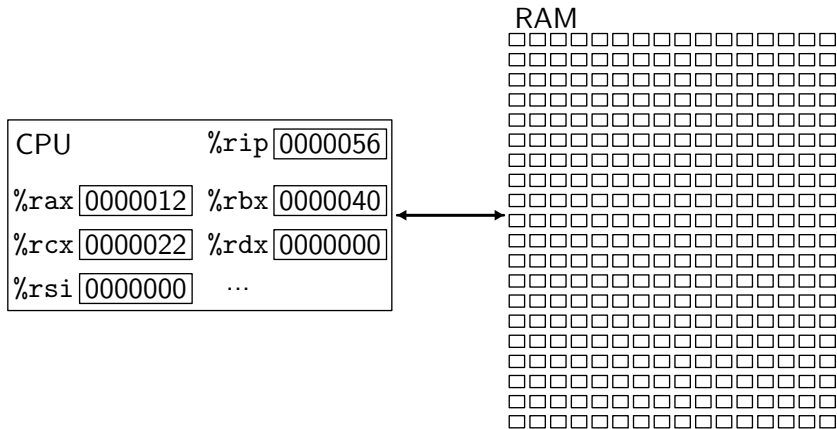


- décalage arithmétique à droite (réplique le bit de signe)



très schématiquement, un ordinateur est composé

- d'une unité de calcul (CPU), contenant
 - un petit nombre de registres entiers ou flottants
 - des capacités de calcul
- d'une mémoire vive (RAM)
 - composée d'un très grand nombre d'octets (8 bits)
par exemple, 1 Go = 2^{30} octets = 2^{33} bits, soit $2^{2^{33}}$ états possibles
 - contient des données et des instructions



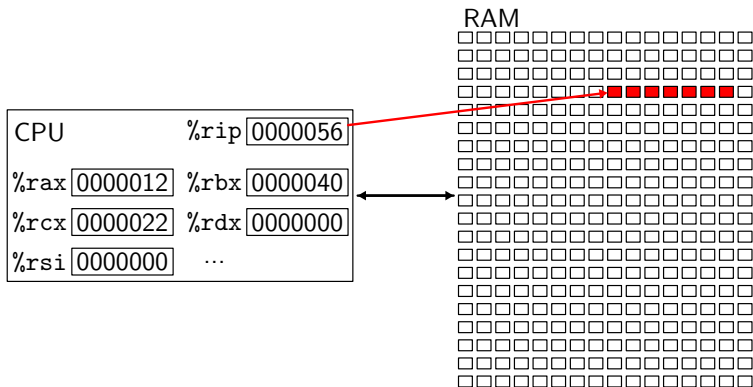
l'accès à la mémoire coûte cher (à un milliard d'instructions par seconde, la lumière ne parcourt que 30 centimètres entre deux instructions !)

la réalité est bien plus complexe

- plusieurs (co)processeurs, dont certains dédiés aux flottants
- une ou plusieurs mémoires cache
- une virtualisation de la mémoire (MMU)
- etc.

schématiquement, l'exécution d'un programme se déroule ainsi

- un registre (`%rip`) contient l'adresse de l'instruction à exécuter
- on lit un ou plusieurs octets à cette adresse (*fetch*)
- on interprète ces bits comme une instruction (*decode*)
- on exécute l'instruction (*execute*)
- on modifie le registre `%rip` pour passer à l'instruction suivante (typiquement celle se trouvant juste après, sauf en cas de saut)



là encore la réalité est bien plus complexe

- pipelines
 - plusieurs instructions sont exécutées en parallèle
- prédiction de branchement
 - pour optimiser le pipeline, on tente de prédire les sauts conditionnels

