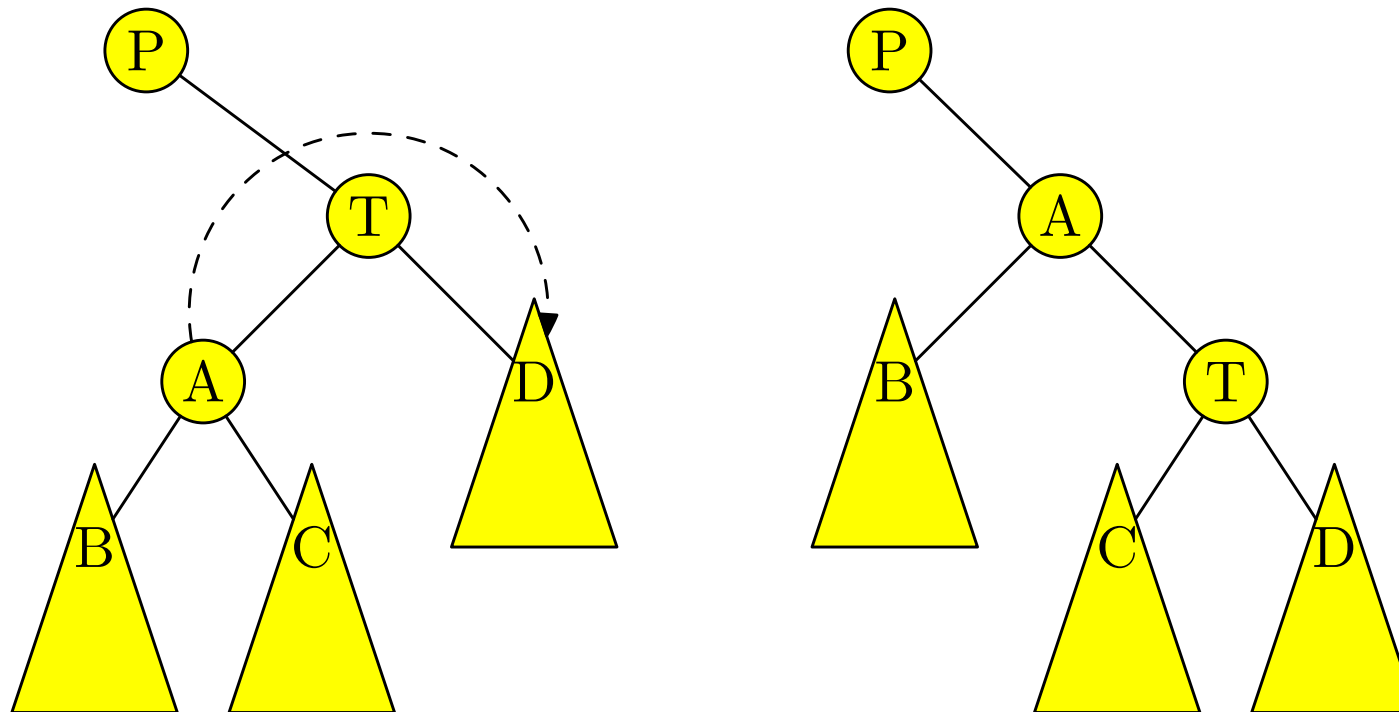


Umstrukturierung durch Rotationen



Eine Rechtsrotation um T.

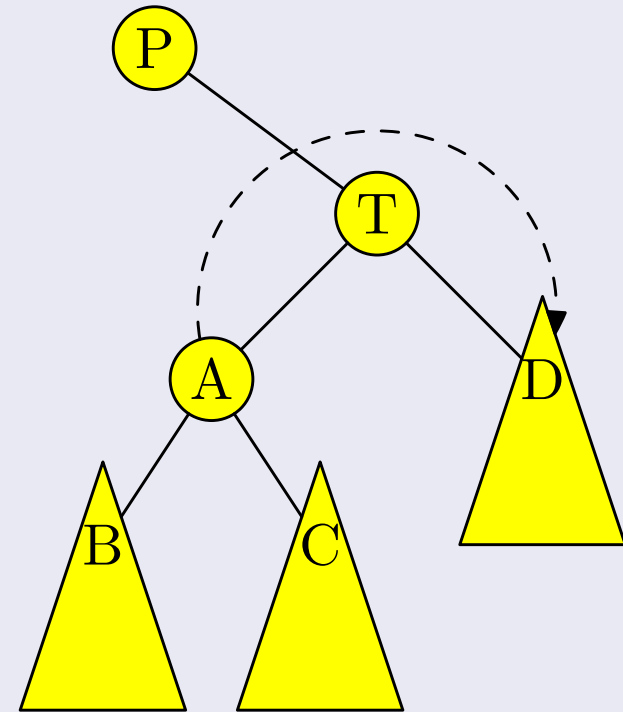
Die Suchbaumeigenschaft bleibt erhalten.

B, C, D können nur aus externen Knoten bestehen.

