

# Arbres binaires (suite)

Alix Munier-Kordon et Maryse Pelletier

LIP6  
Sorbonne Université  
Paris

Algorithmique élémentaire

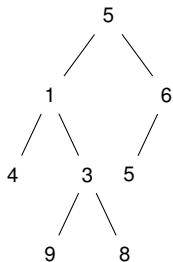
# Plan du cours

## Definition

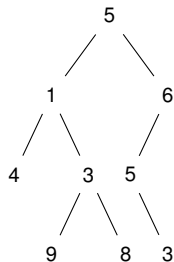
Un arbre binaire est *H-équilibré* si, pour tout nœud  $x$ , la différence entre la hauteur du fils gauche de  $x$  et la hauteur du fils droit de  $x$  vaut 1, 0 ou -1.

# Arbres H-équilibrés : exemples

Arbre H-équilibré :



Arbre non H-équilibré :



## Theorem

*La hauteur d'un arbre H-équilibré de taille  $n$  est en  $\Theta(\log n)$ .*

**Meilleur cas** : arbres *parfaits* (voir section suivante)

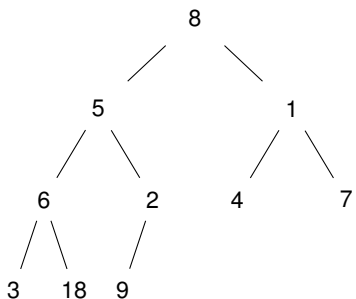
**Pire cas** : arbres *de Fibonacci* (voir TD)

## Definition

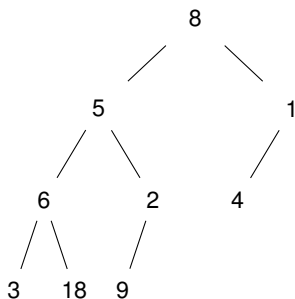
Un *arbre parfait* est un arbre dont tous les niveaux sont entièrement pleins, sauf éventuellement le dernier qui est rempli le plus à gauche.

# Arbres parfaits : exemples

Arbre parfait :



Arbre non parfait :



## Theorem

*La hauteur d'un arbre parfait de taille  $n$  est en  $\Theta(\log n)$ .*

**Preuve :**  $2^{h-1} \leq n < 2^h$  (voir TD)

**Exemple :** un arbre parfait de taille 1000 a une hauteur égale à 10 : les 9 premiers niveaux sont entièrement remplis et le 10-ème niveau contient 489 nœuds.



## Theorem

*La hauteur d'un arbre parfait de taille  $n$  est en  $\Theta(\log n)$ .*

**Preuve :**  $2^{h-1} \leq n < 2^h$  (voir TD)

**Exemple :** un arbre parfait de taille 1000 a une hauteur égale à 10 : les 9 premiers niveaux sont entièrement remplis et le 10-ème niveau contient 489 nœuds.

# Arbres parfaits : représentation

Un arbre parfait de taille  $n$  peut être représenté au moyen d'un tableau  $A[0..N]$ , avec  $N \geq n$ , tel que :

- $A[0]$  contient la taille  $n$  de  $T$
- les cases  $A[1..n]$  sont remplies en parcourant  $T$  de gauche à droite, niveau par niveau.

# Représentation : exemple

Arbre parfait :

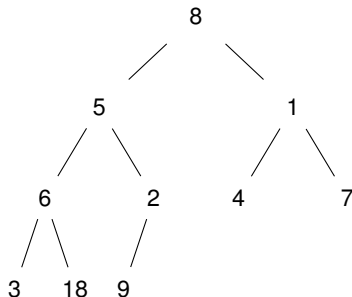


Tableau : [10, 8, 5, 1, 6, 2, 4, 7, 3, 18, 9]

# Arbres parfaits : représentation

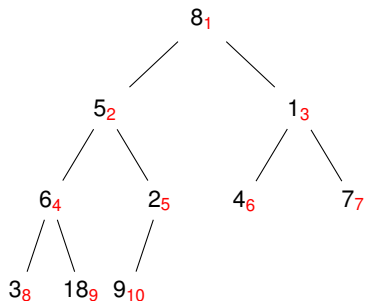
Dans le tableau  $A[0..N]$  représentant un arbre parfait  $T$  :

- $A[1]$  est la racine de  $T$
- si  $2i \leq n$  alors le fils gauche de  $A[i]$  est  $A[2i]$
- si  $2i + 1 \leq n$  alors le fils droit de  $A[i]$  est  $A[2i + 1]$
- si  $i > 1$  alors le père de  $A[i]$  est  $A[i \div 2]$ .