deux grandes familles de microprocesseurs

- CISC (*Complex Instruction Set*)
 - beaucoup d'instructions
 - beaucoup de modes d'adressage
 - beaucoup d'instructions lisent / écrivent en mémoire
 - peu de registres
 - exemples : VAX, PDP-11, Motorola 68xxx, AMD/Intel x86
- RISC (*Reduced Instruction Set*)
 - peu d'instructions, régulières
 - très peu d'instructions lisent / écrivent en mémoire
 - beaucoup de registres, uniformes
 - exemples : Alpha, Sparc, MIPS, ARM

on choisit **x86-64** pour ce cours (les TD et le projet)

l'architecture x86-64

x86 une famille d'architectures compatibles

1974 Intel 8080 (8 bits)

1978 Intel 8086 (16 bits)

1985 Intel 80386 (32 bits)

x86-64 une extension 64-bits

2000 introduite par AMD

2004 adoptée par Intel

- 64 bits
 - opérations arithmétiques, logique et de transfert sur 64 bits
- 16 registres
 - `%rax, %rbx, %rcx, %rdx, %rbp, %rsp, %rsi, %rdi, %r8, %r9, %r10, %r11, %r12, %r13, %r14, %r15`
- adressage de la mémoire sur 48 bits au moins (≥ 256 To)
- nombreux modes d'adressage

on ne programme pas en langage machine mais en assembleur

l'assembleur fourni un certain nombre de facilités :

- étiquettes symboliques
- allocation de données globales

le langage assembleur est transformé en langage machine par un programme appelé également **assembleur** (c'est un compilateur)

on utilise ici Linux et des outils GNU

en particulier, on utilise l'assembleur GNU, avec la **syntaxe AT&T**

sous d'autres systèmes, les outils peuvent être différents

en particulier, l'assembleur peut utiliser la **syntaxe Intel**, différente

```
.text                # des instructions suivent
.globl main          # rend main visible pour ld
main:
movq    $message, %rdi # argument de puts
call    puts
movq    $0, %rax      # code de retour 0
ret

.data                # des données suivent
message:
.string "Hello, world!" # terminée par 0
```


assemblage

```
> as hello.s -o hello.o
```

édition de liens (gcc appelle ld)

```
> gcc hello.o -o hello
```

exécution

```
> ./hello  
Hello, world!
```

on peut **désassembler** avec l'outil objdump

```
> objdump -d hello.o
0000000000000000 <main>:
   0: 48 c7 c7 00 00 00 00  mov    $0x0,%rdi
   7: e8 00 00 00 00      callq  c <main+0xc>
  c: 48 c7 c0 00 00 00 00  mov    $0x0,%rax
 13: c3                  retq
```

on note

- que les adresses de la chaîne et de puts ne sont pas encore connues
- que le programme commence à l'adresse 0

on peut aussi désassembler l'exécutable

```
> objdump -d hello
0000000000400526 <main>:
 400526: 48 c7 c7 38 10 60 00  mov    $0x601038,%rdi
 40052d: e8 ce fe ff ff      callq  400400 <puts@plt>
 400532: 48 c7 c0 00 00 00 00  mov    $0x0,%rax
 400539: c3                  retq
```

on observe maintenant

- une adresse effective pour la chaîne (\$0x601038)
- une adresse effective pour la fonction puts (\$0x400400)
- que le programme commence à l'adresse \$0x400526

on observe aussi que les octets de l'entier 0x00601038 sont rangés en mémoire dans l'ordre 38, 10, 60, 00

on dit que la machine est **petit-boutiste** (en anglais **little-endian**)

d'autres architectures sont au contraire **gros-boutistes** (**big-endian**) ou encore **biboutistes** (**bi-endian**)

(référence : *Les voyages de Gulliver* de Jonathan Swift)

une exécution pas à pas est possible avec gdb (*the GNU debugger*)

```
> gcc -g hello.s -o hello
> gdb hello
GNU gdb (GDB) 7.1-ubuntu
...
(gdb) break main
Breakpoint 1 at 0x400526: file hello.s, line 4.
(gdb) run
Starting program: ../hello

Breakpoint 1, main () at hello.s:4
4 movq $message, %rdi
(gdb) step
5 call puts
(gdb) info registers
...
```

on peut aussi utiliser Nemiver (installé en salles infos)

```
> nemiver hello
```