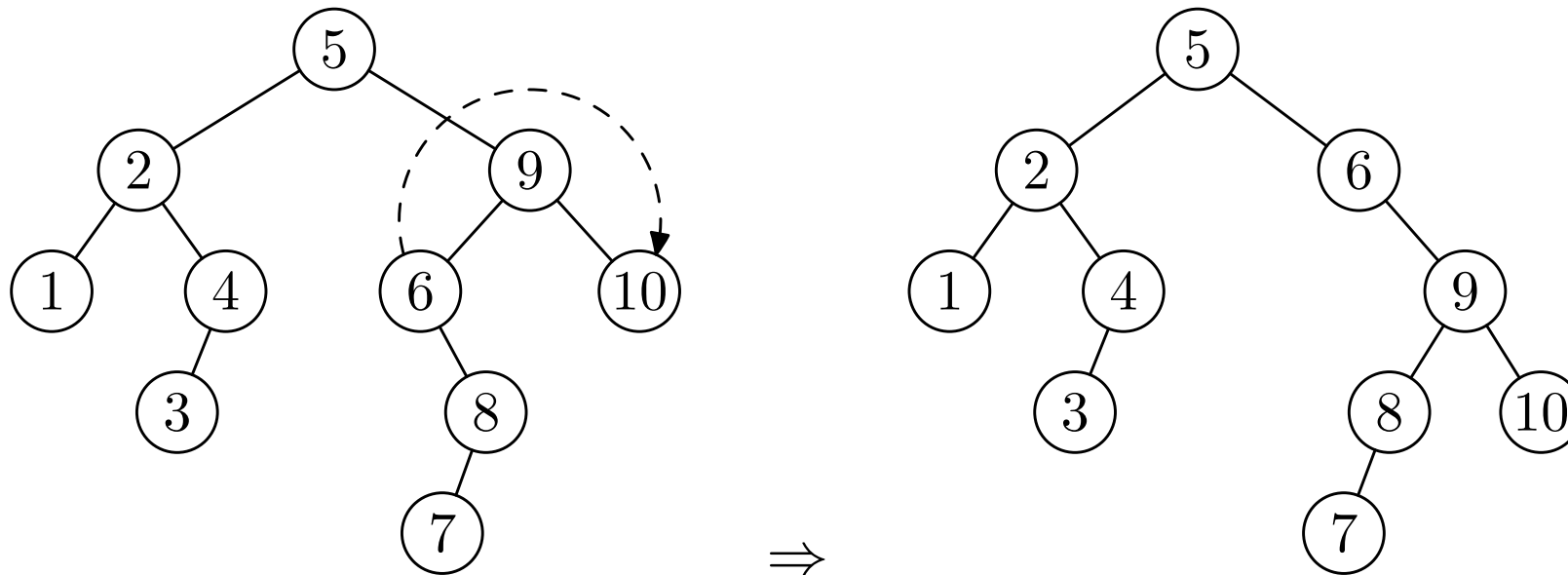
Laufzeit: Konstant!

Java

```
void rotateright() {  
    Searchtreenode $\langle K, D \rangle$  p, a, b, c, d;  
    p = this.parent;  
    a = this.left; d = this.right;  
    b = a.left; c = a.right;  
    if(p  $\neq$  null) {  
        if(p.left  $\equiv$  this) p.left = a;  
        else p.right = a;  
    }  
    a.right = this; a.parent = p;  
    this.left = c; this.parent = a;  
    if(c  $\neq$  null) c.parent = this;  
}
```

