

# Algorithmique avancée

Version 2.7

Michaël Guedj



Algorithmique avancée de Michaël Guedj est mis à disposition selon les termes de la licence Creative Commons Attribution 4.0 International.

## Table des Matières

<b>1</b>	<b>Rappels de logique</b>	<b>5</b>
1.1	Logique propositionnelle . . . . .	5
1.2	Logique des prédicats . . . . .	5
<b>2</b>	<b>Algorithmes sur tableaux</b>	<b>7</b>
2.1	Un tableau est-il vide ? . . . . .	7
2.2	Afficher les éléments d'un tableau . . . . .	7
2.3	Afficher les éléments positifs d'un tableau . . . . .	7
2.4	Retourner l'éléments maximum d'un tableau . . . . .	8
2.5	Retourner l'indice de l'éléments maximum d'un tableau . . . . .	8
2.6	Retourner la somme des éléments d'un tableau . . . . .	8
2.7	Rechercher un élément dans un tableau . . . . .	9
<b>3</b>	<b>Algorithmes sur matrices</b>	<b>10</b>
3.1	Afficher les éléments d'une matrice . . . . .	10
3.2	Additionner deux matrices . . . . .	10
3.3	La matrice est-elle diagonale ? . . . . .	10
<b>4</b>	<b>Complexité en temps</b>	<b>12</b>
4.1	Approximation asymptotique . . . . .	12
4.2	Complexités en temps classiques . . . . .	12
<b>5</b>	<b>Tris quadratiques</b>	<b>13</b>
5.1	Algorithme d'échange . . . . .	13
5.2	Tri par sélection . . . . .	13
5.3	Tri à bulles . . . . .	15
<b>6</b>	<b>Récursivité</b>	<b>16</b>
6.1	Considérations sur la récursivité . . . . .	16
6.2	Exemple : la fonction factorielle . . . . .	16
<b>7</b>	<b>Calcul des termes de la suite Fibonacci</b>	<b>18</b>
7.1	Définition . . . . .	18
7.2	Approche récursive . . . . .	18
7.3	Approche itérative . . . . .	18
<b>8</b>	<b>Théorème maître</b>	<b>20</b>

<b>9</b>	<b>Diviser pour régner – exponentiation rapide</b>	<b>24</b>
9.1	Approche <i>Diviser pour régner</i> . . . . .	24
9.2	Exponentiation rapide . . . . .	24
<b>10</b>	<b>Recherche dichotomique</b>	<b>26</b>
<b>11</b>	<b>Tri fusion</b>	<b>28</b>
<b>12</b>	<b>Représentation des graphes</b>	<b>32</b>
12.1	Considérations préliminaires . . . . .	32
12.2	Représentation par matrice d’adjacence . . . . .	32
12.3	Représentation par liste d’adjacence . . . . .	32
12.4	Exemple . . . . .	32
12.5	Espace mémoire . . . . .	33
12.6	Complexité de quelques opérations . . . . .	33
12.7	Choix d’utilisation . . . . .	34
12.8	Relation entre sommets adjacents et arêtes . . . . .	34
<b>13</b>	<b>Arbres</b>	<b>36</b>
13.1	Arbres – arbres binaires . . . . .	36
13.1.1	Arbres binaires et profondeur . . . . .	36
13.1.2	Arbres binaires parfaits . . . . .	36
13.1.3	Parcours infixe d’un arbre binaire . . . . .	38
13.2	Arbre binaire de recherche . . . . .	38
13.2.1	Définition . . . . .	38
13.2.2	Recherche dans un ABR . . . . .	39
13.3	Parcours infixe dans un ABR . . . . .	39
<b>14</b>	<b>Parcours de graphes</b>	<b>40</b>
14.1	Parcours en largeur ( <i>Breadth First Search</i> ) . . . . .	40
<b>15</b>	<b>Problème de l’arrêt</b>	<b>41</b>

# 1 Rappels de logique

## 1.1 Logique propositionnelle

$A$	$B$	$A \text{ and } B$
1	1	1
1	0	0
0	1	0
0	0	0

$A$	$B$	$A \text{ or } B$
1	1	1
1	0	1
0	1	1
0	0	0

$A$	$\neg A$
1	0
0	1

$$A \Rightarrow B \equiv (\neg A \text{ or } B)$$

$A$	$B$	$A \Rightarrow B$
1	1	1
1	0	0
0	1	1
0	0	1

$$A \Longleftrightarrow B \equiv (A \Rightarrow B \text{ and } B \Rightarrow A)$$

$A$	$B$	$A \Longleftrightarrow B$
1	1	1
1	0	0
0	1	0
0	0	1

## 1.2 Logique des prédicats

$$\neg(\forall x \in E, P(x)) \equiv \exists x \in E, \neg P(x)$$

$$\neg\left(\exists x \in E, P(x)\right) \equiv \forall x \in E, \neg P(x)$$

## 2 Algorithmes sur tableaux

### 2.1 Un tableau est-il vide ?

---

**Algorithm 1** `est_vide` ( $t$  : tableau,  $n$  : taille du tableau)

---

```
1: if  $n = 0$  then  
2:   return True  
3: else  
4:   return False  
5: end if
```

---

Complexité :  $O(1)$ .

### 2.2 Afficher les éléments d'un tableau

---

**Algorithm 2** `afficher_tableau` ( $t$  : tableau,  $n$  : taille du tableau)

---

```
1: for  $i \leftarrow 0, \dots, n - 1$  do  
2:   print( $t[i]$ )  
3: end for
```

---

Complexité :  $O(n)$ .

### 2.3 Afficher les éléments positifs d'un tableau

---

**Algorithm 3** `afficher_positifs` ( $t$  : tableau,  $n$  : taille du tableau)

---

```
1: for  $i \leftarrow 0, \dots, n - 1$  do  
2:   if  $t[i] \geq 0$  then  
3:     print( $t[i]$ )  
4:   end if  
5: end for
```

---

Complexité :  $O(n)$ .

## 2.4 Retourner l'éléments maximum d'un tableau

---

**Algorithm 4** maximum ( $t$  : tableau,  $n$  : taille du tableau)

---

```
1:  $max \leftarrow t[0]$   $\triangleright$  on suppose  $n > 0$ 
2: for  $i \leftarrow 1, \dots, n - 1$  do
3:   if  $t[i] \geq max$  then
4:      $max \leftarrow t[i]$ 
5:   end if
6: end for
7: return  $max$ 
```

---

Complexité :  $O(n)$ .

## 2.5 Retourner l'indice de l'éléments maximum d'un tableau

---

**Algorithm 5** inidice\_maximum ( $t$  : tableau,  $n$  : taille du tableau)

---

```
1:  $max \leftarrow t[0]$   $\triangleright$  on suppose  $n > 0$ 
2:  $iMax \leftarrow 0$ 
3: for  $i \leftarrow 1, \dots, n - 1$  do
4:   if  $t[i] \geq max$  then
5:      $max \leftarrow t[i]$ 
6:      $iMax \leftarrow i$ 
7:   end if
8: end for
9: return  $iMax$ 
```

---

Complexité :  $O(n)$ .

## 2.6 Retourner la somme des éléments d'un tableau

---

**Algorithm 6** somme ( $t$  : tableau,  $n$  : taille du tableau)

---

```
1:  $res \leftarrow 0$ 
2: for  $i \leftarrow 0, \dots, n - 1$  do
3:    $res \leftarrow res + t[i]$ 
4: end for
5: return  $res$ 
```

---

Complexité :  $O(n)$ .