The screenshot shows the Nemiver debugger interface. The title bar indicates the path to the executable: `hw (path="/home/jean-christophe/enseignement-jcf/ens/compil/cours/hw", pid=23505) - Nemiver`. The menu bar includes `File Edit View Debug Help`. Below the menu are buttons for `Continue`, `Restart`, and `Stop`. The main window is split into two panes. The left pane shows assembly code for `hw.s` with line numbers 1 through 11. The right pane shows the state of registers, with columns for `ID`, `Name`, and `Value`.

```
1      .text
2      .globl main
3      main:
4      movq    $message, %rdi
5      call   puts
6      movq    $0, %rax
7      ret
8      .data
9      message:
10     .string "Hello, world!"
11
```

ID	Name	Value
0	rax	0xe
1	rbx	0x0
2	rcx	0x7ffff7b01040
3	rdx	0x7ffff7dd5ab0
4	rsi	0x7ffff7ff8000
5	rdi	0xffffffff
6	rbp	0x0
7	rsp	0x7ffffffffffe298
8	r8	0xffffffff
9	r9	0x0
10	r10	0x22
11	r11	0x246
12	r12	0x400410
13	r13	0x7ffffffffffe370
14	r14	0x0
15	r15	0x0

Line: 6, Column: 1

jeu d'instructions

63	31	15	8	7	0
%rax	%eax	%ax	%ah	%al	
%rbx	%ebx	%bx	%bh	%bl	
%rcx	%ecx	%cx	%ch	%cl	
%rdx	%edx	%dx	%dh	%dl	
%rsi	%esi	%si		%sil	
%rdi	%edi	%di		%dil	
%rbp	%ebp	%bp		%bpl	
%rsp	%esp	%sp		%spl	

63	31	15	8	7	0
%r8	%r8d	%r8w		%r8b	
%r9	%r9d	%r9w		%r9b	
%r10	%r10d	%r10w		%r10b	
%r11	%r11d	%r11w		%r11b	
%r12	%r12d	%r12w		%r12b	
%r13	%r13d	%r13w		%r13b	
%r14	%r14d	%r14w		%r14b	
%r15	%r15d	%r15w		%r15b	

- chargement d'une constante dans un registre

```
movq    $0x2a, %rax    # rax <- 42
movq    $-12, %rdi
```

- chargement de l'adresse d'une étiquette dans un registre

```
movq    $label, %rdi
```

- copie d'un registre dans un autre

```
movq    %rax, %rbx    # rbx <- rax
```

- addition de deux registres

```
addq    %rax, %rbx    # rbx <- rbx + rax
```

(de même, subq, imulq)

- addition d'un registre et d'une constante

```
addq    $2, %rcx     # rcx <- rcx + 2
```

- cas particulier

```
incq    %rbx         # rbx <- rbx+1
```

(de même, decq)

- négation

```
negq    %rbx         # rbx <- -rbx
```

- non logique

```
notq    %rax                # rax <- not(rax)
```

- et, ou, ou exclusif

```
orq     %rbx, %rcx         # rcx <- or(rcx, rbx)  
andq    $0xff, %rcx        # efface les bits >= 8  
xorq    %rax, %rax         # met à zéro
```

- décalage à gauche (insertion de zéros)

```
salq    $3, %rax    # 3 fois
salq    %cl, %rbx   # cl fois
```

- décalage à droite arithmétique (copie du bit de signe)

```
sarq    $2, %rcx
```

