

1 Récursion

1.1 Factorielle

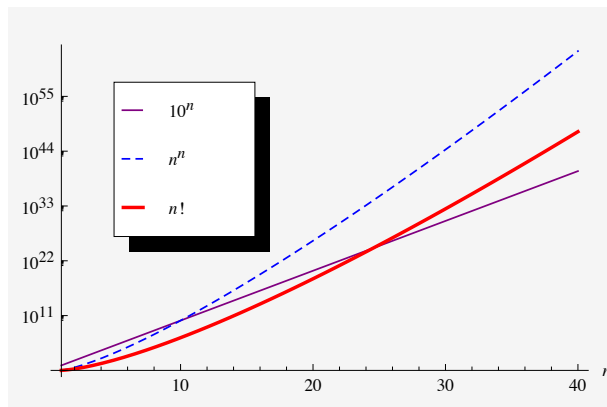
Définition de la factorielle : $0! = 1$ et $n! = 1 \times 2 \times 3 \times \dots \times n = \prod_{k=1}^n k$. pour $n > 0$.

W(fr)

Définition 1.1. On définit la factorielle $n!$ d'un nombre naturel $n \in \{0, 1, 2, 3, \dots\}$ par

$$n! = \begin{cases} 1 & \{n = 0\} \\ n \cdot (n-1)! & \{n > 0\} \end{cases}$$

1.2 Croissance de la factorielle et la formule de Stirling



La factorielle croît très rapidement — c'est une fonction **superexponentielle** : pour tout $c > 1$ fixe, il existe un $n_0(c)$ t.q.

$$c^n < n! \quad \left\{ n = n_0(c), n_0(c) + 1, \dots \right\} \quad (1.1)$$

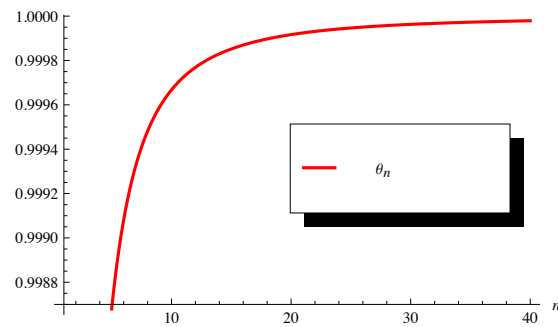
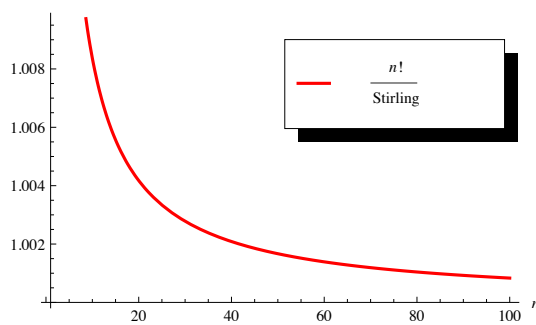
Par exemple, avec $c = 10$, $n_0(c) = 25$ suffit : $25! = 15511210043330985984000000 > 10^{25}$.

W(fr)

Théorème 1.1 (Formule de Stirling). Pour tout $n = 1, 2, \dots$ il existe $0 < \theta_n < 1$ t.q.

$$n! = \underbrace{\sqrt{2\pi n} \left(\frac{n}{e}\right)^n}_{\text{formule de Stirling}} \times \underbrace{\exp\left(\frac{\theta_n}{12n}\right)}_{\text{erreur de l'ordre } 1/n}.$$

On écrit alors $n! \sim \sqrt{2\pi n} \left(\frac{n}{e}\right)^n$ (« $n!$ est asymptotiquement égale à ...»). La formule de Stirling donne une borne inférieure serrée (et donc (1.1) est correcte avec $n_0(c) = \lceil ce \rceil$) :