$\div$  est la division entière

# Représentation : exemple

Numérotation d'un arbre parfait :



# Insertion dans un arbre parfait

Insertion d'un élément  $x$  dans un arbre parfait de taille  $n$ .

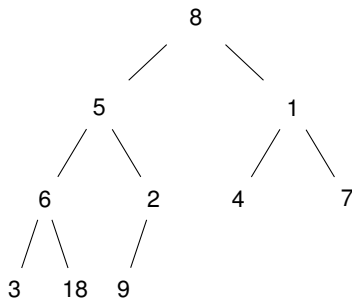
Si  $n < N$  :

- insérer  $x$  dans la case  $A[n + 1]$
- augmenter  $A[0]$  de 1.

Et si  $n = N$  ? On peut décider de ne plus faire d'insertion ou bien doubler la taille du tableau.

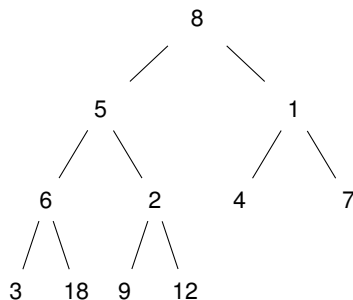
# Insertion : exemple

Avant :



[10, 8, 5, 1, 6, 2, 4, 7, 3, 18, 9]

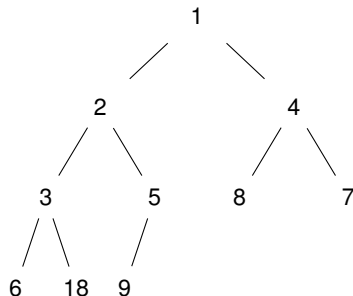
Après :



[11, 8, 5, 1, 6, 2, 4, 7, 3, 18, 9, 12]

# Utilité des arbres parfaits : tas

*Tas* : arbre parfait croissant.



Les étiquettes croissent de la racine vers les feuilles.



# Utilité des arbres parfaits : tas

- Insertion dans un tas : comme dans un arbre parfait, puis échanges avec le père tant que nécessaire.  
Complexité :  $O(\log n)$ .
- Suppression du minimum, avec obtention d'un nouveau tas. Complexité :  $O(\log n)$ .
- Tri par tas, par  $n$  insertions puis  $n$  suppressions de minimum.  
Complexité :  $O(n \log n)$ .

Le tri par tas sera vu en TD.

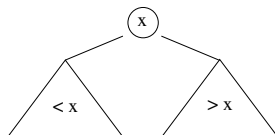
# Arbres binaires de recherche : définition

L'ensemble  $E$  des clefs est totalement ordonné.

## Definition (ABR(E))

Un *arbre binaire de recherche* sur  $E$  est un arbre binaire dans lequel tout nœud a une clef qui est supérieure à toutes les clefs de son sous-arbre gauche et inférieure à toutes les clefs de son sous-arbre droit.

Pour tout nœud  $x$ :



**Abréviation :** ABR pour arbre binaire de recherche.

**Remarque :** les clefs d'un ABR sont deux à deux distinctes.

## Definition ( $\mathcal{ABR}(E)$ )

$T \in \mathcal{ABR}(E)$  si :

**Base**  $T = \emptyset$ ;

**Ind.**  $T = (x, G, D)$  avec  $x \in E$  et tel que,

- $G$  et  $D$  sont dans  $\mathcal{ABR}(E)$ ;
- toutes les clefs de  $G$  sont inférieures à  $x$ ;
- toutes les clefs de  $D$  sont supérieures à  $x$ .

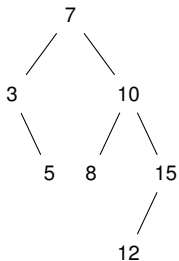
## Theorem

*Pour tout ensemble  $E$  ordonné,  $\mathcal{ABR}(E) = ABR(E)$*

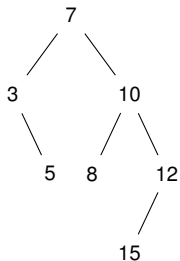
Preuve en TD

# ABR : exemples

ABR :



Non ABR :



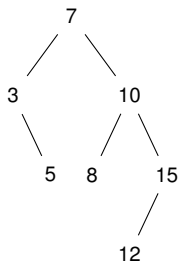
## Theorem

*Un arbre binaire est un ABR ssi son parcours infixe est rangé en ordre strictement croissant.*