## 2.7 Rechercher un élément dans un tableau

---

**Algorithm 7** recherche ( $t$  : tableau,  $n$  : taille du tableau,  $x$  : élément)

---

```
1: for  $i \leftarrow 0, \dots, n - 1$  do  
2:   if  $t[i] = x$  then  
3:     return True  
4:   end if  
5: end for  
6: return False
```

---

Complexité :  $O(n)$ .

### 3 Algorithmes sur matrices

#### 3.1 Afficher les éléments d'une matrice

---

**Algorithm 8** `afficher_matrice` ( $A$  : matrice  $n \times m$ )

---

```
1: for  $i \leftarrow 0, \dots, n-1$  do                                ▷ parcours des lignes
2:   for  $j \leftarrow 0, \dots, m-1$  do                            ▷ parcours des colonnes
3:     print( $A_{i,j}$ )
4:   end for
5:   print("\\n")                                ▷ échappement pour une nouvelle ligne
6: end for
```

---

Complexité :  $O(n \times m)$ .

Cas d'une matrice carré  $n \times n$  :  $O(n^2)$ .

#### 3.2 Additionner deux matrices

---

**Algorithm 9** `additionner` ( $A, B$  : matrice  $n \times m$ )

---

```
1:  $C \leftarrow$  matrice  $n \times m$ 
2: for  $i \leftarrow 0, \dots, n-1$  do
3:   for  $j \leftarrow 0, \dots, m-1$  do
4:      $C_{i,j} \leftarrow A_{i,j} + B_{i,j}$ 
5:   end for
6: end for
7: return  $C$ 
```

---

Complexité :  $O(n \times m)$ .

#### 3.3 La matrice est-elle diagonale ?

**Définition.** La matrice carré  $n \times n$ , soit  $M$ , est diagonale si :

$$\forall i, j \in \{0, \dots, n-1\}, i \neq j \Rightarrow M_{i,j} = 0$$

**Lemme.** La matrice carré  $n \times n$ , soit  $M$ , n'est pas diagonale si :

$$\exists i, j \in \{0, \dots, n-1\}, i \neq j \text{ and } M_{i,j} \neq 0$$

*Preuve.*

$$A \equiv \text{not } \left( \forall i, j \in \{0, \dots, n-1\}, i \neq j \Rightarrow M_{i,j} = 0 \right)$$

$$\begin{aligned}
A &\equiv \exists i, j \in \{0, \dots, n-1\}, \text{ not } (i \neq j \Rightarrow M_{i,j} = 0) \\
A &\equiv \exists i, j \in \{0, \dots, n-1\}, \text{ not } \left( \text{not } (i \neq j) \text{ or } (M_{i,j} = 0) \right) \\
A &\equiv \exists i, j \in \{0, \dots, n-1\}, (i \neq j) \text{ and not } (M_{i,j} = 0) \\
A &\equiv \exists i, j \in \{0, \dots, n-1\}, i \neq j \text{ and } M_{i,j} \neq 0
\end{aligned}$$

□

---

**Algorithm 10** `est_diagonale` ( $M$  : matrice  $n \times n$ )

---

```

1: for  $i \leftarrow 0, \dots, n-1$  do
2:   for  $j \leftarrow 0, \dots, n-1$  do
3:     if  $i \neq j$  and  $M_{i,j} \neq 0$  then
4:       return False
5:     end if
6:   end for
7: end for
8: return True

```

---

Complexité :  $O(n^2)$ .

## 4 Complexité en temps

### 4.1 Approximation asymptotique

**Définition** (Notation grand O). Soient  $f$  et  $g$ , deux suites de  $\mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}^+$ .  
 $f \in O(g)$  si :

$$\exists K \in \mathbb{R}^{*+}, \exists n_0 \in \mathbb{N}, \text{ tels que :}$$

$$\forall n \geq n_0, f(n) \leq K.g(n)$$

Autrement dit,  $f(n) \leq K.g(n)$  à partir d'un certain rang.

**Exemples.**

- $7n - 3 \in O(n)$
- $7n - 3 \in O(n^2)$

**Remarque.** Le but est de trouver l'approximation la plus petite possible.

### 4.2 Complexités en temps classiques

Complexité	Notation asymptotique	Exemple
Logarithmique	$O(\log n)$	Recherche dichotomique dans un tableau trié.
Linéaire	$O(n)$	Recherche séquentielle dans un tableau.
Quasi-linéaire	$O(n \log n)$	Tri fusion.
Quadratique	$O(n^2)$	Tri sélection; tri à bulles.
Polynomiale	$O(n^k), k \geq 0$	...
Exponentielle	$O(\alpha^n), \alpha > 1$	Algorithme récursif pour Fibonacci.
Factorielle	$O(n!)$	Résolution des $n$ -reines par <i>backtracking</i> .

## 5 Tris quadratiques

### 5.1 Algorithme d'échange

---

**Algorithm 11** `echanger`( $t$  : tableau,  $i, j$  : entiers)

---

```
1:  $tmp \leftarrow t[i]$ 
2:  $t[i] \leftarrow t[j]$ 
3:  $t[j] \leftarrow tmp$ 
```

---

### 5.2 Tri par sélection

---

**Algorithm 12** `tri_selection`( $t$  : tableau,  $n$  : taille du tableau)

---

```
1: for  $i \leftarrow 0, \dots, n-2$  do
2:    $i_{min} \leftarrow \text{indice\_min\_sous\_tab}(t, i, n-1)$ 
3:   echanger( $t, i, i_{min}$ )
4: end for
```

---

---

**Algorithm 13** `indice_min_sous_tab`( $t$  : tableau,  $a, b$  : entiers)

---

```
1:  $i_{min} \leftarrow a$ 
2: for  $i \leftarrow a+1, \dots, b$  do
3:   if  $t[i] < t[i_{min}]$  then
4:      $i_{min} \leftarrow i$ 
5:   end if
6: end for
7: return  $i_{min}$ 
```

---

**Théorème.** La complexité de `tri_selection` est en  $O(n^2)$ .

*Preuve.* Calcul du nombre de comparaisons, soit  $\mathcal{C}(n)$ , de `tri_selection` (ligne 3 de l'algorithme 13).

$$\mathcal{C}(n) = \sum_{i=0}^{n-2} \sum_{j=i+1}^{n-1} 1$$

$$\mathcal{C}(n) = \sum_{i=0}^{n-2} \left( (n-1) - (i+1) + 1 \right)$$

$$\mathcal{C}(n) = \sum_{i=0}^{n-2} (n-1-i-1+1)$$

$$\mathcal{C}(n) = \sum_{i=0}^{n-2} (n-1-i)$$

$$\mathcal{C}(n) = \sum_{i=0}^{n-2} (n-1) - \sum_{i=0}^{n-2} i$$

$$\mathcal{C}(n) = (n-1) \sum_{i=0}^{n-2} 1 - \sum_{i=0}^{n-2} i$$

$$\mathcal{C}(n) = (n-1)(n-1) - \sum_{i=0}^{n-2} i$$

$$\mathcal{C}(n) = (n-1)^2 - \sum_{i=0}^{n-2} i$$

$$\mathcal{C}(n) = (n-1)^2 - \frac{(n-2)(n-1)}{2}$$

$$\mathcal{C}(n) = (n-1) \left( (n-1) - \frac{(n-2)}{2} \right)$$

$$\mathcal{C}(n) = (n-1) \left( \frac{2 \cdot (n-1) - (n-2)}{2} \right)$$

$$\mathcal{C}(n) = (n-1) \left( \frac{2n-2-n+2}{2} \right)$$

$$\mathcal{C}(n) = (n-1) \frac{n}{2}$$

$$\mathcal{C}(n) = \frac{n^2}{2} - \frac{n}{2} = O(n^2)$$

□

### 5.3 Tri à bulles

---

**Algorithm 14** `tri_à_bulles`( $t$  : tableau,  $n$  : taille du tableau)

---

```
1: for  $i \leftarrow n - 1, \dots, 1$  do
2:   for  $j \leftarrow 0, \dots, i - 1$  do
3:     if  $t[j + 1] < t[j]$  then
4:       echanger( $t, j + 1, j$ )
5:     end if
6:   end for
7: end for
```