- décalage à droite logique (insertion de zéros)

```
shrq    $4, %rdx
```

- rotation

```
rolq    $2, %rdi
rorq    $3, %rsi
```

le suffixe **q** dans les instructions précédentes signifie une opération sur 64 bits (*quad words*)

d'autres suffixes sont acceptés

suffixe	#octets	
b	1	(<i>byte</i>)
w	2	(<i>word</i>)
l	4	(<i>long</i>)
q	8	(<i>quad</i>)

```
movb    $42, %ah
```

quand les tailles des deux opérandes diffèrent,
il peut être nécessaire de préciser le mode d'**extension**

```
movzbq %al, %rdi    # avec extension de zéros  
movswl %al, %rdi    # avec extension de signe
```

une opérande entre parenthèses désigne un **adressage indirect**
i.e. l'emplacement mémoire à cette adresse

```
movq    $42, (%rax)    # mem[rax] <- 42
incq    (%rbx)         # mem[rbx] <- mem[rbx] + 1
```

note : l'adresse peut être une étiquette

```
movq    %rbx, (x)
```

la plupart des opérations n'acceptent pas plusieurs opérandes indirectes

```
addq    (%rax), (%rbx)
```

```
Error: too many memory references for 'add'
```

il faut donc passer par des registres

```
movq    (%rax), %rcx  
addq    %rcx, (%rbx)
```


plus généralement, une opérande

$$A(B, I, S)$$

désigne l'adresse $A + B + I \times S$ où

- A est une constante sur 32 bits signés
- I vaut 0 si omis
- $S \in \{1, 2, 4, 8\}$ (vaut 1 si omis)

```
movq    -8(%rax,%rdi,4), %rbx # rbx <- mem[-8+rax+4*rdi]
```

l'opération `leaq` calcule l'adresse effective correspondant à l'opérande

$$A(B, I, S)$$

```
leaq    -8(%rax,%rdi,4), %rbx    # rbx <- -8+rax+4*rdi
```

note : on peut s'en servir pour faire seulement de l'arithmétique

la plupart des opérations positionnent des **drapeaux** (*flags*) du processeur selon leur résultat

drapeau	signification
ZF	le résultat est 0
CF	une retenue au delà du bit de poids fort
SF	le résultat est négatif
OF	débordement de capacité (arith. signée)
etc.	

(exception notable : [lea](#))

trois instructions permettent de tester les drapeaux

- saut conditionnel (`jcc`)

```
jne label
```

- positionne à 1 (vrai) ou 0 (faux) (`setcc`)

```
setge %bl
```

- mov conditionnel (`cmovcc`)

```
cmovl %rax, %rbx
```

suffixe	signification
e z	= 0
ne nz	≠ 0
s	< 0
ns	≥ 0
g	> signé
ge	≥ signé
l	< signé
le	≤ signé
a	> non signé
ae	≥ non signé
b	< non signé
be	≤ non signé

on peut positionner les drapeaux sans écrire le résultat quelque part,
pour la soustraction et le ET logique

```
cmpq    %rbx, %rax    # drapeaux de rax - rbx
```

(attention au sens !)

```
testq   %rbx, %rax    # drapeaux de and(rax, rbx)
```

- à une étiquette

```
jmp    label
```

- à une adresse calculée

```
jmp    *%rax
```

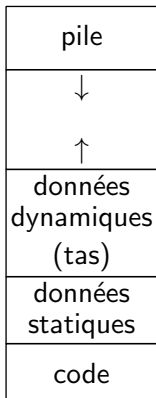
c'est de traduire un programme d'un langage de haut niveau vers ce jeu d'instructions

en particulier, il faut

- traduire les structures de contrôle (tests, boucles, exceptions, etc.)
- traduire les appels de fonctions
- traduire les structures de données complexes (tableaux, enregistrements, objets, clôtures, etc.)
- allouer de la mémoire dynamiquement