1.3 Pile d'exécution

Définition 1.1 se traduit en un **algorithme récursif** :

```

FACT(n)                                     //(calcul de n!)
F1 if n = 0 then return 1
F2 else return n × FACT(n - 1)             // appel récursif

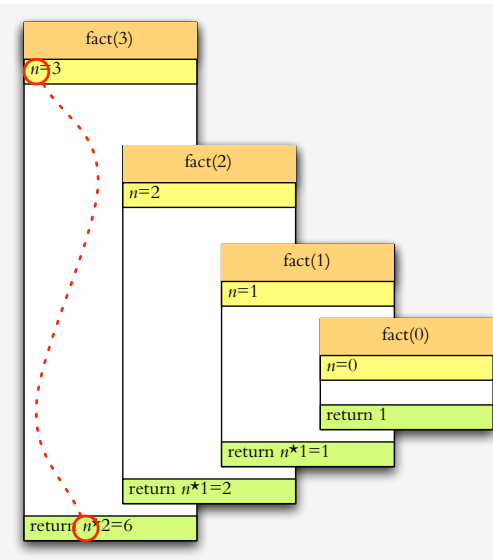
```

```

int fact(int n)
{
    if (n==0) return 1;
    else return n*fact(n-1);
}

```

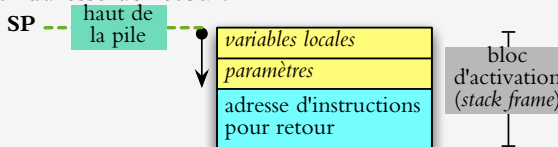
On peut vérifier que l'algorithme satisfait les règles minimales pour récursion : (1) il y a un **cas terminal**, et (2) chaque appel récursif nous rend «plus proche» à un cas terminal. En conséquence, l'algorithme finit en un nombre fini d'appels récursifs pour tout n .



Récursion existe dans des langages de haut niveau mais non pas au niveau de code machine.

Lors de l'exécution, il faut récupérer le contexte (p.e., la valeur du paramètre n) après le retour de l'appel récursif.

Il est impossible de prédire la profondeur de la récursion au temps de compilation : on doit allouer le mémoire pour les variables locales lors de l'exécution. Pour cela, on utilise une **pile d'exécution**. Lors de l'activation d'une procédure, un bloc est alloué sur la pile pour stocker les paramètres, les variables locales et l'adresse de retour.



```

int fact(int n)
{
    if (n==0) return 1;
    else return n*fact(n-1);
}

```

Dans le code machine, SP dénote le pointeur de pile (*stack pointer*). Un bloc d'activation contient deux emplacements en mémoire : n est stocké à l'adresse $SP - 1$, et l'adresse de retour se trouve à $SP - 2$. r_0 et r_1 sont des registres du CPU. Registre r_0 est utilisé pour retourner une valeur.

```

code machine imaginaire pour fact
M1 load r1, [SP - 1] // (r1 contient n)
M2 jumponzero r1, M6 // si r1 ≠ 0, continuer à M6
M3 load r0, 1 // (valeur retournée en r0)
M4 sub SP, 2 // (rétablissement de la pile)
M5 jump [SP] // continuer à l'adresse de retour stocké
M6 sub r1, 1 // (r1 ← r1 - 1)
M7 store M11, [SP] // (stocker adresse de retour)
M8 add SP, 2 // (allocation de frame)
M9 store r1, [SP - 1] // (argument de l'appel)
M10 jump M1 // (exécution de l'appel)
M11 mul r0, [SP - 1] // (valeur retournée en r0)
M12 sub SP, 2 // (rétablissement de la pile)
M13 jump [SP]

```

Variables. *variable* = abstraction d'un emplacement en mémoire [John von Neumann]

Attributs d'une variable : nom + adresse (lvalue) + valeur (rvalue) + type + portée

Variable locale (paramètres de fonction inclus) : adresse est relatif au bloc d'activation \Rightarrow chaque copie activée de la fonction possède ses propres variables locales.

