

Cours n° 8 : les arbres équilibrés et les tas

Christophe Gonzales



HUGO3 — Algorithmique

► Ce que l'on aimerait :

- $A(n)$: sous-arbre de racine le nœud n
 $A_g(n)$ et $A_d(n)$: ses sous-arbres gauche et droit
- $\forall n, |A_g(n)| = |A_d(n)|$: même nombre de nœuds à gauche et à droite

► Ce que l'on aimerait :

- $A(n)$: sous-arbre de racine le nœud n
 $A_g(n)$ et $A_d(n)$: ses sous-arbres gauche et droit
- $\forall n, |A_g(n)| = |A_d(n)|$: même nombre de nœuds à gauche et à droite
- $\forall n, h(A_g(n)) = h(A_d(n))$: même hauteur des sous-arbres gauche et droit

► Ce que l'on aimerait :

- $A(n)$: sous-arbre de racine le nœud n
 $A_g(n)$ et $A_d(n)$: ses sous-arbres gauche et droit
 - $\forall n, |A_g(n)| = |A_d(n)|$: même nombre de nœuds à gauche et à droite
 - $\forall n, h(A_g(n)) = h(A_d(n))$: même hauteur des sous-arbres gauche et droit
- Propriétés précédentes difficiles à maintenir dans un ABR

► Ce que l'on aimerait :

- $A(n)$: sous-arbre de racine le nœud n
 $A_g(n)$ et $A_d(n)$: ses sous-arbres gauche et droit
 - $\forall n, |A_g(n)| = |A_d(n)|$: même nombre de nœuds à gauche et à droite
 - $\forall n, h(A_g(n)) = h(A_d(n))$: même hauteur des sous-arbres gauche et droit
- Propriétés précédentes difficiles à maintenir dans un ABR

Version relâchée

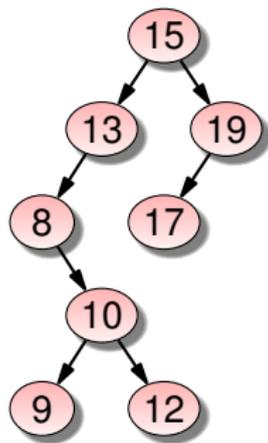
- $\forall n, |h(A_g(n)) - h(A_d(n))| < 2$: les 2 hauteurs sont les mêmes, à 1 près.

Arbre AVL [1962 - Adelson-Velsky et Landis]

Un arbre AVL est tel que **la différence des hauteurs des fils gauche et droit de tout noeud ne peut excéder 1.**

Arbre AVL [1962 - Adelson-Velsky et Landis]

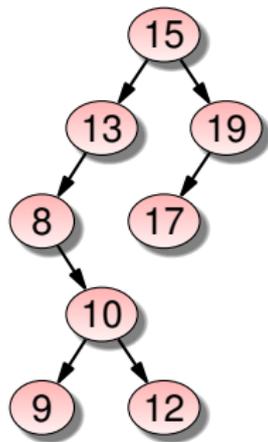
Un arbre AVL est tel que **la différence des hauteurs des fils gauche et droit de tout nœud ne peut excéder 1.**



- ▶ Nœuds 15, 13 et 8 : violent la propriété
- ▶ Tous les autres nœuds : OK

Arbre AVL [1962 - Adelson-Velsky et Landis]

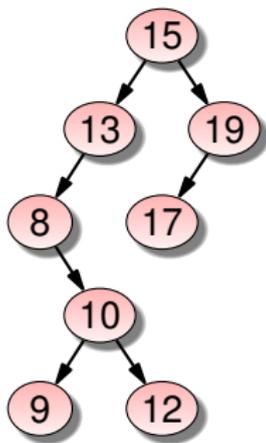
Un arbre AVL est tel que **la différence des hauteurs des fils gauche et droit de tout nœud ne peut excéder 1.**



- ▶ Nœuds 15, 13 et 8 : violent la propriété
- ▶ Tous les autres nœuds : OK
- ▶ **Pour maintenir un arbre AVL, il faut garder en tout nœud cette différence de hauteur.**

Arbre AVL [1962 - Adelson-Velsky et Landis]

Un arbre AVL est tel que la différence des hauteurs des fils gauche et droit de tout nœud ne peut excéder 1.

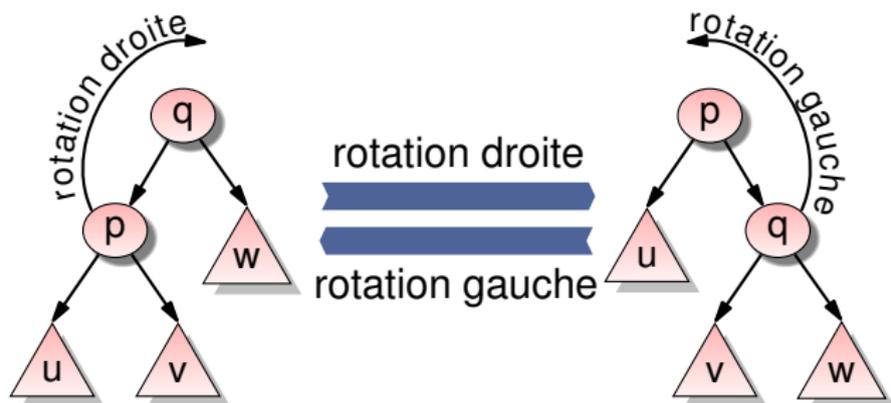


- ▶ Nœuds 15, 13 et 8 : violent la propriété
- ▶ Tous les autres nœuds : OK
- ▶ **Pour maintenir un arbre AVL, il faut garder en tout nœud cette différence de hauteur.**

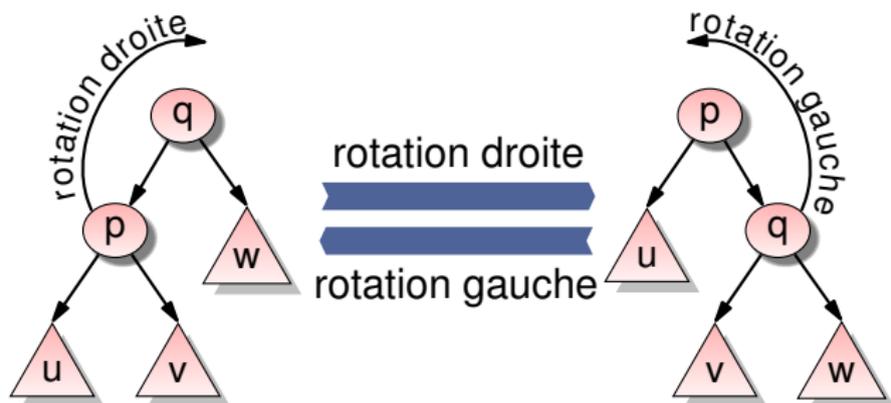
Propriété des arbres AVL

La hauteur d'un arbre AVL est de l'ordre de $\log_2 n$.