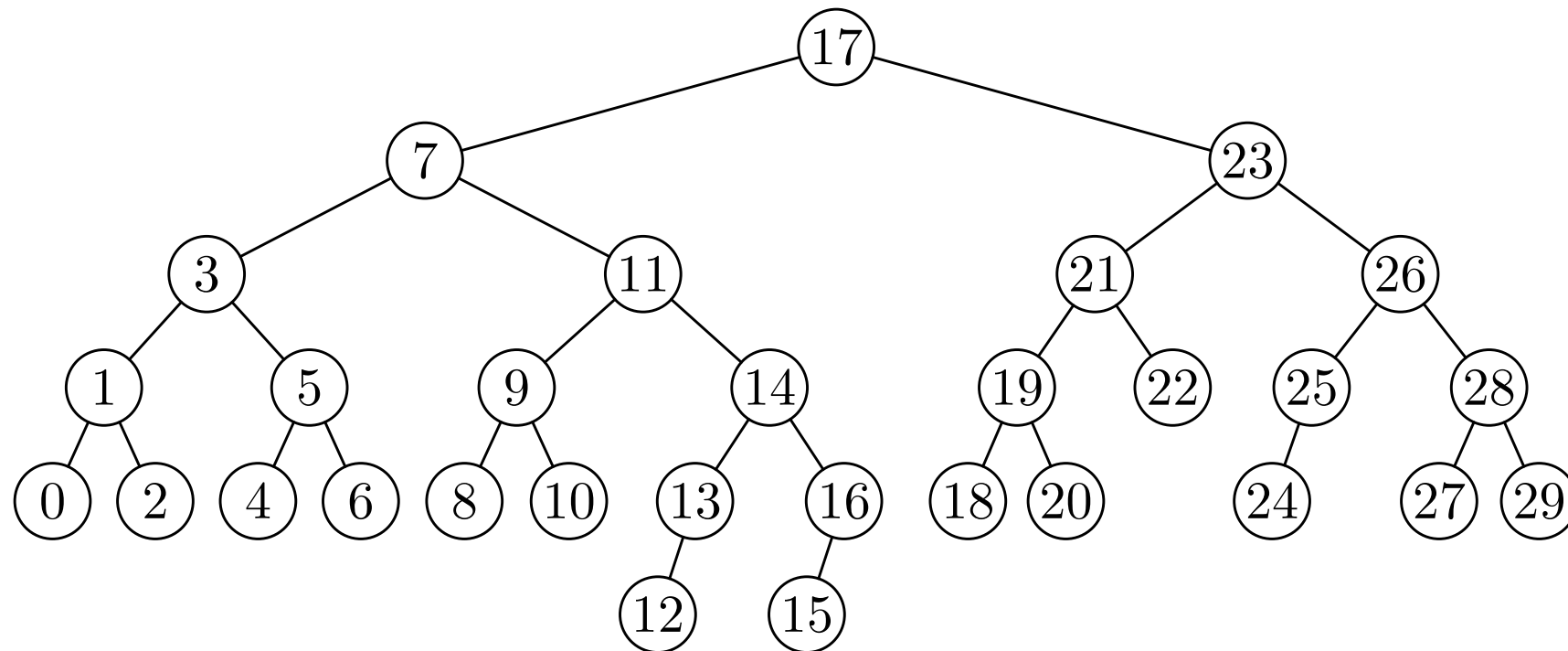


Beispiel



Frage: Kann man einen Knoten durch Rotationen zu einem Blatt machen?

AVL-Bäume

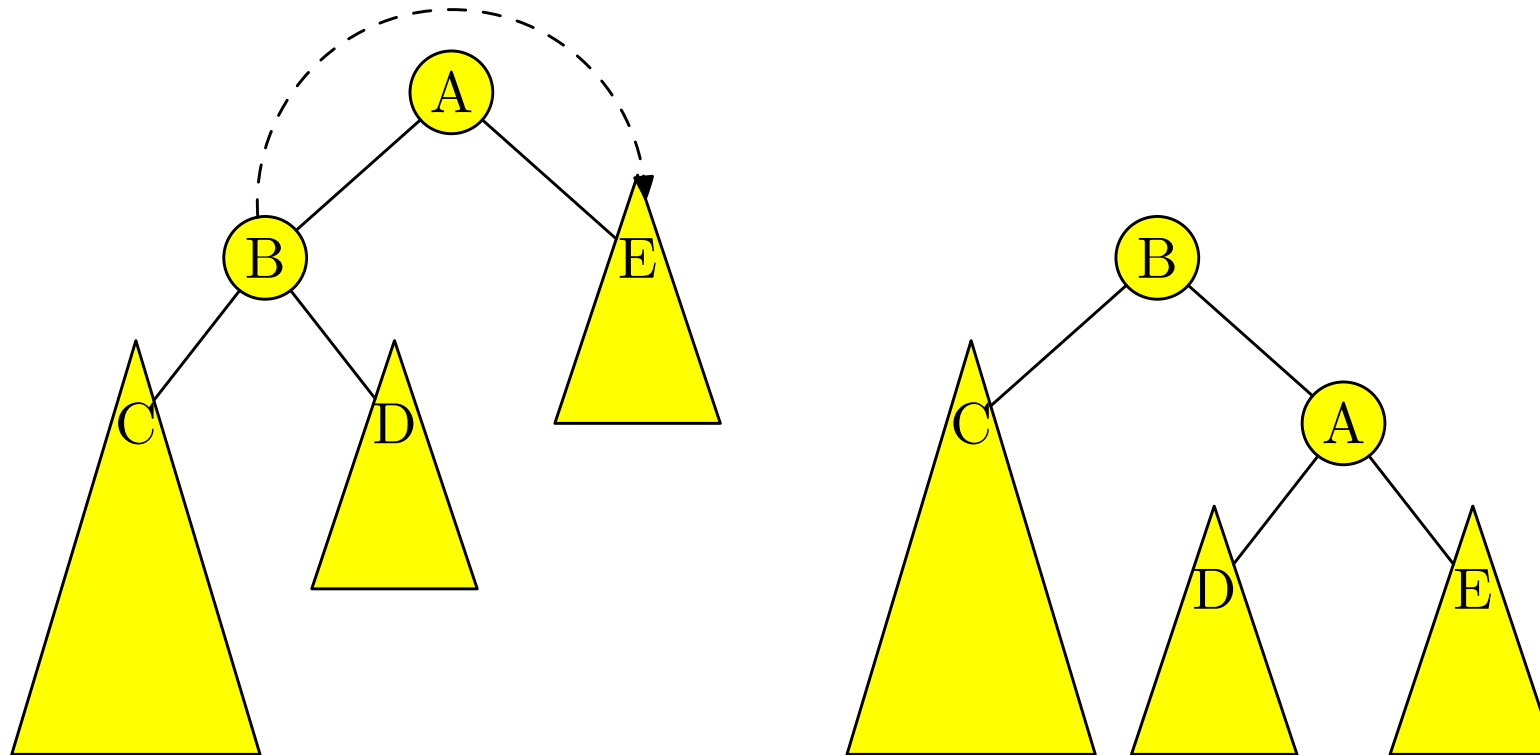


AVL-Bäume werden annähernd balanziert gehalten.