---

**Théorème.** *La complexité de `tri_à_bulles` est en  $O(n^2)$ .*

*Preuve.* Calcul du nombre de comparaisons, soit  $\mathcal{C}(n)$ , de `tri_à_bulles` (ligne 4 de Algorithme 14).

$$\begin{aligned}\mathcal{C}(n) &= \sum_{i=n-1}^1 \sum_{j=0}^{i-1} 1 = \sum_{i=n-1}^1 (i - 1 - 0 + 1) = \sum_{i=n-1}^1 i \\ \mathcal{C}(n) &= \frac{(n - 1 + 1)(n - 1)}{2} = \frac{n(n - 1)}{2} = \frac{n^2}{2} - \frac{n}{2} = O(n^2)\end{aligned}$$

□

## 6 Récursivité

### 6.1 Considérations sur la récursivité

La version itérative d'un traitement est souvent à préférer.

En effet :

- un dépassement de pile (*stack overflow*) peut se produire ;
- l'exécution d'une version récursive d'un algorithme est généralement un peu moins rapide que celle de la version itérative correspondante ; et ce même si le nombre d'instructions est le même (à cause de la gestion des appels de fonction) ;
- un algorithme récursif (naïf) peut conduire à exécuter bien plus d'instructions que la version itérative correspondante (cas du calcul de la suite de Fibonacci).

En revanche, la récursivité peut être adaptée dans certains cas.

En effet :

- sur des structures de données naturellement récursives, il est plus facile d'écrire des algorithmes récursifs qu'itératifs ;
- certains algorithmes sont, en outre, difficiles à écrire en itératif.

### 6.2 Exemple : la fonction factorielle

**Définition** (fonction factorielle). La fonction factorielle est définie, sur  $\mathbb{N}$ , par :

$$\begin{cases} 0! = 1 \\ n! = \prod_{i=1}^n i = n \times (n-1) \times \dots \times 2 \times 1 & \text{si } n \geq 1 \end{cases}$$

**Définition** (définition récursive de la fonction factorielle).

$$n! = \begin{cases} 1 & \text{si } n = 0 \\ n \times (n-1)! & \text{si } n \geq 1 \end{cases}$$

---

**Algorithm 15**  $\text{fact}(n \in \mathbb{N})$

---

```
1: if  $n = 0$  then
2:   return 1
3: else
4:   return  $n \times \text{fact}(n-1)$ 
5: end if
```

---



Complexité :  $O(n)$ .

---

**Algorithm 16** `fact_it`( $n \in \mathbb{N}$ )

---

```
1:  $res \leftarrow 1$ 
2: for  $i \leftarrow 1, \dots, n$  do
3:    $res \leftarrow res \times i$ 
4: end for
5: return  $res$ 
```

---

Complexité :  $O(n)$ .

## 7 Calcul des termes de la suite Fibonacci

### 7.1 Définition

**Définition** (suite de Fibonacci).

$$F_n = \begin{cases} 0 & \text{si } n = 0 \\ 1 & \text{si } n = 1 \\ F_{n-1} + F_{n-2} & \text{si } n \geq 2 \end{cases}$$

### 7.2 Approche récursive

---

**Algorithm 17** `fibonacci_rec`( $n \in \mathbb{N}$ )

---

```
1: if  $n = 0$  then
2:   return 0
3: else if  $n = 1$  then
4:   return 1
5: else
6:   return fibonacci_rec( $n - 1$ ) + fibonacci_rec( $n - 2$ )
7: end if
```

---

**Théorème.** La complexité de `fibonacci_rec` est en  $O(\phi^n)$ ; où  $\phi = \frac{1+\sqrt{5}}{2}$  est le nombre d'or.

*Preuve.* Admis. □

### 7.3 Approche itérative

---

**Algorithm 18** `fibonacci_it`( $n \in \mathbb{N}$ )

---

```
1:  $F \leftarrow$  tableau de  $n + 1$  éléments
2:  $F[0] \leftarrow 0$ 
3:  $F[1] \leftarrow 1$ 
4: for  $i \leftarrow 2, \dots, n$  do
5:    $F[i] \leftarrow F[i - 1] + F[i - 2]$ 
6: end for
7: return  $F[n]$ 
```

---

**Théorème.** La complexité de `fibonacci_it` est en  $O(n)$ .

*Preuve.* – Nombre d'affectations :  $O(n)$ .

– Nombre d'additions :  $O(n)$ .

□

## 8 Théorème maître

**Théorème.** Soient  $a, b, d \in \mathbb{N}$ ,  $a \geq 1$ ,  $b \geq 2$  ; soit la fonction  $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$  définie par :

$$f(n) = \begin{cases} O(1) & \text{si } n \leq 1 \\ a.f(n/b) + O(n^d) & \text{si } n \geq b \end{cases}$$

alors :

$$f(n) = \begin{cases} O(n^d) & \text{si } a < b^d \\ O(n^d \cdot \log n) & \text{si } a = b^d \\ O(n^{\log_b a}) & \text{si } a > b^d \end{cases}$$

*Preuve.*

$$f(n) = a.f\left(\frac{n}{b}\right) + O(n^d)$$

$$f(n) = a.\left(a.f\left(\frac{n}{b^2}\right) + O\left(\frac{n^d}{b^d}\right)\right) + O(n^d)$$

$$f(n) = a^2.f\left(\frac{n}{b^2}\right) + a.O\left(\frac{n^d}{b^d}\right) + O(n^d)$$

$$f(n) = a^2.\left(a.f\left(\frac{n}{b^3}\right) + O\left(\frac{n^d}{b^{2.d}}\right)\right) + a.O\left(\frac{n^d}{b^d}\right) + O(n^d)$$

$$f(n) = a^3.f\left(\frac{n}{b^3}\right) + a^2.O\left(\frac{n^d}{b^{2.d}}\right) + a.O\left(\frac{n^d}{b^d}\right) + O(n^d)$$

$$f(n) = a^3.\left(a.f\left(\frac{n}{b^4}\right) + O\left(\frac{n^d}{b^{3.d}}\right)\right) + a^2.O\left(\frac{n^d}{b^{2.d}}\right) + a.O\left(\frac{n^d}{b^d}\right) + O(n^d)$$

$$f(n) = a^4.f\left(\frac{n}{b^4}\right) + a^3.O\left(\frac{n^d}{b^{3.d}}\right) + a^2.O\left(\frac{n^d}{b^{2.d}}\right) + a.O\left(\frac{n^d}{b^d}\right) + O(n^d)$$

C'est-à-dire

$$f(n) = a^4.f\left(\frac{n}{b^4}\right) + \sum_{i=0}^3 a^i.O\left(\frac{n^d}{b^{i.d}}\right)$$

Au rang  $k$ , on trouve

$$f(n) = a^k.f\left(\frac{n}{b^k}\right) + \sum_{i=0}^{k-1} a^i.O\left(\frac{n^d}{b^{i.d}}\right)$$