► Les rotations d'un arbre pour le rééquilibrer :

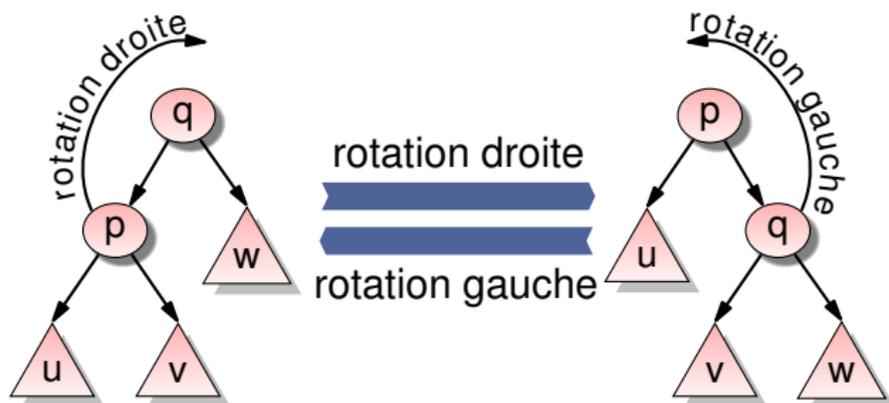


- ▶ Les rotations d'un arbre pour le rééquilibrer :



- ▶ **Remarque 1 :** Rotation \implies ABR transformé en ABR

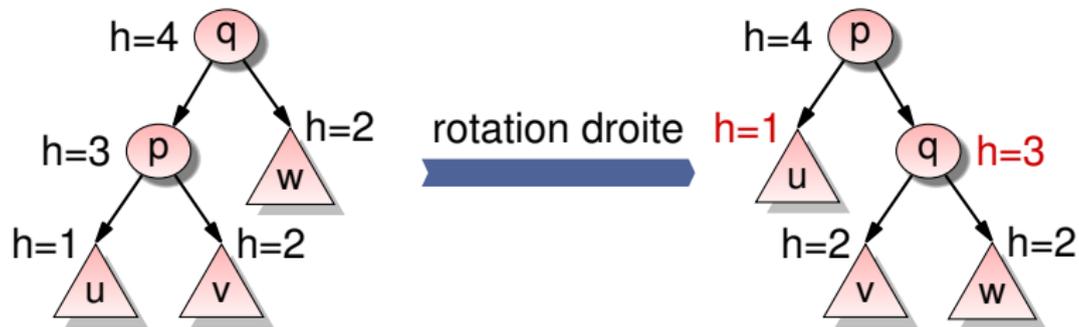
- ▶ Les rotations d'un arbre pour le rééquilibrer :



- ▶ **Remarque 1** : Rotation \implies ABR transformé en ABR
- ▶ **Remarque 2** : Rotation \implies conserve l'ordre infixe

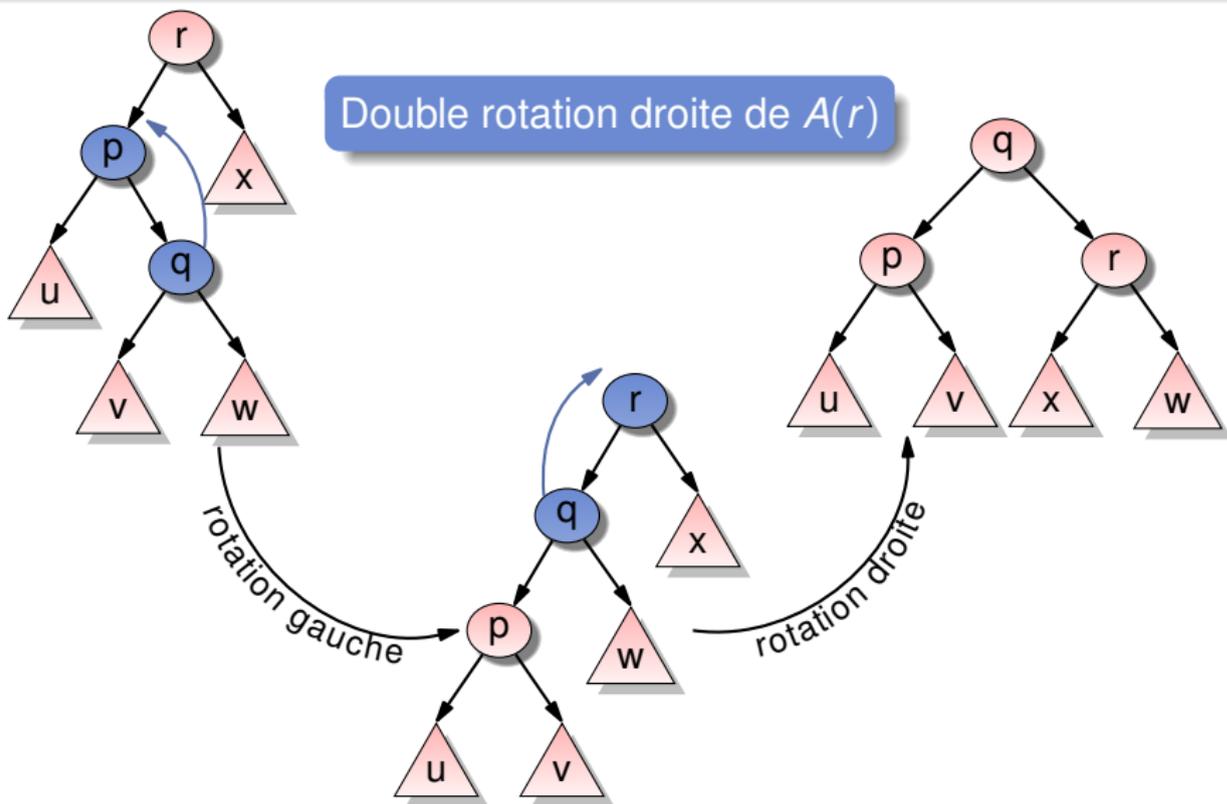


La propriété AVL n'est pas conservée par 1 rotation



⇒ Rotations à effectuer avec précautions !