1.4 Nombres Fibonacci



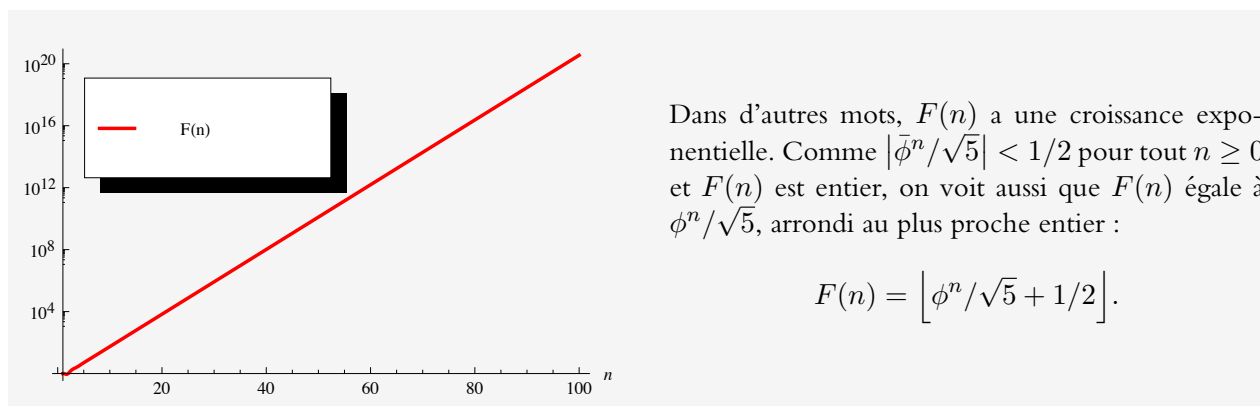
W_(fr)

Définition 1.2. On définit les **nombres Fibonacci** $F(n)$ pour $n = 0, 1, 2, \dots$:

$$F(0) = 0; \quad F(1) = 1; \quad F(n) = F(n-1) + F(n-2) \quad \{n > 1\} \quad (1.2)$$

Formule de Binet. Les racines de l'équation de récurrence homogène $[x^n = x^{n-1} + x^{n-2}]$ sont $\phi = \frac{1+\sqrt{5}}{2} = 1.618\dots$ et $\bar{\phi} = 1 - \phi = \frac{1-\sqrt{5}}{2} = -0.618\dots$. La solution spécifique se trouve par la solution des équations $F(0) = 0 = a\phi^0 + b\bar{\phi}^0$ et $F(1) = 1 = a\phi^1 + b\bar{\phi}^1$. On obtient $a = -b = 5^{-1/2}$, donc

$$F(n) = \frac{\phi^n - \bar{\phi}^n}{\sqrt{5}}. \quad (1.3)$$



$$F(n) = \left\lfloor \phi^n/\sqrt{5} + 1/2 \right\rfloor.$$

Définition 1.2 se traduit en un algorithme récursif très inefficace car les sous-problèmes se chevauchent.

```
FIBO(n) // (algorithme inefficace pour calculer F(n))
E1 if n ∈ {0, 1} then return 1
E2 else return FIBO(n-1) + FIBO(n-2) // appel récursif
```

```
int fibo(int n)
{
    if (n==0 || n==1) return 1;
    else return fibo(n-1)+fibo(n-2);
}
```

⇒ règle (3) d'algorithmes récursifs : identifier des sous-problèmes distincts

1.5 Algorithme d'Euclide



W_(fr)

L'algorithme d'Euclide trouve le plus grand commun diviseur de deux entiers positifs.

```
GCD(a, b) // {b ≤ a}
E1 if b = 0 then return a
E2 else return GCD(b, a mod b);
```

```
int gcd(int a, int b)
{
    assert (b<=a && b>=0);
    if (b==0) return a;
    else return gcd(b, a%b);
}
```

Le théorème suivant avec Eq. (1.3) montre que l'algorithme d'Euclide prend un temps logarithmique en b .

Théorème 1.2. Soit n le plus grand entier pour lequel $F(n) \leq b < F(n+1)$ dans l'appel à l'algorithme d'Euclide. Alors, l'algorithme exécute au plus $(n-1)$ récursions.