On a

$$\frac{n}{b^k} = 1 \iff n = b^k \iff \log_b n = k$$

D'où

$$f(n) = a^{\log_b n} \cdot f(1) + \sum_{i=0}^{\log_b n - 1} a^i \cdot O\left(\frac{n^d}{b^{i \cdot d}}\right)$$

$$f(n) = a^{\log_b n} \cdot O(1) + \sum_{i=0}^{\log_b n - 1} a^i \cdot O\left(\frac{n^d}{b^{i \cdot d}}\right)$$

On a

$$a^{\log_b n} = e^{\ln a \cdot \ln n \cdot \frac{1}{\ln b}} = n^{\log_b a}$$

D'où

$$f(n) = n^{\log_b a} \cdot O(1) + \sum_{i=0}^{\log_b n - 1} a^i \cdot O\left(\frac{n^d}{b^{i \cdot d}}\right)$$

On a

$$\sum_{i=0}^{\log_b n - 1} a^i \cdot O\left(\frac{n^d}{b^{i \cdot d}}\right) = \sum_{i=0}^{\log_b n - 1} n^d \cdot O\left(\frac{a^i}{b^{i \cdot d}}\right) = n^d \cdot \sum_{i=0}^{\log_b n - 1} O\left(\left(\frac{a}{b^d}\right)^i\right)$$

Soit

$$f(n) = n^{\log_b a} \cdot O(1) + n^d \cdot \sum_{i=0}^{\log_b n - 1} O\left(\left(\frac{a}{b^d}\right)^i\right)$$

(i) Cas :  $a = b^d$

$$f(n) = n^{\log_b b^d} \cdot O(1) + n^d \cdot \sum_{i=0}^{\log_b n - 1} O(1)$$

$$f(n) = n^d \cdot O(1) + n^d \cdot O(\log_b n)$$

$$f(n) = O(n^d \cdot \log n)$$

(ii) Cas :  $a < b^d$

Alors  $\frac{a}{b^d} < 1$ , donc

$$\sum_{i=0}^{\log_b n - 1} O\left(\left(\frac{a}{b^d}\right)^i\right) = O\left(\frac{1 - \left(\frac{a}{b^d}\right)^{\log_b n}}{1 - \frac{a}{b^d}}\right)$$

$$\sum_{i=0}^{\log_b n - 1} O\left(\left(\frac{a}{b^d}\right)^i\right) = O\left(\frac{1}{1 - \frac{a}{b^d}}\right)$$

$$\sum_{i=0}^{\log_b n - 1} O\left(\left(\frac{a}{b^d}\right)^i\right) = O(1)$$

D'où

$$f(n) = n^{\log_b a} \cdot O(1) + n^d \cdot O(1)$$

En outre,

$$a < b^d \iff \log_b a < \log_b b^d = d$$

D'où

$$f(n) = O(n^d) \cdot O(1) + n^d \cdot O(1)$$

$$f(n) = O(n^d)$$

(iii) Cas :  $a > b^d$

On a

$$\sum_{i=0}^{\log_b n - 1} O\left(\left(\frac{a}{b^d}\right)^i\right) = O\left(\frac{1 - \left(\frac{a}{b^d}\right)^{\log_b n}}{1 - \frac{a}{b^d}}\right)$$

$$\sum_{i=0}^{\log_b n - 1} O\left(\left(\frac{a}{b^d}\right)^i\right) = O\left(\frac{\left(\frac{a}{b^d}\right)^{\log_b n} - 1}{\frac{a}{b^d} - 1}\right)$$

$$\sum_{i=0}^{\log_b n - 1} O\left(\left(\frac{a}{b^d}\right)^i\right) = O\left(\frac{1}{\frac{a}{b^d} - 1} \cdot \left(\left(\frac{a}{b^d}\right)^{\log_b n} - 1\right)\right)$$

$$\sum_{i=0}^{\log_b n - 1} O\left(\left(\frac{a}{b^d}\right)^i\right) = O\left(\left(\frac{a}{b^d}\right)^{\log_b n}\right)$$

$$\sum_{i=0}^{\log_b n - 1} O\left(\left(\frac{a}{b^d}\right)^i\right) = O\left(\frac{a^{\log_b n}}{(b^d \cdot \log_b n)}\right) = O\left(\frac{a^{\log_b n}}{(b^{\log_b n})^d}\right)$$

$$\sum_{i=0}^{\log_b n - 1} O\left(\left(\frac{a}{b^d}\right)^i\right) = O\left(\frac{a^{\log_b n}}{n^d}\right)$$

On a donc

$$f(n) = n^{\log_b a} \cdot O(1) + n^d \cdot O\left(\frac{a^{\log_b n}}{n^d}\right)$$

$$f(n) = n^{\log_b a} \cdot O(1) + O\left(\frac{n^d \cdot a^{\log_b n}}{n^d}\right)$$

$$f(n) = n^{\log_b a} \cdot O(1) + O(a^{\log_b n})$$

Comme  $a^{\log_b n} = n^{\log_b a}$ , on obtient

$$f(n) = n^{\log_b a} \cdot O(1) + O(n^{\log_b a})$$

Soit

$$f(n) = O(n^{\log_b a})$$

□

## 9 Diviser pour régner – exponentiation rapide

### 9.1 Approche *Diviser pour régner*

Principe.

1. **Diviser** : découper le problème à résoudre en  $a$  sous-problèmes (de taille  $n/b$  chacun);
2. **Régner** : résoudre *récurivement* les  $a$  sous-problèmes ;
3. **Combiner** : à partir des solutions des  $a$  sous-problèmes, calculer en  $O(n^d)$  une solution au problème à résoudre.

La complexité peut alors se traduire par l'équation :

$$t(n) = a.t(n/b) + O(n^d)$$

(plus généralement par l'équation  $t(n) = a.t(n/b) + O(\tau(n))$  avec  $\tau : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ ).

### 9.2 Exponentiation rapide

**Théorème.**  $\forall x \in \mathbb{R}$ ,

$$x^n = \begin{cases} 1 & \text{si } n = 0 \\ (x^2)^{\frac{n}{2}} & \text{si } n > 0 \text{ et } n \equiv 0 \pmod{2} \\ x.(x^2)^{\frac{n-1}{2}} & \text{si } n > 0 \text{ et } n \equiv 1 \pmod{2} \end{cases}$$

*Preuve.* – Si  $n > 0$  et  $n \equiv 0 \pmod{2}$ , alors  $\exists k \in \mathbb{N}^*$  tel que  $n = 2.k$ . On a  $k = \frac{n}{2}$  et

$$x^n = x^{2.k} = (x^2)^k = (x^2)^{\frac{n}{2}}$$

– Si  $n > 0$  et  $n \equiv 1 \pmod{2}$ , alors  $\exists k \in \mathbb{N}$  tel que  $n = 2.k + 1$ . On a  $k = \frac{n-1}{2}$  et

$$x^n = x^{2.k+1} = x^{2.k}.x^1 = x.(x^2)^k = x.(x^2)^{\frac{n-1}{2}}$$

□

---

**Algorithm 19** exp\_rapide( $x, n$ )

---

```
1: if  $n = 0$  return 1 end if
2:
3: if  $n \equiv 0 \pmod{2}$  then
4:   return exp_rapide( $x.x, \frac{n}{2}$ )
5: else
6:   return  $x \times$  exp_rapide( $x.x, \frac{n-1}{2}$ )
7: end if
```

---



**Théorème.** *La complexité de `exp_rapide` est en  $O(\log n)$ .*

*Preuve.* Soit  $\mathcal{C}(n)$  le nombre de comparaisons pour une instance de taille  $n$ .