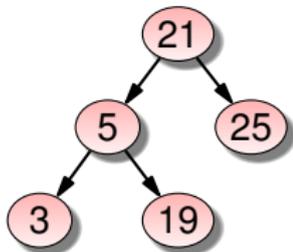
Rééquilibrage : doubles rotations



La double rotation gauche est définie similairement.

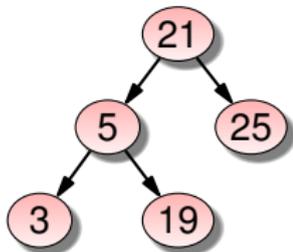
À quoi servent les doubles rotations

1 arbre AVL de départ :

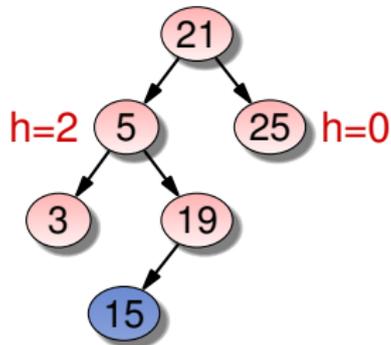


À quoi servent les doubles rotations

1 arbre AVL de départ :

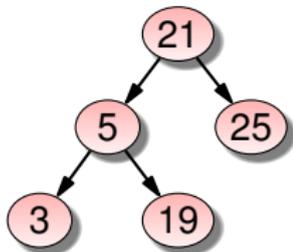


2 après insertion de 15 :

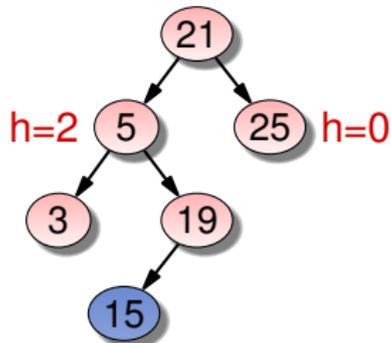


À quoi servent les doubles rotations

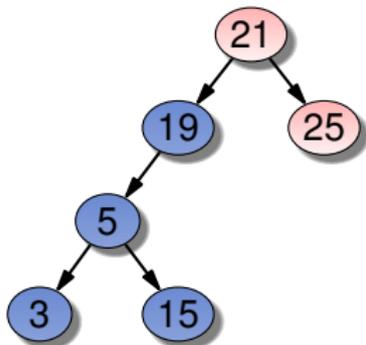
1 arbre AVL de départ :



2 après insertion de 15 :

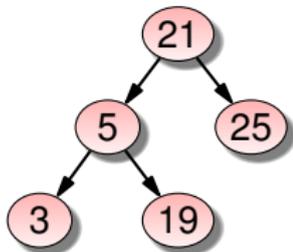


3 après rotation gauche de A(5) :

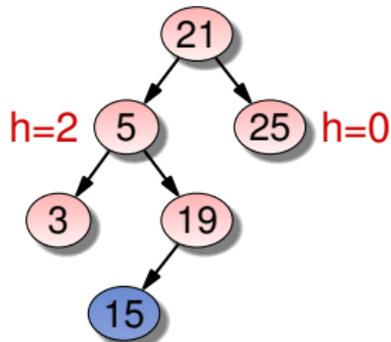


À quoi servent les doubles rotations

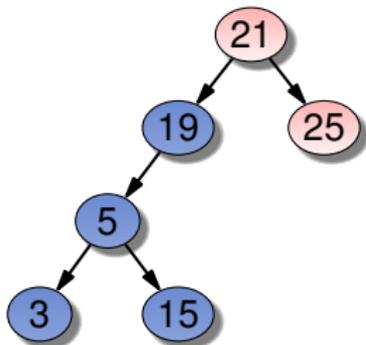
1 arbre AVL de départ :



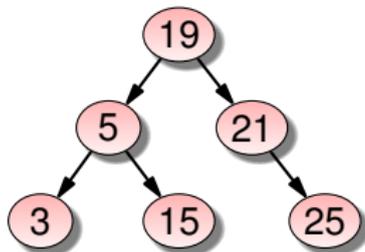
2 après insertion de 15 :



3 après rotation gauche de A(5) :

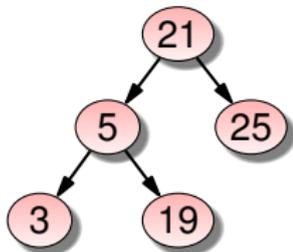


4 après rotation droite de A(21) :

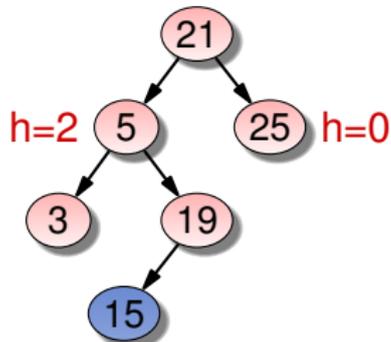


À quoi servent les doubles rotations

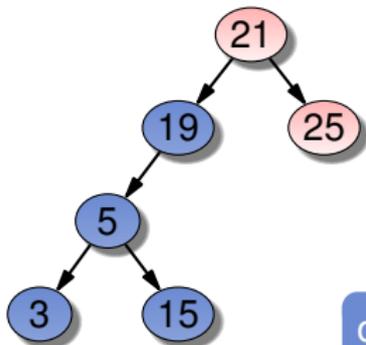
1 arbre AVL de départ :



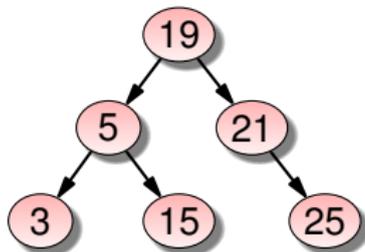
2 après insertion de 15 :



3 après rotation gauche de A(5) :



4 après rotation droite de A(21) :



double rotation droite de A(21)

Insertion

- 1 Insérer l'élément comme dans un ABR classique
- 2 Soit z le parent du nœud inséré
- 3 Si z n'est pas équilibré ($|h(A_g(z)) - h(A_d(z))| = 2$) alors rééquilibrer l'arbre de racine z
- 4 Si z n'est pas la racine de l'ABR, remonter au parent de z et revenir en 3 avec ce nœud