- constat** : les appels de fonctions peuvent être arbitrairement imbriqués
- ⇒ les registres peuvent ne pas suffire pour toutes les variables
 - ⇒ il faut allouer de la mémoire pour cela

les fonctions procèdent selon un mode *last-in first-out*, c'est-à-dire de **pile**



la **pile** est stockée tout en haut, et croît dans le sens des adresses décroissantes ; `%rsp` pointe sur le sommet de la pile

les données dynamiques (survivant aux appels de fonctions) sont allouées sur le **tas** (éventuellement par un GC), en bas de la zone de données, juste au dessus des données statiques

ainsi, on ne se marche pas sur les pieds

(note : chaque programme a l'illusion d'avoir toute la mémoire pour lui tout seul ; c'est l'OS qui crée cette illusion)

- on empile avec `pushq`

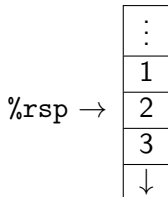
```
pushq    $42
pushq    %rax
```

- on dépile avec `popq`

```
popq    %rdi
popq    (%rbx)
```

exemple :

```
pushq    $1
pushq    $2
pushq    $3
popq     %rax
```



lorsqu'une fonction f (l'appelant ou *caller*)
souhaite appeler une fonction g (l'appelé ou *callee*),
on ne peut pas se contenter de faire

```
jmp g
```

car il faudra revenir dans le code de f quand g aura terminé

la solution consiste à se servir de la pile

deux instructions sont là pour ça

l'instruction

```
call    g
```

1. empile l'adresse de l'instruction située juste après le `call`
2. transfère le contrôle à l'adresse `g`

et l'instruction

```
ret
```

1. dépile une adresse
2. y transfère le contrôle

problème : tout registre utilisé par g sera perdu pour f

il existe de multiples manières de s'en sortir,
mais on s'accorde en général sur des **conventions d'appel**

- jusqu'à six arguments sont passés dans les registres `%rdi`, `%rsi`, `%rdx`, `%rcx`, `%r8`, `%r9`
- les autres sont passés sur la pile, le cas échéant
- la valeur de retour est passée dans `%rax`

- les registres `%rbx`, `%rbp`, `%r12`, `%r13`, `%r14` et `%r15` sont **callee-saved** i.e. l'appelé doit les sauvegarder ; on y met donc des données de durée de vie longue, ayant besoin de survivre aux appels
- les autres registres sont **caller-saved** i.e. l'appelant doit les sauvegarder si besoin ; on y met donc typiquement des données qui n'ont pas besoin de survivre aux appels

- `%rsp` est le pointeur de pile, `%rbp` le pointeur de *frame*

il y a quatre temps dans un appel de fonction

1. pour l'appelant, juste avant l'appel
2. pour l'appelé, au début de l'appel
3. pour l'appelé, à la fin de l'appel
4. pour l'appelant, juste après l'appel

s'organisent autour d'un segment situé au sommet de la pile appelé le **tableau d'activation** (en anglais **stack frame**) situé entre `%rsp` et `%rbp`

1. passe les arguments dans `%rdi, ..., %r9`, les autres sur la pile s'il y en a plus de 6
2. sauvegarde les registres *caller-saved* qu'il compte utiliser après l'appel (dans son propre tableau d'activation)
3. exécute

```
call appelé
```


l'appelé, au début de l'appel

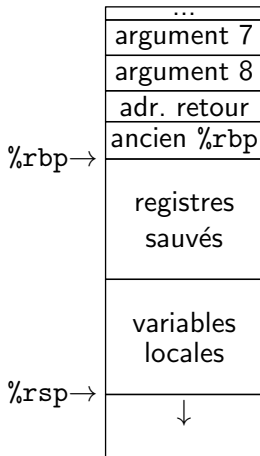
1. sauvegarde `%rbp` puis le positionne, par exemple

```
pushq    %rbp
movq     %rsp, %rbp
```

2. alloue son tableau d'activation, par exemple

```
subq     $48, %rsp
```

3. sauvegarde les registres *callee-saved* dont il aura besoin



`%rbp` permet d'atteindre facilement les arguments et variables locales, avec un décalage fixe quel que soit l'état de la pile