AVL-Eigenschaft:

Die Höhen des rechten und linken Unterbaums jeden Knotens unterscheiden sich höchstens um 1.

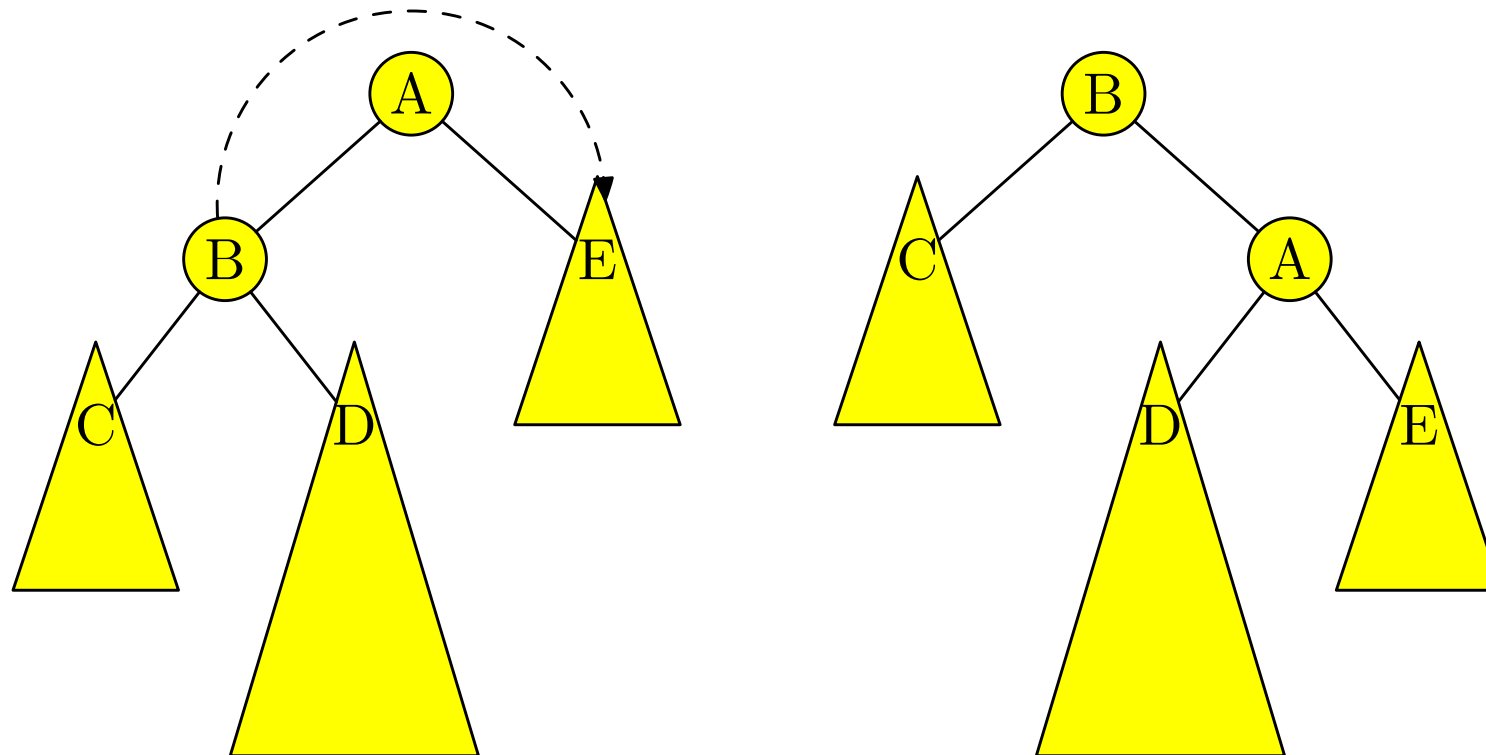
AVL-Bäume – Einfügen



Durch Einfügen in C ist die AVL-Bedingung verletzt.

Reparieren durch Rechtsrotation um A.