Insertion

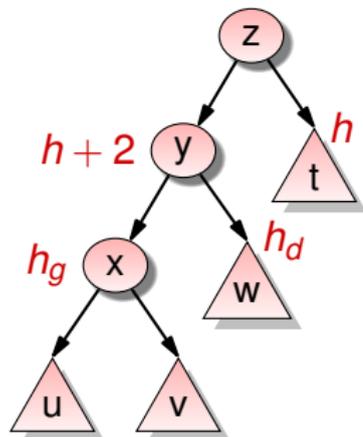
- 1 Insérer l'élément comme dans un ABR classique
- 2 Soit z le parent du nœud inséré
- 3 Si z n'est pas équilibré ($|h(A_g(z)) - h(A_d(z))| = 2$) alors rééquilibrer l'arbre de racine z
- 4 Si z n'est pas la racine de l'ABR, remonter au parent de z et revenir en 3 avec ce nœud

Suppression

- 1 Supprimer l'élément comme dans un ABR classique
- 2 Soit z le parent du nœud physiquement supprimé de l'ABR
- 3 Si z n'est pas équilibré ($|h(A_g(z)) - h(A_d(z))| = 2$) alors rééquilibrer l'arbre de racine z
- 4 Si z n'est pas la racine de l'ABR, remonter au parent de z et revenir en 3 avec ce nœud

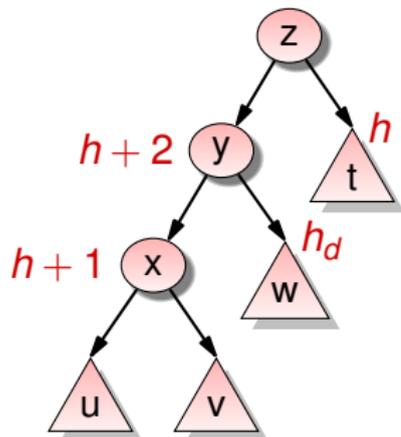
Les 4 cas de rééquilibrage d'un arbre (1/4)

- ▶ 1er cas : $A(y)$ Arbre AVL mais pas $A(z)$ et $h_g \geq h_d$



Les 4 cas de rééquilibrage d'un arbre (1/4)

- ▶ 1er cas : $A(y)$ Arbre AVL mais pas $A(z)$ et $h_g \geq h_d$
 $\implies h_g = h + 1$

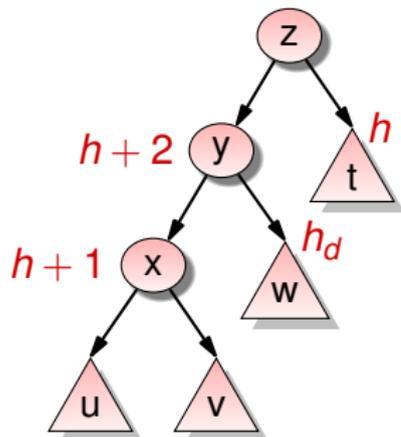


Les 4 cas de rééquilibrage d'un arbre (1/4)

► 1er cas : $A(y)$ Arbre AVL mais pas $A(z)$ et $h_g \geq h_d$

$$\implies h_g = h + 1$$

$$\implies h \leq h_d \leq h + 1$$

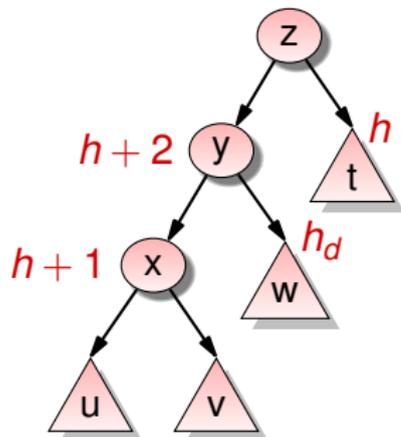


Les 4 cas de rééquilibrage d'un arbre (1/4)

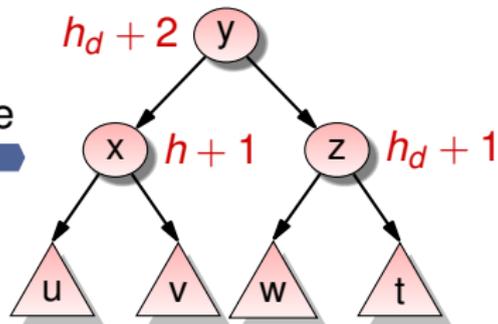
► 1er cas : $A(y)$ Arbre AVL mais pas $A(z)$ et $h_g \geq h_d$

$$\implies h_g = h + 1$$

$$\implies h \leq h_d \leq h + 1$$

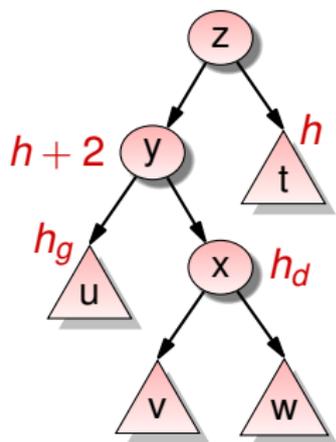


rotation droite



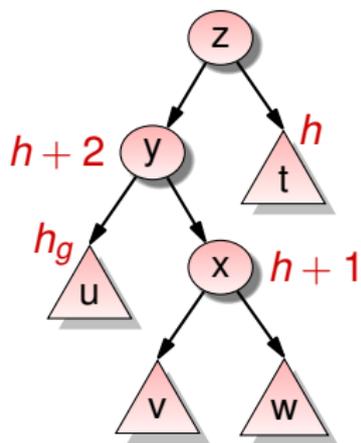
Les 4 cas de rééquilibrage d'un arbre (2/4)

- ▶ 2ème cas : $A(y)$ Arbre AVL mais pas $A(z)$ et $h_d > h_g$



Les 4 cas de rééquilibrage d'un arbre (2/4)

- ▶ 2ème cas : $A(y)$ Arbre AVL mais pas $A(z)$ et $h_d > h_g$
 $\implies h_d = h + 1$

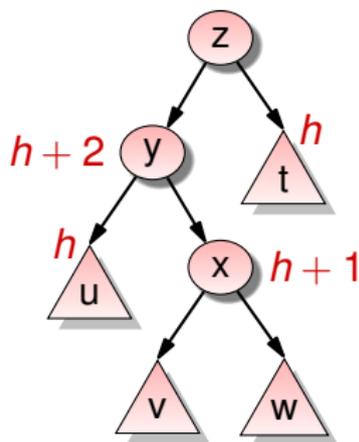


Les 4 cas de rééquilibrage d'un arbre (2/4)