Preuve en TD

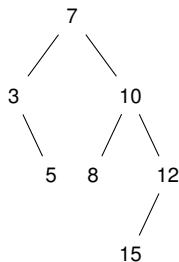
# Propriété caractéristique : exemple

ABR :



(3, 5, 7, 8, 10, 12, 15)

Non ABR :



(3, 5, 7, 8, 10, 15, 12)

**Idée :** comparer la clef cherchée et la racine pour savoir s'il faut descendre à gauche ou à droite.

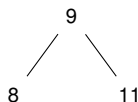
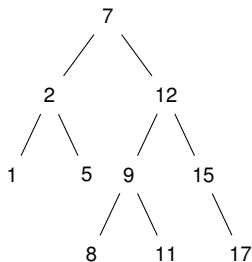
**Algorithme :** recherche de  $x$  dans l'ABR  $T$

```
def ABRcherche(x,T):  
    if estABvide(T):  
        return False  
    if x == T.clef:  
        return T  
    if x < T.clef:  
        return ABRcherche(x,T.gauche)  
    return ABRcherche(x,T.droit)
```

**Complexité :** la hauteur de l'ABR.

# Recherche dans un ABR : exemple

ABRcherche(9, T) renvoie





# Insertion dans un ABR

**Idée :** comparer la nouvelle clef à la racine pour savoir s'il faut l'insérer à gauche ou à droite.

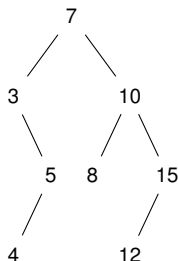
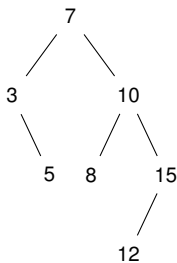
**Algorithme :** insertion de  $x$  dans l'ABR  $T$

```
def ABRinsertion(x,T):  
    if estABvide(T):  
        return ABfeuille(x)  
    if x == T.clef:  
        return T  
    if x < T.clef:  
        return AB(T.clef,ABRinsertion(x,T.gauche),T.droit)  
    return AB(T.clef,T.gauche,ABRinsertion(x,T.droit))
```

**Complexité :** la hauteur de l'ABR.

# Insertion dans un ABR : exemple

ABRinsertion(4, T) renvoie

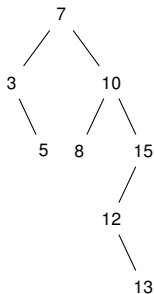


# Recherche du maximum d'un ABR

**Idée :** le maximum est dans le nœud le plus à droite.

**Algorithme :** en TD

**Complexité :** la longueur de la *branche droite*.



Le maximum est 15.

Les nœuds de la branche droite sont 7, 10, 15.

La longueur de la branche droite est 3.

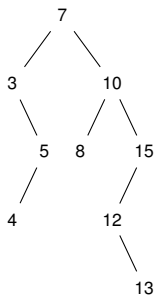
# Suppression du maximum d'un ABR

**Idée :** remplacer le nœud le plus à droite par son fils gauche.

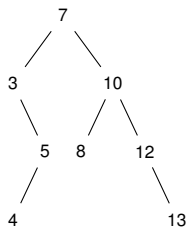
**Algorithme :** en TD

**Complexité :** la longueur de la branche droite.

Avant suppression du max



Après suppression du max



# Suppression de la racine d'un ABR

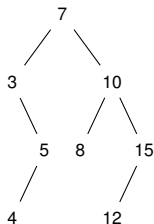
**Idée :** Si le sous-arbre gauche n'est pas vide :

- remplacer la racine par le max du sous-arbre gauche,
- supprimer le max du sous-arbre gauche.

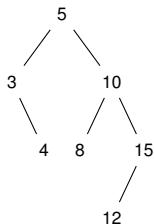
**Algorithme :** en TD

**Complexité :** la longueur de la branche droite du sous-arbre gauche.

Avant suppression racine



Après suppression racine



# Suppression d'un élément dans un ABR

**Algorithme :** suppression de  $x$  dans l'ABR  $T$

```
def ABRsuppression(x, T):  
    if estABvide(T):  
        return T  
    if x == T.clef:  
        return ABRmoinsRacine(T)  
    if x < T.clef:  
        return AB(T.clef, ABRsuppression(x, T.gauche), T.droit)  
    return AB(T.clef, T.gauche, ABRsuppression(x, T.droit))
```

**Complexité :** la hauteur de l'ABR.