AVL-Bäume – Einfügen

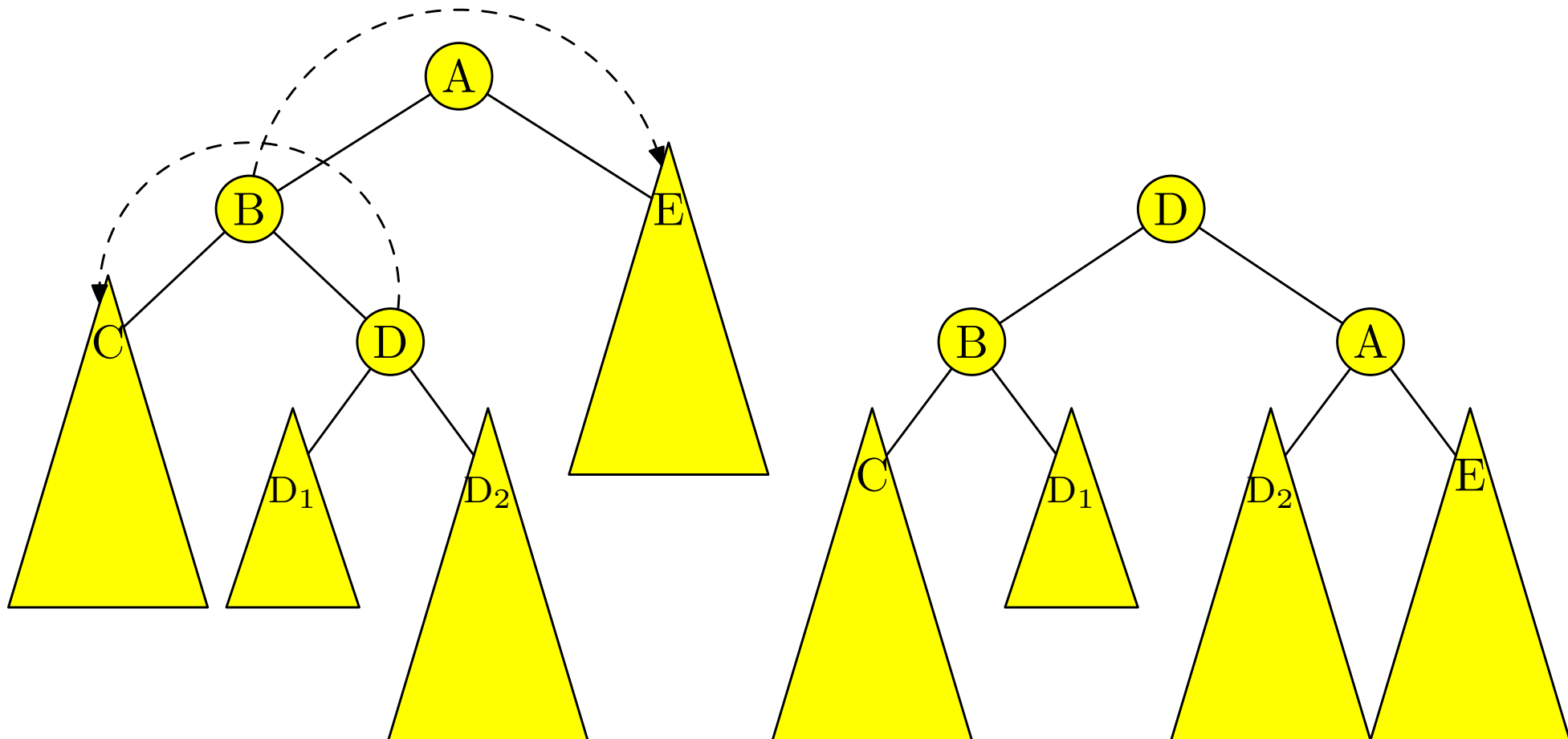


Durch Einfügen in D ist die AVL-Bedingung verletzt.

Reparieren durch Rechtsrotation um A?

Lösung: **Erst um B links, dann um A rechts rotieren!**

AVL-Bäume – Einfügen



Durch Einfügen in D ist die AVL-Bedingung verletzt.

Erst um B links, dann um A rechts rotieren!

Wir nennen dies auch eine **Doppelrotation**.

AVL-Bäume – Einfügen

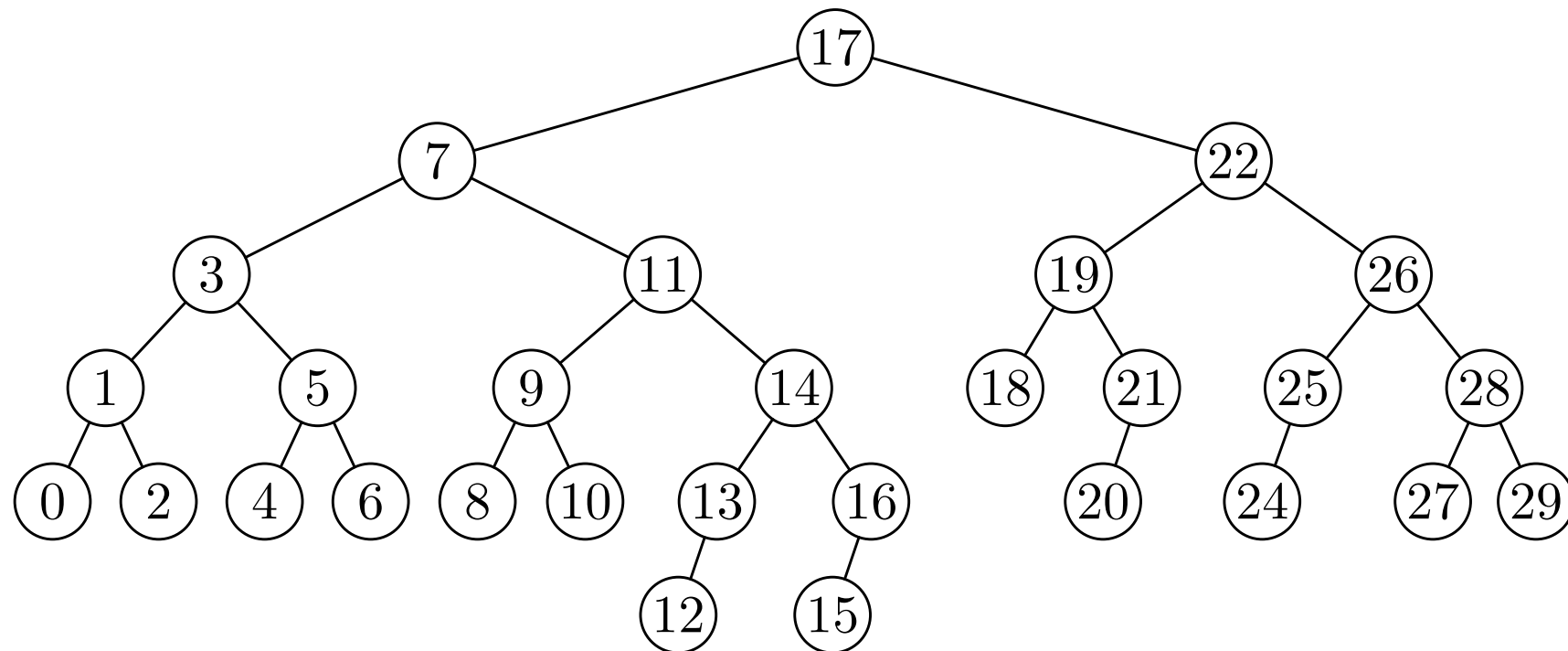
Durch Einfügen können nur Knoten auf dem Pfad von der Wurzel zum eingefügten Blatt unbalanziert werden.