1. place le résultat dans `%rax`
2. restaure les registres sauvegardés
3. dépile son tableau d'activation et restaure `%rbp` avec

```
leave
```

qui équivaut à

```
movq    %rbp, %rsp  
popq   %rbp
```

4. exécute

```
ret
```

1. dépile les éventuels arguments 7, 8, ...
2. restaure les registres *caller-saved*, si besoin

exercice : programmer la fonction suivante

```
isqrt( $n$ )  $\equiv$   
   $c \leftarrow 0$   
   $s \leftarrow 1$   
  while  $s \leq n$   
     $c \leftarrow c + 1$   
     $s \leftarrow s + 2c + 1$   
  return  $c$ 
```

afficher la valeur de `isqrt(17)`

exercice : programmer la fonction factorielle

- avec une boucle
- avec une fonction récursive

- une machine fournit
 - un jeu limité d'instructions, très primitives
 - des registres efficaces, un accès coûteux à la mémoire
- la mémoire est découpée en
 - code / données statiques / tas (données dynamiques) / pile
- les appels de fonctions s'articulent autour
 - d'une notion de tableau d'activation
 - de conventions d'appel

```
t(a,b,c){int d=0,e=a&~b&~c,f=1;if(a)
for(f=0;d=(e-=d)&-e;f+=t(a-d,(b+d)*2,
(c+d)/2));return f;}main(q){scanf("%d",
&q);printf("%d\n",t(~(~0<<q),0,0));}
```

```
int t(int a, int b, int c) {
    int d=0, e=a&~b&~c, f=1;
    if (a)
        for (f=0; d=(e-=d)&-e; f+=t(a-d, (b+d)*2, (c+d)/2));
    return f;
}
```

```
int main() {
    int q;
    scanf("%d", &q);
    printf("%d\n", t(~(~0<<q), 0, 0));
}
```



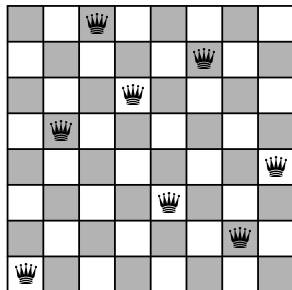
```

int t(int a, int b, int c) {
    int f=1;
    if (a) {
        int d, e=a&~b&~c;
        f = 0;
        while (d=e&-e) {
            f += t(a-d, (b+d)*2, (c+d)/2);
            e -= d;
        }
    }
    return f;
}

int main() {
    int q;
    scanf("%d", &q);
    printf("%d\n", t(~(~0<<q), 0, 0));
}

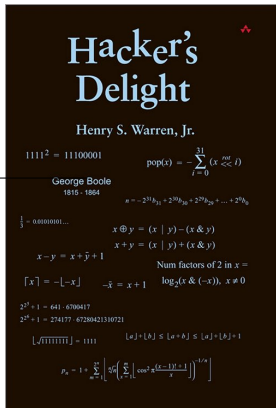
```

ce programme calcule
le nombre de solutions
du problème dit
des n reines



- recherche par force brute (*backtracking*)
- entiers utilisés comme des ensembles :
par ex. $13 = 0 \dots 01101_2 = \{0, 2, 3\}$

entiers	ensembles
0	\emptyset
a&b	$a \cap b$
a+b	$a \cup b$, quand $a \cap b = \emptyset$
a-b	$a \setminus b$, quand $b \subseteq a$
~a	$\complement a$
a&-a	$\{ \min(a) \}$, quand $a \neq \emptyset$
~(~0<<n)	$\{0, 1, \dots, n-1\}$
a*2	$\{i+1 \mid i \in a\}$, noté $S(a)$
a/2	$\{i-1 \mid i \in a \wedge i \neq 0\}$, noté $P(a)$