On a,

$$\mathcal{C}(n) = \mathcal{C}(n/2) + O(1)$$

On invoque le théorème maître avec  $a = 1$ ,  $b = 2$  et  $d = 0$ . On a

$$a = 1 = 2^d$$

D'où

$$\mathcal{C}(n) = O(n^d \cdot \log n)$$

Comme  $n^0 = 1$ , on trouve

$$\mathcal{C}(n) = O(\log n)$$

□

## 10 Recherche dichotomique

---

**Algorithm 20** `dicho_init`( $t$  : tableau,  $n$  : taille du tableau,  $x$  : élément)

---

```
1:  $d \leftarrow 0$ 
2:  $f \leftarrow n - 1$ 
3: return dicho( $t, d, f, x$ )
```

---

---

**Algorithm 21** `dicho`( $t$  : tableau,  $d, f$  : indices,  $x$  : élément)

---

```
1: if  $d > f$  then return  $-1$  end if ▷ non trouvé
2: if  $f = d$  then
3:   if  $t[d] = x$  then return  $d$  else return  $-1$  end if
4: end if
5:  $m \leftarrow \lfloor \frac{d+f}{2} \rfloor$  ▷ partie entière
6: if  $t[m] = x$  then
7:   return  $m$ 
8: end if
9: if  $t[m] < x$  then
10:  return dicho( $t, m + 1, f, x$ )
11: else
12:  return dicho( $t, d, m - 1, x$ )
13: end if
```

---

**Théorème.** *La complexité de `dicho` est en  $O(\log n)$ .*

*Preuve.* Soit  $\mathcal{C}(n)$  le nombre de comparaisons pour une instance de taille  $n$ .  
On a,

$$\mathcal{C}(n) = \mathcal{C}(n/2) + O(1)$$

On invoque le théorème maître avec  $a = 1$ ,  $b = 2$  et  $d = 0$ . On a

$$a = 1 = 2^d$$

D'où

$$\mathcal{C}(n) = O(n^d \cdot \log n)$$

Comme  $n^0 = 1$ , on trouve

$$\mathcal{C}(n) = O(\log n)$$

□

*Deuxième preuve.* Soit  $\mathcal{C}(n)$  le nombre de comparaisons pour une instance de taille  $n$ . On a,

$$\mathcal{C}(n) = \gamma + \mathcal{C}\left(\frac{n}{2}\right) \quad (\gamma \text{ constante})$$

La deuxième instance appelée vérifie :

$$\mathcal{C}\left(\frac{n}{2}\right) = \gamma + \mathcal{C}\left(\frac{n}{4}\right)$$

D'où,

$$\mathcal{C}(n) = \gamma + \mathcal{C}\left(\frac{n}{2}\right) = \gamma + \left(\gamma + \mathcal{C}\left(\frac{n}{4}\right)\right) = 2\gamma + \mathcal{C}\left(\frac{n}{4}\right)$$

Soit,

$$\underline{\mathcal{C}(n) = 2\gamma + \mathcal{C}\left(\frac{n}{2^2}\right)}$$

La troisième instance appelée vérifie :

$$\mathcal{C}\left(\frac{n}{2^2}\right) = \gamma + \mathcal{C}\left(\frac{n}{2^3}\right)$$

D'où,

$$\underline{\mathcal{C}(n) = 3\gamma + \mathcal{C}\left(\frac{n}{2^3}\right)}$$

Par suite,  $\mathcal{C}(n)$  s'écrit :

$$\underline{\mathcal{C}(n) = k\gamma + \mathcal{C}\left(\frac{n}{2^k}\right)}$$

On a :

$$\frac{n}{2^k} = 1 \Rightarrow \underline{\mathcal{C}\left(\frac{n}{2^k}\right) = O(1)}$$

Et :

$$\frac{n}{2^k} = 1 \iff n = 2^k \iff \underline{\log_2 n = k}$$

$\mathcal{C}(n)$  s'écrit alors :

$$\mathcal{C}(n) = k\gamma + \mathcal{C}\left(\frac{n}{2^k}\right) = \log_2(n)\gamma + O(1) \in O(\log n)$$

□

## 11 Tri fusion

---

**Algorithm 22** tri\_fusion( $lst$  : liste de taille  $n$ )

---

```

1: if  $n = 1$  return  $lst$  end if
2:  $m = \lfloor n/2 \rfloor$  ▷ Partie entière.
3:  $lst_1 \leftarrow \text{tri\_fusion}(lst[0 \rightarrow m - 1])$ 
4:  $lst_2 \leftarrow \text{tri\_fusion}(lst[m \rightarrow n - 1])$ 
5: return fusion( $lst_1, lst_2$ )

```

---



---

**Algorithm 23** fusion( $lst_1$  : liste de taille  $n_1$ ,  $lst_2$  : liste de taille  $n_2$ )

---

```

1:  $res \leftarrow [ ]$ 
2: while not ( $\text{est\_vide}(lst_1)$  and  $\text{est\_vide}(lst_2)$ ) do
3:   if  $\text{est\_vide}(lst_1)$  then
4:      $res \leftarrow res + lst_2$ 
5:      $lst_2 \leftarrow [ ]$ 
6:   else if  $\text{est\_vide}(lst_2)$  then
7:      $res \leftarrow res + lst_1$ 
8:      $lst_1 \leftarrow [ ]$ 
9:   else if  $\text{head}(lst_1) \leq \text{head}(lst_2)$  then
10:     $res \leftarrow res + [ \text{head}(lst_1) ]$ 
11:     $lst_1 \leftarrow \text{tail}(lst_1)$ 
12:   else
13:     $res \leftarrow res + [ \text{head}(lst_2) ]$ 
14:     $lst_2 \leftarrow \text{tail}(lst_2)$ 
15:   end if
16: end while
17: return  $res$ 

```

---

**Théorème.** *L'algorithme fusion termine.*

*Preuve.* L'algorithme termine lorsque les listes  $lst_1$  et  $lst_2$  sont vides.

Soit la prédicat  $P$  quantifiant, pour chaque tour de boucle  $i$ , la somme des tailles des liste  $lst_1$  et  $lst_2$  ; formellement

$$P(i) := |lst_1^i| + |lst_2^i|$$

où  $lst_1^i$  (resp.  $lst_2^i$ ) correspond à la liste  $lst_1$  (resp.  $lst_2$ ) au  $i$ -ème tour de boucle.

Par l'absurde (descente infinie), on suppose que l'algorithme ne termine pas, i.e.,  $\forall i \in \mathbb{N}, P(i) > 0$ .

On vérifie que le prédicat  $P$  assure :  $\forall i \in \mathbb{N}, P(i) > P(i+1)$ .

On considère la suite  $(P_i)_{i \in \mathbb{N}}$  définie par :  $\forall i \in \mathbb{N}, P_i = P(i)$ .

Ainsi, la suite  $(P_i)_{i \in \mathbb{N}}$  est

(i) à valeur entière ( $P : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ ) ;

(ii) infinie ;

(iii) strictement décroissante.

D'où la fausseté de l'hypothèse de non terminaison de l'algorithme ( $\forall i \in \mathbb{N}, P(i) > 0$ ).