Algorithmus

```
procedure avl – insert(key k) :  
  insert(k);  
  n := findnode(k);  
  while n ≠ root do  
    if n unbalanced then rebalance n fi;  
    n := parent(n);  
  od
```

Es werden höchstens zwei Rotationen durchgeführt.

Beispiel



Java

```
void rebalance() {  
    computeheight();  
    if(height(left) > height(right) + 1) {  
        if(height(left.left) < height(left.right)) left.rotateleft();  
        rotateright();  
    }  
    else if(height(right) > height(left) + 1) {  
        if(height(right.right) < height(right.left))right.rotateright();  
        rotateleft();  
    }  
    if(parent ≠ null) ((AVLtreeNode<K, D>)parent).rebalance();  
}
```

Java

```
public void insert(K k, D d) {  
    if(root  $\equiv$  null) root = new AVLtreenode<K, D>(k, d);  
    else root.insert(new AVLtreenode<K, D>(k, d));  
    ((AVLtreenode<K, D>) root.findsubtree(k)).rebalance();  
    repair_root();  
}
```

Java

```
void repair_root() {  
    if(root  $\equiv$  null) return;  
    while(root.parent  $\neq$  null) root = root.parent;  
}
```

AVL-Bäume – Einfügen

- Nur Knoten auf Pfad zur Wurzel können unbalanziert werden.
- Durch Rotation oder Doppelrotation reparieren.
- Dadurch nimmt Höhe ab!
- \Rightarrow Danach wieder balanziert.
- \Rightarrow Es muß nur **einmal** repariert werden.
- Einfügen benötigt maximal zwei Rotationen.

AVL-Bäume – Löschen

Wiederholung

Drei Möglichkeiten beim Löschen:

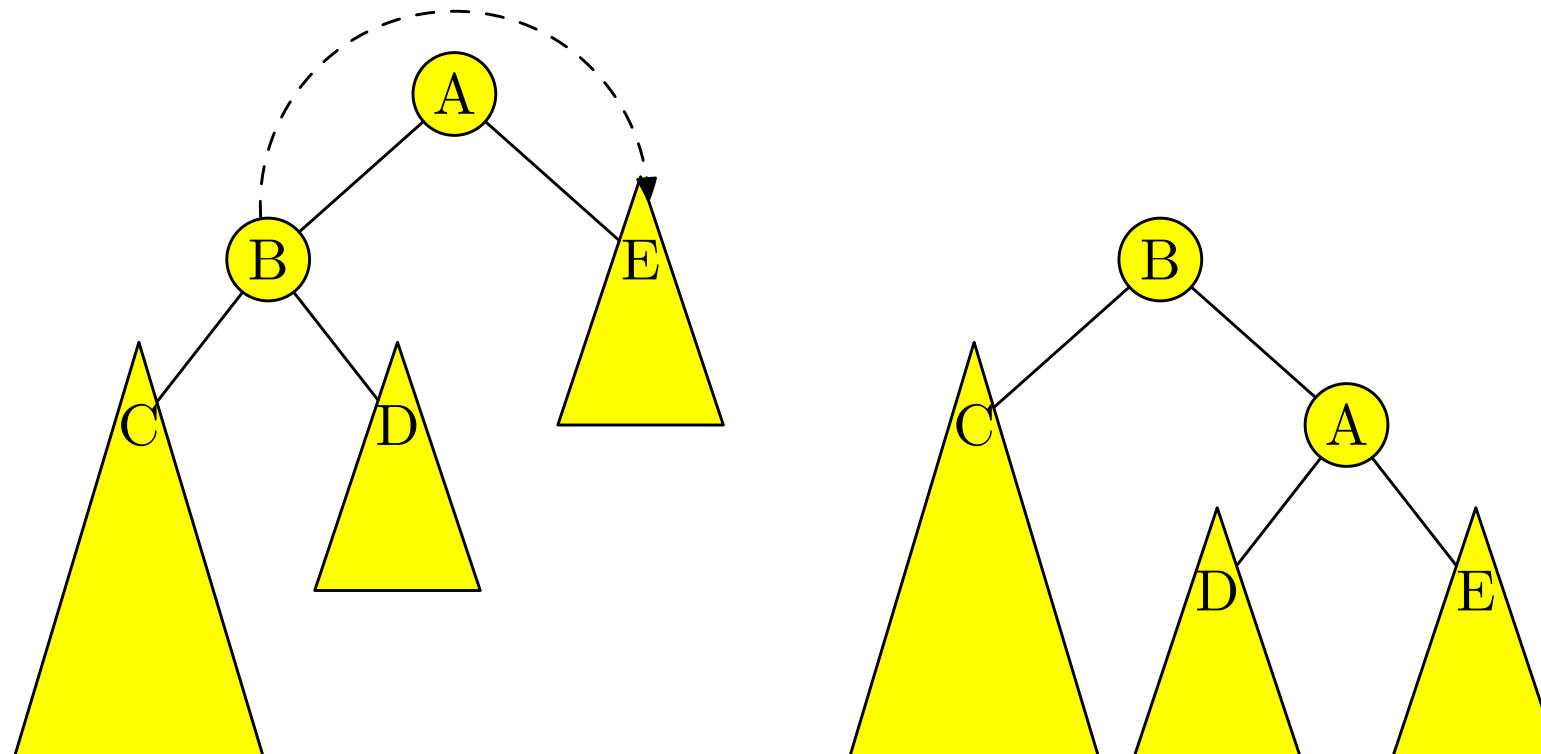
- 1 Ein Blatt
- 2 Kein linkes Kind
- 3 Es gibt linkes Kind