en complément à deux : $-a = \sim a + 1$

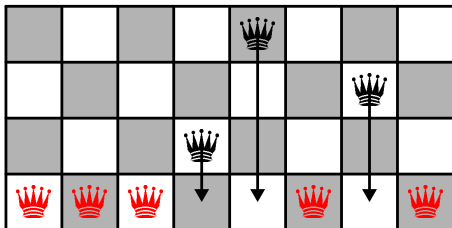
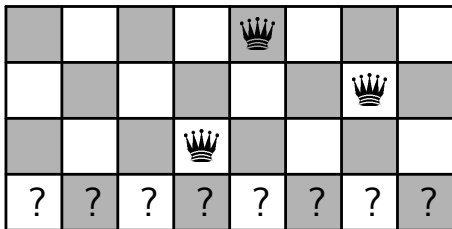
$$\begin{aligned} a &= b_{n-1}b_{n-2} \dots b_k 10 \dots 0 \\ \sim a &= \overline{b_{n-1}b_{n-2} \dots b_k} 01 \dots 1 \\ -a &= \overline{b_{n-1}b_{n-2} \dots b_k} 10 \dots 0 \\ a \& -a &= 0 \quad 0 \dots 010 \dots 0 \end{aligned}$$

exemple :

$$\begin{aligned} a &= 00001100 = 12 \\ -a &= 11110100 = -128 + 116 \\ a \& -a &= 00000100 \end{aligned}$$

```
int  $t(a, b, c)$   
   $f \leftarrow 1$   
  if  $a \neq \emptyset$   
     $e \leftarrow (a \setminus b) \setminus c$   
     $f \leftarrow 0$   
    while  $e \neq \emptyset$   
       $d \leftarrow \min(e)$   
       $f \leftarrow f + t(a \setminus \{d\}, S(b \cup \{d\}), P(c \cup \{d\}))$   
       $e \leftarrow e \setminus \{d\}$   
  return  $f$ 
```

```
int  $queens(n)$   
  return  $t(\{0, 1, \dots, n - 1\}, \emptyset, \emptyset)$ 
```



intérêt de ce programme pour la compilation

```
int t(int a, int b, int c) {
    int f=1;
    if (a) {
        int d, e=a&~b&~c;
        f = 0;
        while (d=e&-e) {
            f += t(a-d, (b+d)*2, (c+d)/2);
            e -= d;
        }
    }
    return f;
}

int main() {
    int q;
    scanf("%d", &q);
    printf("%d\n", t(~(~0<<q), 0, 0));
}
```

court, mais contient

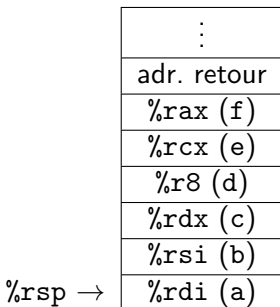
- un test (**if**)
- une boucle (**while**)
- une fonction récursive
- quelques calculs

c'est aussi une
excellente solution
au problème des n reines

commençons par la fonction récursive t ; il faut

- allouer les registres
- compiler
 - le test
 - la boucle
 - l'appel récursif
 - les différents calculs

- a, b et c sont passés dans %rdi, %rsi et %rdx
- le résultat est renvoyé dans %rax
- les variables locales d, e et f seront stockées dans %r8, %rcx et %rax
- en cas d'appel récursif, a, b, c, d, e et f auront besoin d'être sauvegardés, car ils sont tous utilisés après l'appel \Rightarrow sauvés sur la pile



création/destruction du tableau d'activation

```
t:
    subq    $48, %rsp
    ...
    addq    $48, %rsp
    ret
```

```
int t(int a, int b, int c) {
    int f=1;
    if (a) {
        ...
    }
    return f;
}
```

```

movq    $1, %rax
testq   %rdi, %rdi
jz      t_return
...
t_return:
addq    $48, %rsp
ret
```

```

if (a) {
    int d, e=a&~b&~c;
    f = 0;
    while ...
}