Conclusion : l'algorithme termine ( $\exists i \in \mathbb{N}, P(i) = 0$ ).  $\square$

**Théorème.** *La complexité de fusion est en  $O(n)$ .*

*Proof.* On a

$$t(n) = O(1) + \text{boucle}(0, lst_1^0, lst_2^0)$$

et

$$\text{boucle}(i, lst_1^i, lst_2^i) = \begin{cases} O(1) & \text{si } |lst_1^i| = |lst_2^i| = 0 \\ O(1) & \text{si } |lst_1^i| = 0 \text{ ou } |lst_2^i| = 0 \\ O(1) + \text{boucle}(i, lst_1^{i+1}, lst_2^{i+1}) & \text{sinon ; avec :} \\ & |lst_1^{i+1}| + |lst_2^{i+1}| = |lst_1^i| + |lst_2^i| - 1 \end{cases}$$

On associe la suite  $(u_j)_{j \in \mathbb{N}}$  ;  $u_j$  quantifiant le temps en fonction de  $|lst_1^j| + |lst_2^j|$  :

$$u_j = \begin{cases} O(1) & \text{si } j = 0 \\ O(1) + u_{j-1} & \text{sinon} \end{cases}$$

On a  $n = |lst_1^0| + |lst_2^0|$  et

$$t(n) = O(1) + u_n$$

On calcule  $u_n$ .

$$u_n = O(1) + u_{n-1}$$

$$u_n = O(1) + (O(1) + u_{n-2})$$

$$u_n = 2.O(1) + u_{n-2}$$

...

$$u_n = k.O(1) + u_{n-k}$$

Soit

$$u_n = n.O(1) + u_0$$

$$u_n = n.O(1) + O(1)$$

$$u_n = O(n)$$

D'où

$$t(n) = O(n)$$

□

**Théorème.** *La complexité de `tri_fusion` est en  $O(n \log n)$ .*

*Preuve.* Soit  $\mathcal{C}(n)$  le nombre de comparaisons pour une instance de taille  $n$ .

On a

$$\mathcal{C}(n) = 2.\mathcal{C}(n/2) + O(n)$$

On invoque le théorème maître avec  $a = 2$ ,  $b = 2$  et  $d = 1$ . On a

$$a = 2 = 2^d$$

D'où

$$\mathcal{C}(n) = O(n^d \cdot \log n)$$

C'est-à-dire

$$\mathcal{C}(n) = O(n \cdot \log n)$$

□

*Deuxième preuve.* Soit  $\mathcal{C}(n)$  le nombre de comparaisons pour une instance de taille  $n$ .

$$\mathcal{C}(n) = 1 + 2.\mathcal{C}\left(\frac{n}{2}\right) + \gamma.n$$

Où  $\gamma$  est une constante. On a de même :

$$\mathcal{C}\left(\frac{n}{2}\right) = 1 + 2.\mathcal{C}\left(\frac{n}{4}\right) + \gamma.\frac{n}{2}$$

Soit :

$$\mathcal{C}(n) = 1 + 2.\left(1 + 2.\mathcal{C}\left(\frac{n}{4}\right) + \gamma.\frac{n}{2}\right) + \gamma.n$$

$$\mathcal{C}(n) = 1 + 2 + 4.\mathcal{C}\left(\frac{n}{4}\right) + \gamma.n + \gamma.n$$

$$\begin{aligned}
\mathcal{C}(n) &= 4.\mathcal{C}\left(\frac{n}{4}\right) + 2\gamma.n + 3 \\
\mathcal{C}(n) &= 2^2.\mathcal{C}\left(\frac{n}{2^2}\right) + 2\gamma.n + (2+1) \\
\mathcal{C}\left(\frac{n}{2^2}\right) &= 1 + 2.\mathcal{C}\left(\frac{n}{2^3}\right) + \gamma.\frac{n}{2^2} \\
\mathcal{C}(n) &= 2^2.\left(1 + 2.\mathcal{C}\left(\frac{n}{2^3}\right) + \gamma.\frac{n}{2^2}\right) + 2\gamma.n + (2+1) \\
\mathcal{C}(n) &= 2^2 + 2^2.2.\mathcal{C}\left(\frac{n}{2^3}\right) + \gamma.n + 2\gamma.n + (2+1) \\
\mathcal{C}(n) &= 2^3.\mathcal{C}\left(\frac{n}{2^3}\right) + 3\gamma.n + (2^2 + 2 + 1) \\
\mathcal{C}\left(\frac{n}{2^3}\right) &= 1 + 2.\mathcal{C}\left(\frac{n}{2^4}\right) + \gamma.\frac{n}{2^3} \\
\mathcal{C}(n) &= 2^3.\left(1 + 2.\mathcal{C}\left(\frac{n}{2^4}\right) + \gamma.\frac{n}{2^3}\right) + 3\gamma.n + (2^2 + 2 + 1) \\
\mathcal{C}(n) &= 2^3 + 2^3.2.\mathcal{C}\left(\frac{n}{2^4}\right) + 2^3.\gamma.\frac{n}{2^3} + 3\gamma.n + (2^2 + 2 + 1) \\
\mathcal{C}(n) &= 2^3 + 2^4.\mathcal{C}\left(\frac{n}{2^4}\right) + \gamma.n + 3\gamma.n + (2^2 + 2 + 1) \\
\mathcal{C}(n) &= 2^4.\mathcal{C}\left(\frac{n}{2^4}\right) + 4\gamma.n + (2^3 + 2^2 + 2 + 1)
\end{aligned}$$

Par suite,

$$\mathcal{C}(n) = 2^t.\mathcal{C}\left(\frac{n}{2^t}\right) + t.\gamma.n + (2^t + \dots + 2^2 + 2 + 1)$$

On a :

$$2^t + \dots + 2^2 + 2 + 1 = \frac{2^{t+1} - 1}{2 - 1} = 2^{t+1} - 1$$

D'où,

$$\mathcal{C}(n) = 2^t.\mathcal{C}\left(\frac{n}{2^t}\right) + t.\gamma.n + 2^{t+1} - 1$$

On a :

$$\frac{n}{2^t} = 1 \iff n = 2^t \iff t = \log_2 n$$

Et  $\mathcal{C}(1) = 1$  ; d'où :

$$\begin{aligned}
\mathcal{C}(n) &= 2^{\log_2 n}.1 + \log_2(n).\gamma.n + 2^{\log_2(n)+1} - 1 \\
\mathcal{C}(n) &= n + n.\log_2(n).\gamma + 2^{\log_2(n)}.2 - 1 \\
\mathcal{C}(n) &= n + n.\log_2(n).\gamma + 2.n - 1 \\
\mathcal{C}(n) &= n.\log_2(n).\gamma + 3.n - 1 \in O(n \log n)
\end{aligned}$$

□

## 12 Représentation des graphes

### 12.1 Considérations préliminaires

Soit un graphe  $G = (S, A)$  tel que :  $|S| = n$  et  $|A| = m$  (avec  $n, m \in \mathbb{N}$ ). Les sommets de  $G$  sont numérotés de 0 à  $n - 1$ .

### 12.2 Représentation par matrice d'adjacence

**Définition.** La matrice d'adjacence du graphe  $G$ , soit  $M$ , est une matrice booléenne de type  $n \times n$  vérifiant :

$$M_{i,j} = \begin{cases} 1 & \text{si } i \text{ et } j \text{ sont adjacents} \\ 0 & \text{sinon} \end{cases}$$

Pour  $i, j \in \{0, \dots, n - 1\}$ , si  $s_i$  est le  $i$ -ième sommet, et si  $s_j$  est le  $j$ -ième sommet, alors :

$$M_{i,j} = 1 \iff (s_i, s_j) \in A$$

### 12.3 Représentation par liste d'adjacence

**Définition.** La liste d'adjacence du graphe  $G$ , soit **succ**, est une liste indexée par les sommets de  $G$ , et telle que :

$$\forall s \in S, \text{succ}(s) = \{s' : (s, s') \in A\}$$

Autrement dit,  $\forall s \in S$ , **succ**( $s$ ) est l'ensemble des sommets adjacents à  $s$ .