Nur bei den ersten beiden Fällen ändert sich die Höhe direkt!

Nur Knoten auf dem Pfad zur Wurzel können unbalanziert werden.

⇒ Wieder durch Rotationen reparieren.

AVL-Bäume – Löschen



Durch Löschen aus E ist AVL-Bedingung in A verletzt.

Reparieren durch Rechtsrotation um A.

Die Höhe ist dadurch gesunken!

Elternknoten von A kann **wieder** unbalanziert werden!

Java

```
void delete() {  
    if(left == null && right == null) {  
        if(parent.left == this) parent.left = null;  
        else parent.right = null;  
        ((AVLTreeNode<K, D>)parent).rebalance(); }  
    else if(left == null) {  
        copy(right);  
        if(right.left != null) right.left.parent = this;  
        if(right.right != null) right.right.parent = this;  
        left = right.left; right = right.right;  
        rebalance(); }  
    else {  
        SearchTreeNode<K, D> max = left;  
        while(max.right != null) max = max.right;  
        copy(max); max.delete(); }  
}
```

AVL-Bäume – Löschen

Java

```
public void delete(K k) {  
    if(root  $\equiv$  null) return;  
    AVLtreenode<K, D> n;  
    n = (AVLtreenode<K, D>)root.findsubtree(k);  
    if(n  $\equiv$  null) return;  
    if(n  $\equiv$  root && n.left  $\equiv$  null && n.right  $\equiv$  null) root = null;  
    else n.delete();  
    repair_root();  
}
```


AVL-Bäume – Analyse

Theorem

Ein AVL-Baum der Höhe h besitzt zwischen F_h und $2^h - 1$ viele Knoten.

Definition

Wir definieren die n te Fibonaccizahl:

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

Beweis.

Trivial: Ein vollständiger Binärbaum der Höhe h hat **genau** $2^h - 1$ viele interne Knoten (und ist ein AVL-Baum).

Ein Baum der Höhe 0 hat keinen internen Knoten und $F_0 = 0$.

Ein Baum der Höhe 1 hat genau einen internen Knoten und $F_1 = 1$.

Falls $h > 1$, dann hat der linke oder rechte Unterbaum Höhe $h - 1$ und damit mindestens F_{h-1} viele interne Knoten.

Der andere Unterbaum hat mindestens Höhe $h - 2$ und damit mindestens F_{h-2} viele interne Knoten.

Insgesamt macht das mindestens $F_{h-1} + F_{h-2} = F_h$ viele Knoten. □

AVL-Bäume – Analyse

Theorem

Die Höhe eines AVL-Baums mit n Knoten ist $\Theta(\log n)$.

Beweis.

Es gilt $F_h = \Theta(\phi^h)$ mit $\phi = (1 + \sqrt{5})/2$.

$$F_h \leq n \Rightarrow h \log(\phi) + O(1) \leq \log n$$
$$n \leq 2^h - 1 \Rightarrow \log n \leq h + O(1)$$



AVL-Bäume – Analyse

Theorem

Einfügen, Suchen und Löschen in einen AVL-Baum mit n Elementen benötigt $O(\log n)$ Schritte.

Beweis.

Die Höhe des AVL-Baumes in $\Theta(\log n)$.

Einfügen, Suchen und Löschen benötigt $O(h)$ Schritte, wenn h die Höhe des Suchbaums ist.

Das Rebalanzieren benötigt ebenfalls $O(h)$ Schritte. □

Treaps

Suchbaumeigenschaft:

- Alle Knoten im linken Unterbaum kleiner als die Wurzel
- Alle Knoten im rechten Unterbaum größer als die Wurzel

Heapeigenschaft (Min-Heap):

- Alle Knoten im linken Unterbaum größer als die Wurzel
- Alle Knoten im rechten Unterbaum größer als die Wurzel

Ein Heap ist einfacher als ein Suchbaum.