► 2ème cas : $A(y)$ Arbre AVL mais pas $A(z)$ et $h_d > h_g$

$$\implies h_d = h + 1$$

$$\implies h \leq h_g < h + 1 \implies h_g = h$$



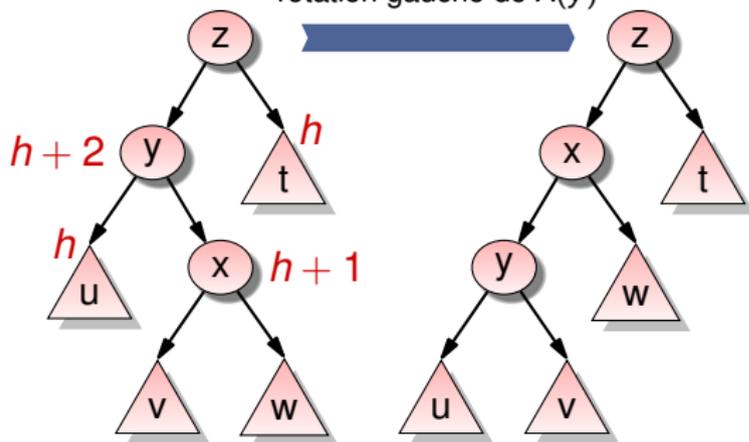
Les 4 cas de rééquilibrage d'un arbre (2/4)

► 2ème cas : $A(y)$ Arbre AVL mais pas $A(z)$ et $h_d > h_g$

$$\implies h_d = h + 1$$

$$\implies h \leq h_g < h + 1 \implies h_g = h$$

rotation gauche de $A(y)$

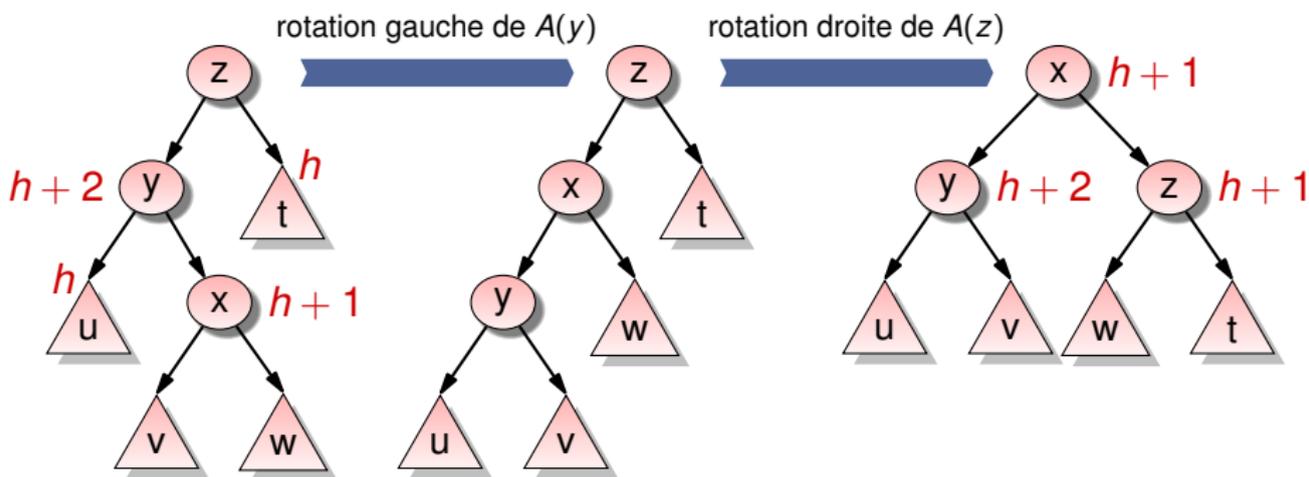


Les 4 cas de rééquilibrage d'un arbre (2/4)

► 2ème cas : $A(y)$ Arbre AVL mais pas $A(z)$ et $h_d > h_g$

$$\implies h_d = h + 1$$

$$\implies h \leq h_g < h + 1 \implies h_g = h$$

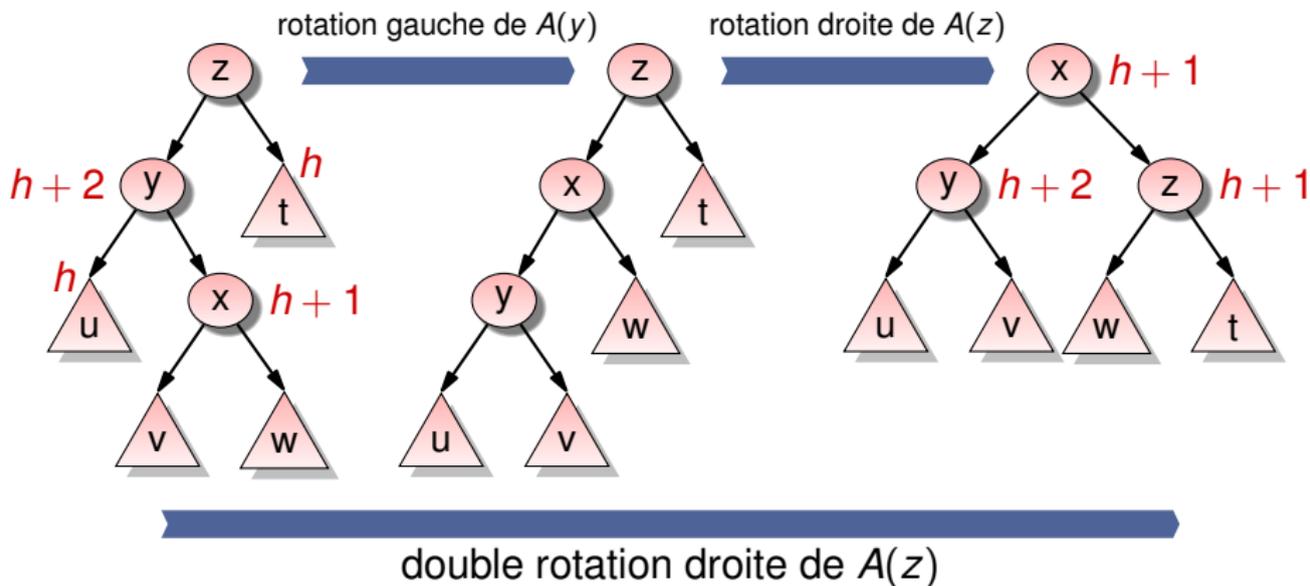


Les 4 cas de rééquilibrage d'un arbre (2/4)