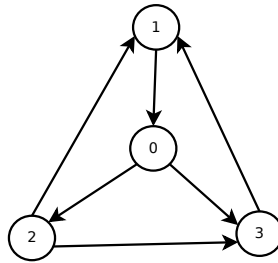
### 12.4 Exemple

Soit le graphe  $G = (S, A)$ , défini par :

$$\begin{cases} S = \{0, 1, 2, 3\} \\ A = \{(0, 2), (0, 3), (1, 0), (2, 1), (2, 3), (3, 1)\} \end{cases}$$

Un tel graphe peut être représenté comme suit :





Les représentations par matrice et liste d'adjacence sont données ci-après.

Matrice d'adjacence	Liste d'adjacence								
$\begin{pmatrix} 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 \end{pmatrix}$	<table> <tr> <td>0</td><td>{2, 3}</td></tr> <tr> <td>1</td><td>{0}</td></tr> <tr> <td>2</td><td>{1, 3}</td></tr> <tr> <td>3</td><td>{1}</td></tr> </table>	0	{2, 3}	1	{0}	2	{1, 3}	3	{1}
0	{2, 3}								
1	{0}								
2	{1, 3}								
3	{1}								

## 12.5 Espace mémoire

Matrice d'adjacence	Liste d'adjacence
$O(n^2)$	$O(n + m)$

## 12.6 Complexité de quelques opérations

Opérations	Matrice d'adjacence	Liste d'adjacence
Tester l'existence d'un arc $s \rightarrow s'$	$O(1)$	$O( \text{succ}(s) )$
Retourner les sommets adjacents à un sommet	$O(n)$	$O(1)$
Parcourir l'ensemble des arcs	$O(n^2)$	$O(m)$

## 12.7 Choix d'utilisation

- D'une manière générale, on considère que si le graphe a "peu" d'arêtes, il est plus intéressant d'utiliser une représentation par liste d'adjacence, plutôt que par matrice d'adjacence (qui contiendrait alors beaucoup de 0).
- Mais si le graphe a "beaucoup" d'arêtes, il est plus intéressant d'utiliser une matrice d'adjacence.

## 12.8 Relation entre sommets adjacents et arêtes

**Définition.** Soit la fonction  $\widetilde{\text{succ}}$ , définie par

$$\widetilde{\text{succ}} : S \rightarrow A$$

$$s \mapsto \widetilde{\text{succ}}(s) := \{(s, s') : s' \in \text{succ}(s)\}$$

qui associe, à chaque sommet, l'ensemble des arêtes qui lui sont adjacentes.

**Théorème.** Si le graphe  $G$  est orienté,

$$\sum_{s \in S} |\widetilde{\text{succ}}(s)| = |A|$$

*Preuve.*  $\{\widetilde{\text{succ}}(s) : s \in S\}$  est une partition de  $A$  ; i.e.,

$$\bigcup_{s \in S} \widetilde{\text{succ}}(s) = A$$

et

$$\bigcap_{s \in S} \widetilde{\text{succ}}(s) = \emptyset$$

□

**Théorème.** Si le graphe  $G$  est orienté,

$$\sum_{s \in S} |\widetilde{\text{succ}}(s)| = 2|A|$$

*Preuve.* D'une part,

$$\bigcup_{s \in S} \widetilde{\text{succ}}(s) = A$$

D'autre part, quel que soient  $s$  et  $s'$  de  $S$ , et  $a \in A$ , tels que  $a = (s, s') = (s', s)$  ; alors

$$a \in \widetilde{\text{succ}}(s) \cap \widetilde{\text{succ}}(s')$$

(chaque arête est comptée exactement 2 fois).

□

On note que,  $\forall s \in S$ ,  $|\widetilde{\text{succ}}(s)| = |\text{succ}(s)|$ . On en déduit les théorèmes suivants.

**Théorème.** *Si le graphe  $G$  est orienté,*

$$\sum_{s \in S} |\text{succ}(s)| = |A|$$

*Preuve.* On a :

$$\sum_{s \in S} |\widetilde{\text{succ}}(s)| = \sum_{s \in S} |\text{succ}(s)|$$

Et on a précédemment démontré que :

$$\sum_{s \in S} |\widetilde{\text{succ}}(s)| = |A|$$

□

**Théorème.** *Si le graphe  $G$  est orienté,*

$$\sum_{s \in S} |\text{succ}(s)| = 2 \cdot |A|$$

*Preuve.* On a :

$$\sum_{s \in S} |\widetilde{\text{succ}}(s)| = \sum_{s \in S} |\text{succ}(s)|$$

Et on a précédemment démontré que :

$$\sum_{s \in S} |\widetilde{\text{succ}}(s)| = 2 \cdot |A|$$

□

## 13 Arbres

### 13.1 Arbres – arbres binaires

#### 13.1.1 Arbres binaires et profondeur

**Définition** (graphe connexe). Un graphe est connexe si : pour tous sommets  $s$  et  $s'$ , il existe une chaîne reliant  $s$  à  $s'$ .

**Définition** (arbre). Un arbre est un graphe connexe sans cycle, dont on distingue un sommet appelé racine.

**Définition** (arbre binaire). Un arbre binaire est un arbre, dont tout nœud possède, au plus, deux successeurs.

**Définition** (profondeur d'un nœud). Soit  $\mathcal{A}$  un arbre binaire, la profondeur d'un nœud  $s \in \mathcal{A}$ , notée  $\mathbf{p}(s)$ , est définie par :

- (i)  $\mathbf{p}(s) = 1$ , si  $s$  est racine de  $\mathcal{A}$  ;
- (ii)  $\mathbf{p}(s) = \mathbf{p}(\text{parent de } s) + 1$ , sinon.

**Définition** (profondeur d'un arbre).

$$\mathbf{p}(\mathcal{A}) := \max\{\mathbf{p}(s) \mid s \text{ est une feuille de } \mathcal{A}\}$$

#### 13.1.2 Arbres binaires parfaits

**Définition** (arbre binaire parfait). Un arbre binaire parfait est un arbre binaire, tel que

- (i) tout nœud interne (i.e. non feuille), possède exactement deux successeurs ;
- (ii) toutes les feuilles sont à la même profondeur de la racine.

**Lemme.**  $\forall n \in \mathbb{N}$ ,

$$\sum_{i=0}^n 2^i = 2^{n+1} - 1$$

*Preuve.* Par récurrence sur  $n$ .

- (i)  $n = 0$  ;  $2^0 = 1 = 2^1 - 1$ .