```

```

xorq  %rax, %rax  # f <- 0
movq  %rdi, %rcx  # e <- a & ~b & ~c
movq  %rsi, %r9
notq  %r9
andq  %r9, %rcx
movq  %rdx, %r9
notq  %r9
andq  %r9, %rcx

```

noter l'utilisation d'un registre temporaire %r9 (non sauvegardé)

```
while (expr) {  
    body  
}
```

```
...  
L1: ...  
    calcul de expr dans %rcx  
...  
testq %rcx, %rcx  
jz    L2  
...  
    body  
...  
jmp   L1  
L2: ...
```

il existe cependant une meilleure solution

```
while (expr) {  
    body  
}
```

```
...  
    jmp      L2  
L1:  ...  
        body  
    ...  
L2:  ...  
        expr  
    ...  
    testq   %rcx, %rcx  
    jnz    %rcx, L1
```

ainsi on fait un seul branchement par tour de boucle
(mis à part la toute première fois)

```
while (d=e&-e) {
    ...
}
```

```

        jmp      loop_test
loop_body:
    ...
loop_test:
    movq    %rcx, %r8
    movq    %rcx, %r9
    negq    %r9
    andq    %r9, %r8
    testq   %r8, %r8  # inutile
    jnz     loop_body
t_return:
    ...

```

compilation de la boucle (suite)

```
while (...) {  
    f += t(a-d,  
          (b+d)*2,  
          (c+d)/2);  
    e -= d;  
}
```

loop_body:

```
movq    %rdi, 0(%rsp) # a  
movq    %rsi, 8(%rsp) # b  
movq    %rdx, 16(%rsp) # c  
movq    %r8, 24(%rsp) # d  
movq    %rcx, 32(%rsp) # e  
movq    %rax, 40(%rsp) # f  
subq    %r8, %rdi  
addq    %r8, %rsi  
salq    $1, %rsi  
addq    %r8, %rdx  
shrq    $1, %rdx  
call    t  
addq    40(%rsp), %rax # f  
movq    32(%rsp), %rcx # e  
subq    24(%rsp), %rcx # -= d  
movq    16(%rsp), %rdx # c  
movq    8(%rsp), %rsi # b  
movq    0(%rsp), %rdi # a
```

```
int main() {  
    int q;  
    scanf("%d", &q);  
    ...  
}
```

```
main:  
    movq    $input, %rdi  
    movq    $q, %rsi  
    xorq    %rax, %rax  
    call   scanf  
    movq    (q), %rcx  
    ...  
    .data  
input:  
    .string "%d"  
q:  
    .quad   0
```



```

int main() {
    ...
    printf("%d\n",
           t(~(~0<<q),
            0,
            0));
}

```

```
main:
```

```

...
xorq   %rdi, %rdi
notq   %rdi
salq   %cl, %rdi
notq   %rdi
xorq   %rsi, %rsi
xorq   %rdx, %rdx
call   t
movq   $msg, %rdi
movq   %rax, %rsi
xorq   %rax, %rax
call   printf
xorq   %rax, %rax
ret

```

ce code n'est pas optimal

(par exemple, on crée inutilement un tableau d'activation quand $a = 0$)

mais il est meilleur que celui produit par `gcc -O2` ou `clang -O2`

une différence fondamentale, cependant : on a écrit un code assembleur spécifique à ce programme, à la main, pas un compilateur !

- produire du code assembleur efficace n'est pas chose aisée (observer le code produit avec `gcc -S -fverbose-asm` ou encore `ocamlpt -S`)
- maintenant il va falloir automatiser tout ce processus

lire

- *Computer Systems : A Programmer's Perspective*
(R. E. Bryant, D. R. O'Hallaron)
- son supplément PDF *x86-64 Machine-Level Programming*

- TD 2
 - petits exercices d'assembleur
 - génération de code pour un mini-langage d'expressions arithmétiques
- prochain cours
 - syntaxe abstraite
 - sémantique
 - interprète