► 2ème cas : $A(y)$ Arbre AVL mais pas $A(z)$ et $h_d > h_g$

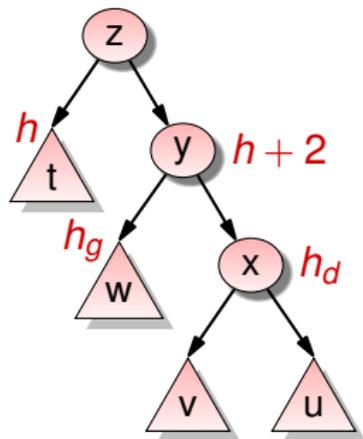
$$\implies h_d = h + 1$$

$$\implies h \leq h_g < h + 1 \implies h_g = h$$



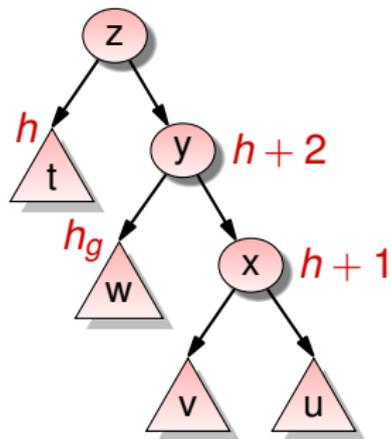
Les 4 cas de rééquilibrage d'un arbre (3/4)

- ▶ 3ème cas : $A(y)$ Arbre AVL mais pas $A(z)$ et $h_d \geq h_g$



Les 4 cas de rééquilibrage d'un arbre (3/4)

- 3ème cas : $A(y)$ Arbre AVL mais pas $A(z)$ et $h_d \geq h_g$
 $\implies h_d = h + 1$

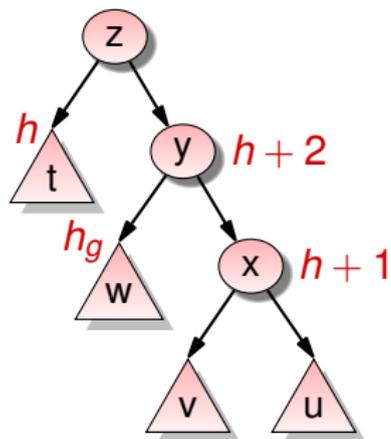


Les 4 cas de rééquilibrage d'un arbre (3/4)

► 3ème cas : $A(y)$ Arbre AVL mais pas $A(z)$ et $h_d \geq h_g$

$$\implies h_d = h + 1$$

$$\implies h \leq h_g \leq h + 1$$

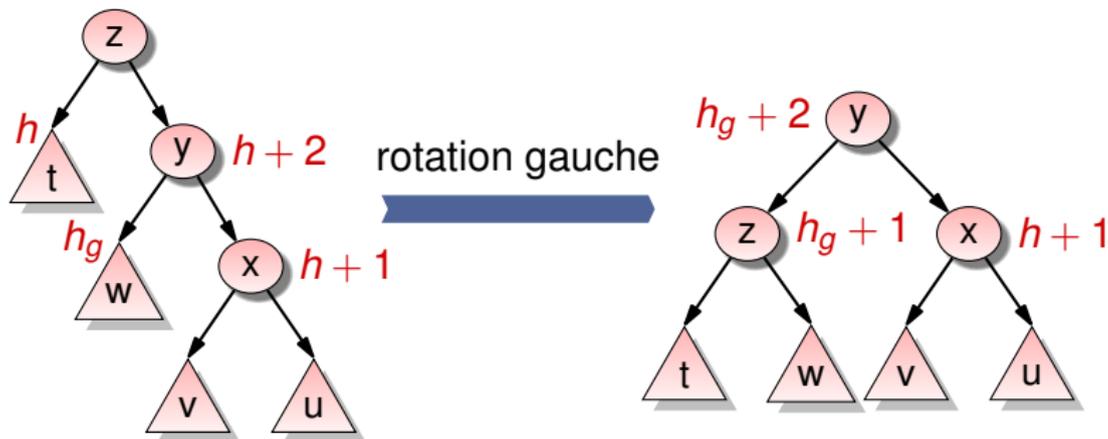


Les 4 cas de rééquilibrage d'un arbre (3/4)

► 3ème cas : $A(y)$ Arbre AVL mais pas $A(z)$ et $h_d \geq h_g$

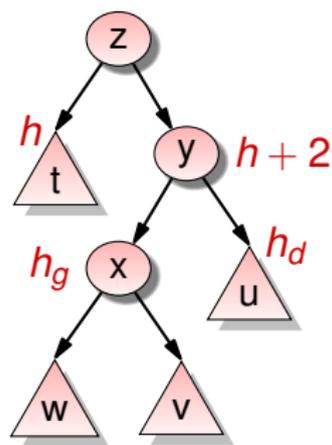
$$\implies h_d = h + 1$$

$$\implies h \leq h_g \leq h + 1$$



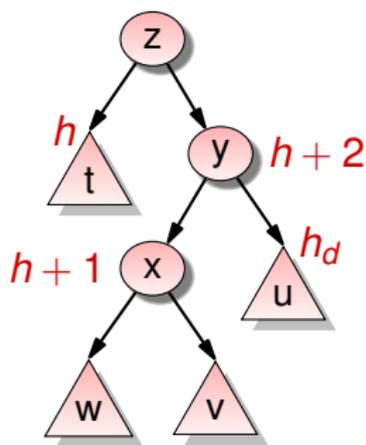
Les 4 cas de rééquilibrage d'un arbre (4/4)

- ▶ 4ème cas : $A(y)$ Arbre AVL mais pas $A(z)$ et $h_g > h_d$



Les 4 cas de rééquilibrage d'un arbre (4/4)

- ▶ 4ème cas : $A(y)$ Arbre AVL mais pas $A(z)$ et $h_g > h_d$
 $\implies h_g = h + 1$