(ii) Hypothèse de récurrence : soit  $k \in \mathbb{N}$  tel que

$$\sum_{i=0}^k 2^i = 2^{k+1} - 1$$

(iii)  $n = k + 1$ .

$$\sum_{i=0}^{k+1} 2^i = \sum_{i=0}^k 2^i + 2^{k+1}$$

Par l'hypothèse de récurrence,

$$\sum_{i=0}^{k+1} 2^i = 2^{k+1} - 1 + 2^{k+1}$$

$$\sum_{i=0}^{k+1} 2^i = 2 \cdot 2^{k+1} - 1$$

$$\sum_{i=0}^{k+1} 2^i = 2^{k+2} - 1$$

□

**Théorème.** *Un arbre binaire parfait, de  $n$  nœuds, a une profondeur de  $O(\log n)$ .*

*Preuve.* Soit  $\mathcal{A}$  un arbre binaire parfait de  $n$  nœuds.

$$\mathfrak{p}(\mathcal{A}) = 1 \quad \text{pour} \quad n = 1 = 2^1 - 1$$

$$\mathfrak{p}(\mathcal{A}) = 2 \quad \text{pour} \quad n = 1 + 2 = 3 = 2^2 - 1$$

$$\mathfrak{p}(\mathcal{A}) = 3 \quad \text{pour} \quad n = 1 + 2 + 2^2 = 7 = 2^3 - 1$$

Soit  $q \in \mathbb{N}^*$  tel que

$$\mathfrak{p}(\mathcal{A}) = q \quad \text{pour} \quad n = \sum_{i=0, \dots, q-1} 2^i = 2^q - 1$$

On a

$$\mathfrak{p}(\mathcal{A}) = q + 1 \quad \text{pour} \quad n = \sum_{i=0, \dots, q-1} 2^i + 2 \cdot 2^{q-1} = \sum_{i=0, \dots, q} 2^i = 2^{q+1} - 1$$

La récurrence établie, on a ainsi,  $\forall k \in \mathbb{N}^*$ ,

$$p(A) = k \quad \text{pour} \quad n = 2^k - 1$$

Soit

$$2^k = n + 1 \iff k = \log_2(n + 1) \in O(\log n)$$

□

### 13.1.3 Parcours infixe d'un arbre binaire

- On suppose qu'un noeud peut-être "nul" (sa profondeur est alors 0 par convention).
- Initialement, la racine de l'arbre est passée en argument de l'algorithme.

---

#### Algorithm 24 infixe ( $s \in \mathcal{A}$ )

---

```

1: if est_nul( $s$ ) then
2:   return
3: else
4:   print( $s$ )
5: end if
6: infixe( $s_g$ )
7: infixe( $s_d$ )

```

---

**Théorème.** *La complexité du parcours infixe, dans un arbre binaire, est en  $O(n)$ .*

## 13.2 Arbre binaire de recherche

### 13.2.1 Définition

**Définition** (ABR). Un arbre binaire de recherche (ABR) est un arbre binaire valué, qui est soit un arbre vide ; soit un arbre vérifiant, pour tout noeud  $s$  :

- $\forall s' \in G(s), s'.val \leq s.val$  ;
- $\forall s' \in D(s), s.val < s'.val$  ;

où  $G(s)$  (resp.  $D(s)$ ) est le sous-arbre gauche (resp. droit) du noeud  $s$ .

### 13.2.2 Recherche dans un ABR

---

**Algorithm 25** recherche\_ABR ( $s \in \mathcal{A}$ ,  $x \in V$  : valeur recherchée)

---

```
1: if est_nul( $s$ ) then
2:   return False
3: else if  $s.val = x$  then
4:   return True
5: else if  $s.val > x$  then
6:   return recherche_ABR( $s.f_g$ ,  $x$ )
7: else
8:   return recherche_ABR( $s.f_d$ ,  $x$ )
9: end if
```

---

**Théorème.** *La complexité de la recherche dans un ABR est, en moyenne, en  $O(\log n)$ .*

*Preuve.* Admis. □

### 13.3 Parcours infixe dans un ABR

**Théorème.** *Le parcours infixe d'un ABR donne une séquence des noeuds triés, selon l'ordre croissant des valeurs.*

*Preuve.* (Par récurrence sur la taille de l'ABR). Si  $|\mathcal{A}| = 1$ , alors la proposition est trivialement vraie.

Supposons que, pour tout ABR de taille  $m \leq k$ , la proposition soit vraie. Considérons un ABR de taille  $k + 1$  ; alors la séquence affichée est de la forme :

séquence affichée par  $\text{infixe}(s.f_g)$  .  $s$  . séquence affichée par  $\text{infixe}(s.f_d)$ .

Par définition d'un ABR,

- $\forall s' \in G(s), s'.val \leq s.val$  ;
- $\forall s' \in D(s), s.val < s'.val$ .

D'autre part, l'hypothèse de récurrence nous assure que la séquence affichée par  $\text{infixe}(s.f_g)$  (resp.  $\text{infixe}(s.f_d)$ ) est conforme à la proposition. □

## 14 Parcours de graphes

### 14.1 Parcours en largeur (*Breadth First Search*)

---

**Algorithm 26** BFS( $G = (S, \text{succ})$ ,  $s_0$ )

---

```
1: done  $\leftarrow$  [  $s_0$  ]
2: todo  $\leftarrow$  File_Vide
3: todo.enfiler( $s_0$ )
4: while todo n'est pas vide do
5:    $s \leftarrow$  todo.defiler()
6:   for  $s' \in \text{succ}(s)$  do
7:     if  $s' \notin \text{done}$  then
8:       todo.enfiler( $s'$ )
9:       done  $\leftarrow$  done + [  $s'$  ]
10:    end if
11:  end for
12: end while
13: return done
```

---

Permet notamment de trouver le plus court chemin entre deux sommets (dans un graphe non pondéré).



## 15 Problème de l'arrêt

**Définition** (ARRÊT).

Entrées :

1.  $\langle \text{Prog} \rangle$  : le code source d'un programme **Prog** ;
2.  $x$  : une entrée pour **Prog**.

Sortie : **Prog**( $x$ ) s'arrête-t-il ?

**Théorème** (Turing). *ARRÊT est indécidable.*

*Preuve.* (Par l'absurde). On suppose qu'ARRÊT est décidable ; i.e. il existe un programme, soit **Halt**, qui décide le problème de l'arrêt ; i.e., pour tout programme **Prog** de code source  $\langle \text{Prog} \rangle$ , pour toute entrée  $x$  de **Prog** :

- **Prog**( $x$ ) s'arrête  $\iff$  **Halt**( $\langle \text{Prog} \rangle$ ,  $x$ ) répond Vrai ;
- **Prog**( $x$ ) ne s'arrête pas  $\iff$  **Halt**( $\langle \text{Prog} \rangle$ ,  $x$ ) répond Faux.

On considère le programme **Diagonale** ci-après :

**Diagonale**( $y$ ):

```
Si Halt(y, y) = Vrai :  
    effectuer une boucle infinie  
Sinon  
    retourner "toto"  
Fin Si
```

Nous considérons l'exécution : **Diagonale**( $\langle \text{Diagonale} \rangle$ ).

(a) Cas 1 : **Halt**( $\langle \text{Diagonale} \rangle$ ,  $\langle \text{Diagonale} \rangle$ ) = Vrai

D'après le code de **Diagonale**, il suit que **Diagonale**( $\langle \text{Diagonale} \rangle$ ) ne s'arrête pas, donc que **Halt**( $\langle \text{Diagonale} \rangle$ ,  $\langle \text{Diagonale} \rangle$ ) répond Faux.

(b) Cas 2 : **Halt**( $\langle \text{Diagonale} \rangle$ ,  $\langle \text{Diagonale} \rangle$ ) = Faux

D'après le code de **Diagonale**, il suit que **Diagonale**( $\langle \text{Diagonale} \rangle$ ) s'arrête, donc que **Halt**( $\langle \text{Diagonale} \rangle$ ,  $\langle \text{Diagonale} \rangle$ ) répond Vrai.

□