Démonstration. On définit n_i pour $i = 1, 2, \dots$ comme l'indice du nombre Fibonacci pour lequel $F(n_i) \leq a < F(n_i + 1)$ au début de récursion i ($i = 1$ dans l'appel initial). Si $b < F(n_i)$, on a immédiatement $n_{i+1} \leq n_i - 1$ dans l'appel suivant. Si $b \geq F(n_i)$, alors $a \bmod b \leq a - b < F(n_i - 2)$. Donc, après 2 appels, on a $a < F(n_i - 2)$ et $n_{i+2} \leq n_i - 2$. En conséquence, le nombre d'appels est borné par $n_1 - 2$: avec $n_i \leq 3$, on a $0 \leq b \leq a < 3$ et l'algorithme se termine en 1 appel au plus. Pour la borne plus serrée du théorème, on considère le b initial : $F(n_2) \leq b < F(n_2 + 1)$ (affectation $a \leftarrow b$ lors du premier appel), et l'algorithme finit en $n_2 - 1$ appels au plus. ■

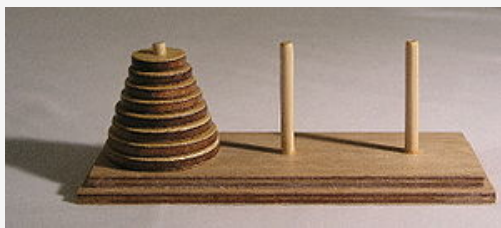
REMARQUE. La borne de théorème 1.2 montre le pire cas : c'est avec $a = F(n + 1)$, $b = F(n)$. Avec un tel choix, $a \bmod b = F(n - 1)$, et l'algorithme exécute $n - 2$ appels pour arriver à $a = F(3) = 2$, $b = F(2) = 1$ et se terminer après un dernier appel de plus où b devient 0 et on retourne la réponse $a = 1$.



W(fr)

1.6 Tours de Hanoï

Parfois, la récursion nous fournit des solutions très simples à des problèmes complexes.



Dans le jeu de Tours de Hanoï, il faut déplacer des disques à diamètres différents $(1, 2, \dots, n)$ d'une tour de départ à une tour d'arrivée en passant par une tour intermédiaire, tout en respectant Règles 1 et 2 ci-dessous. Opération $\text{MOVE}(i \rightarrow j)$ déplace le disque en haut de tour i à tour j . Les disques sont en ordre décroissant au début, et il y a trois tours.

Règle 1. On ne peut déplacer plus d'un disque à la fois. Un déplacement consiste de mettre le disque supérieur sur une tour au-dessus des autres disques (s'il y en a).

Règle 2. On ne peut placer un disque que sur un autre disque plus grand ou sur un emplacement vide.

Une solution simple est fournie en définissant une procédure récursive $\text{HANOI}(i \curvearrowright k \curvearrowright j, n)$ qui déplace les n disques supérieurs sur tour i vers tour j en utilisant la tour intermédiaire k .

```

HANOI( $i \curvearrowright j \curvearrowright k, n$ )
H1 if  $n \neq 0$  then
H2   HANOI( $i \curvearrowright j \curvearrowright k, n - 1$ )
H3   MOVE( $i \rightarrow j$ )
H4   HANOI( $k \curvearrowright i \curvearrowright j, n - 1$ )

```

Théorème 1.3. La procédure HANOI performe $2^n - 1$ déplacements pour arranger n disques.

Démonstration. La preuve est par induction en n . Soit $D(n)$ le nombre de déplacements (Ligne H3).

Cas de base : on vérifie que le théorème est valide pour $n = 0$ car $D(0) = 0 = 2^0 - 1$ et l'arrangement final est correct.

Hypothèse d'induction : supposons que le théorème est vrai pour un $n \geq 0$ quelconque.

Cas inductif : par inspection de l'algorithme, on a $D(n + 1) = 2D(n) + 1$. En se servant de l'hypothèse d'induction, on a $D(n + 1) = 2 \cdot (2^n - 1) + 1 = 2^{n+1} - 1$. On voit aussi que l'arrangement final est correct pour les $(n + 1)$ disques. Donc le théorème est correct pour $n + 1$.

En conséquence, le théorème est correct pour tout $n = 0, 1, 2, \dots$. ■