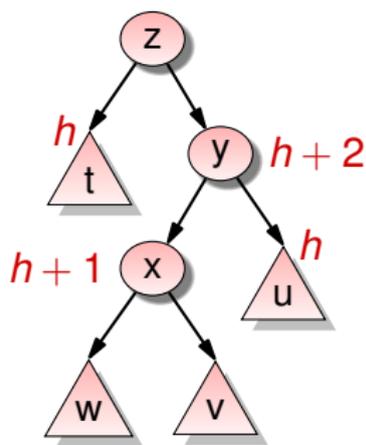


Les 4 cas de rééquilibrage d'un arbre (4/4)

► 4ème cas : $A(y)$ Arbre AVL mais pas $A(z)$ et $h_g > h_d$

$$\implies h_g = h + 1$$

$$\implies h \leq h_d < h + 1 \implies h_d = h$$



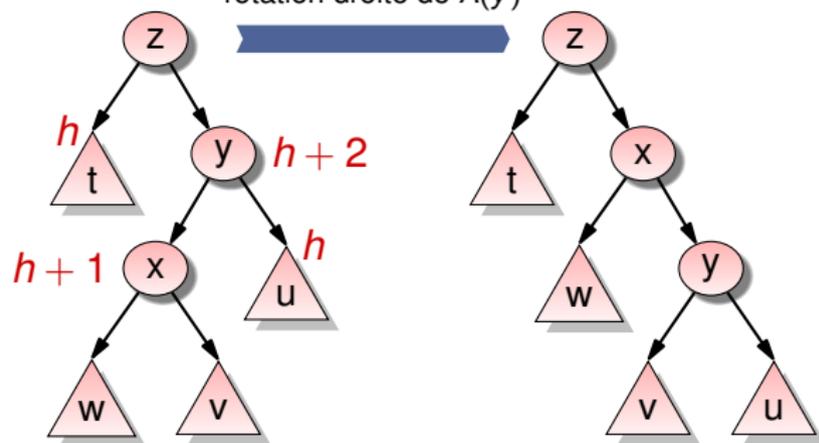
Les 4 cas de rééquilibrage d'un arbre (4/4)

► 4ème cas : $A(y)$ Arbre AVL mais pas $A(z)$ et $h_g > h_d$

$$\implies h_g = h + 1$$

$$\implies h \leq h_d < h + 1 \implies h_d = h$$

rotation droite de $A(y)$



Les 4 cas de rééquilibrage d'un arbre (4/4)

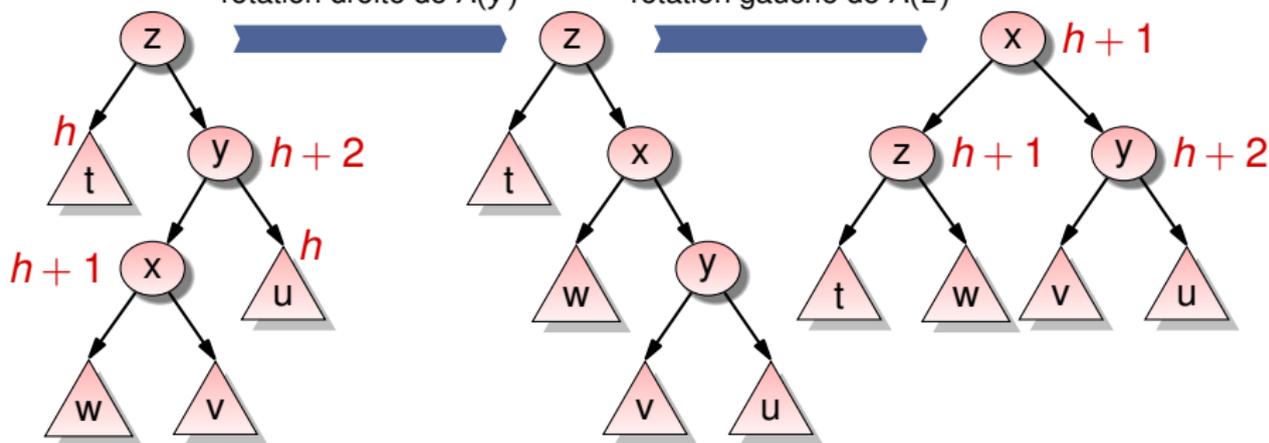
► 4ème cas : $A(y)$ Arbre AVL mais pas $A(z)$ et $h_g > h_d$

$$\implies h_g = h + 1$$

$$\implies h \leq h_d < h + 1 \implies h_d = h$$

rotation droite de $A(y)$

rotation gauche de $A(z)$



Les 4 cas de rééquilibrage d'un arbre (4/4)

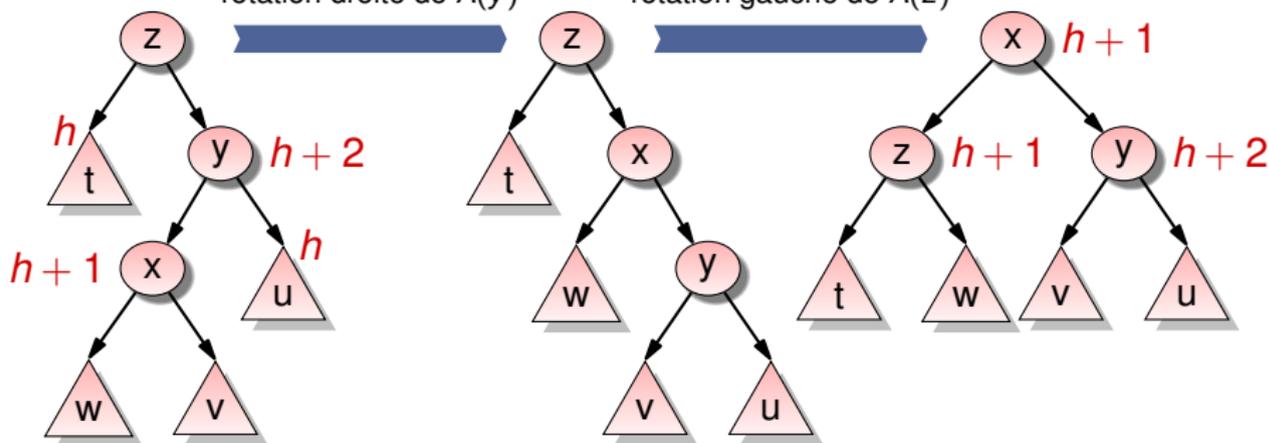
► 4ème cas : $A(y)$ Arbre AVL mais pas $A(z)$ et $h_g > h_d$

$$\implies h_g = h + 1$$

$$\implies h \leq h_d < h + 1 \implies h_d = h$$

rotation droite de $A(y)$

rotation gauche de $A(z)$

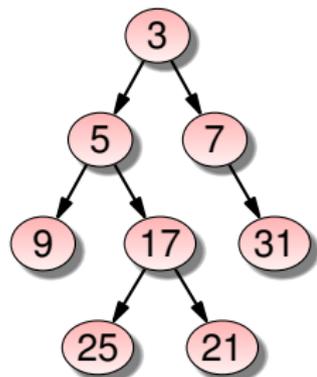


double rotation gauche de $A(z)$

② Les tas

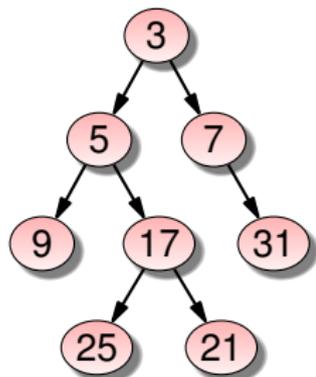
Définition d'un tas

- ▶ Tas = arbre binaire
- ▶ Il est *ordonné* :
Tous les nœuds, autre que la racine, ont une valeur plus grande que leur père.



Définition d'un tas

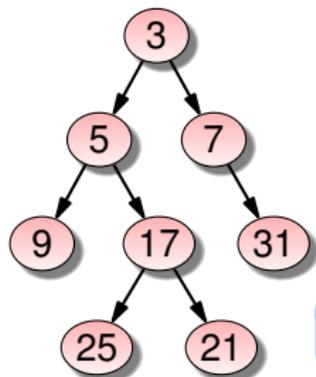
- ▶ Tas = arbre binaire
- ▶ Il est *ordonné* :
Tous les nœuds, autre que la racine, ont une valeur plus grande que leur père.



- ▶ Structure de tas faible :
- ▶ On sait uniquement que :
 - ▶ le min est à la racine
 - ▶ le max est sur une feuille

Définition d'un tas

- ▶ Tas = arbre binaire
- ▶ Il est **ordonné** :
Tous les nœuds, autre que la racine, ont une valeur plus grande que leur père.

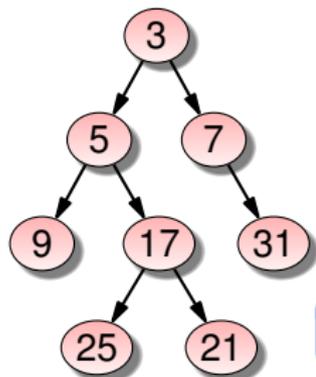


- ▶ Structure de tas faible :
- ▶ On sait uniquement que :
 - ▶ le min est à la racine
 - ▶ le max est sur une feuille

Dans un tas, on ne s'intéresse qu'au min

Définition d'un tas

- ▶ Tas = arbre binaire
- ▶ Il est **ordonné** :
Tous les nœuds, autre que la racine, ont une valeur plus grande que leur père.



- ▶ Structure de tas faible :
- ▶ On sait uniquement que :
 - ▶ le min est à la racine
 - ▶ le max est sur une feuille

Dans un tas, on ne s'intéresse qu'au min

⇒ peut servir pour des tris (heapsort)

Seulement 3 opérations dans un tas :

- ▶ Rajouter des éléments dans le tas
- ▶ Récupérer le min du tas
- ▶ Supprimer le min du tas (racine de l'arbre)

Rajouter un élément dans un tas

- ▶ Essayer d'équilibrer l'arbre
⇒ garder le tas le plus proche d'un arbre complet

Rajouter un élément dans un tas

- ▶ Essayer d'équilibrer l'arbre
⇒ garder le tas le plus proche d'un arbre complet



ajouter toujours dans le fils gauche puis échanger
les deux fils

Rajouter un élément dans un tas

- ▶ Essayer d'équilibrer l'arbre
⇒ garder le tas le plus proche d'un arbre complet



ajouter toujours dans le fils gauche puis échanger
les deux fils ⇒ garantit une hauteur proportionnelle à $\log_2 n$

Rajouter un élément dans un tas

- ▶ Essayer d'équilibrer l'arbre
⇒ garder le tas le plus proche d'un arbre complet



ajouter toujours dans le fils gauche puis échanger
les deux fils ⇒ garantit une hauteur proportionnelle à $\log_2 n$

```
bintree_t insert (bintree_t tree, int elt) {
    if (tree == NULL) return new_node (elt);

    int min_x, max_x;
    if (tree->label < elt) {
        min_x = tree->label;
        max_x = elt;
    }
    else {
        min_x = elt;
        max_x = tree->label;
    }

    node_t* fils_gauche = tree->fils_gauche;
    tree->fils_gauche = insert (tree->fils_droit, max_x);
    tree->fils_droit = fils_gauche;
    tree->label = min_x;
    return tree;
}
```

Supprimer le min d'un tas

```
bintree_t suppr_min (bintree_t tree) {  
    if (tree == NULL) throw std::exception ();  
  
    node_t* node;  
    // si la racine a au plus un fils  
    if (tree->fils_gauche == NULL) {  
        node = tree->fils_droit;  
    }  
    else if (tree->fils_droit == NULL) {  
        node = tree->fils_gauche;  
    }  
  
    // si la racine a deux fils  
    else if (tree->fils_gauche->label < tree->fils_droit->label) {  
        node_t* node = new_node (tree->fils_gauche->label);  
        node->fils_gauche = suppr_min (tree->fils_gauche);  
        node->fils_droit = tree->fils_droit;  
    }  
    else {  
        node_t* node = new_node (tree->fils_droit->label);  
        node->fils_droit = suppr_min (tree->fils_droit);  
        node->fils_gauche = tree->fils_gauche;  
    }  
  
    free(tree);  
    return node;  
}
```

Opération	arbre AVL	tas
Insertion d'un élément	$O(\log(n))$	$O(\log(n))$
Suppression d'un élément	$O(\log(n))$	$O(\log(n))$
Accéder au premier élément (racine)	$O(1)$	$O(1)$
Accéder au dernier élément	$O(\log(n))$	$O(\log(n))$
Accéder à l'élément le plus petit	$O(\log(n))$	$O(1)$
Accéder à l'élément le plus grand	$O(\log(n))$	$O(n)$
Chercher si un élément existe	$O(\log(n))$	$O(n)$