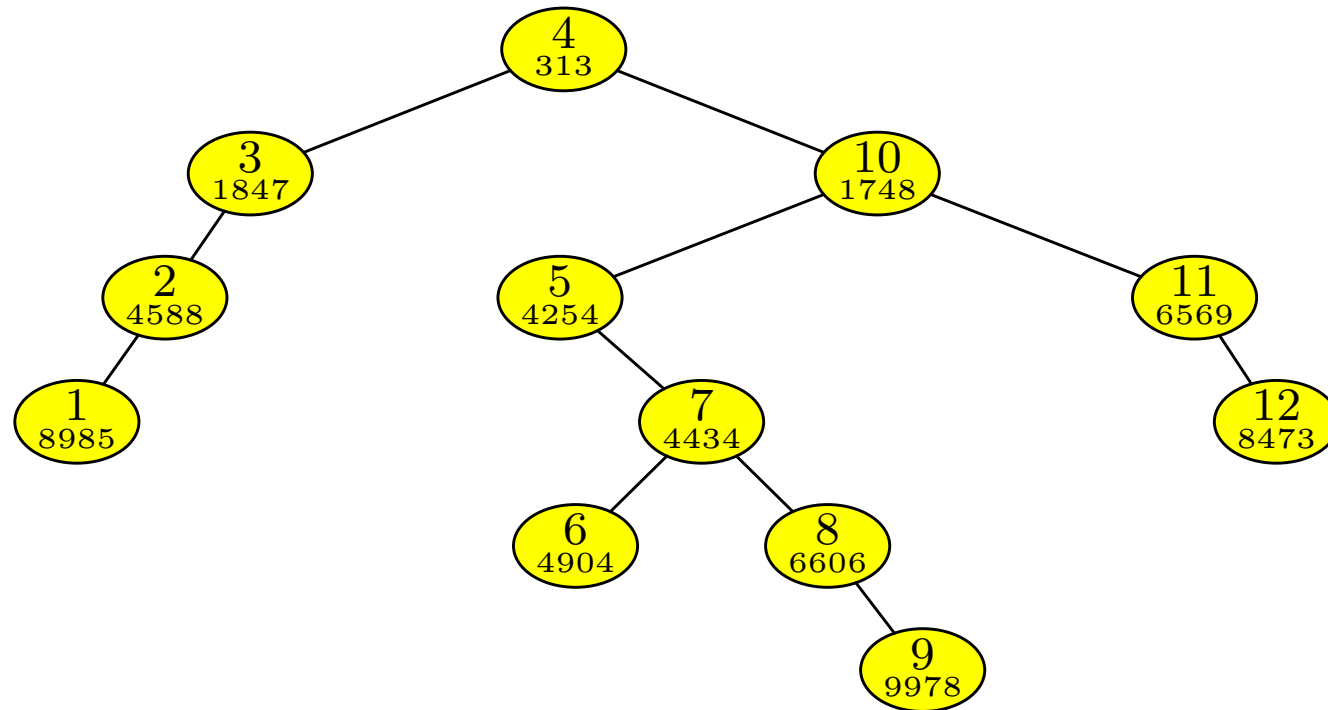
Treaps

Definition

Ein **Treap** ist ein binärer Baum mit:

- Jeder Knoten hat einen **Schlüssel**
- Jeder Knoten hat eine **Priorität**
- Der Baum ist ein **Suchbaum** bezüglich der Schlüssel
- Der Baum ist ein **Heap** bezüglich der Prioritäten

Treaps – Beispiel



Die Schlüssel sind groß und die Prioritäten klein geschrieben.

Treaps

Theorem

*Gegeben seien n Schlüssel mit paarweise verschiedenen Prioritäten. Dann gibt es **genau einen** Treap, der diese Schlüssel und Prioritäten enthält.*

Beweis.

Die Wurzel ist eindeutig:

Der Schlüssel mit minimaler Priorität.

- Der linke Unterbaum besteht aus allen kleineren Schlüsseln
- Der rechte Unterbaum besteht aus allen größeren Schlüsseln
- Induktion: Der linke und rechte Unterbaum ist eindeutig



Treaps

Lemma

Gegeben sei ein Treap mit paarweise verschiedenen Prioritäten. Dann ist die Form dieselbe wie bei einem binären Suchbaum, in den die Schlüssel in Reihenfolge der Prioritäten eingefügt wurden.

Beweis.

Die Wurzel im Treap hat die kleinste Priorität.

Wird sie in einen leeren Suchbaum als erste eingefügt, ist und bleibt sie die Wurzel des Suchbaums.

Durch vollständige Induktion haben auch die rechten und linken Teilbäume dieselbe Form wie im Treap. □

Theorem

Gegeben sei ein Treap der Größe n , dessen Prioritäten zufällig uniform aus der Menge $\{1, \dots, m\}$ stammen, wobei $m \geq n^3$. Dann ist die Höhe des Treaps im Erwartungswert $O(\log n)$.

Beweis.

Seien P_1, \dots, P_n die Prioritäten.

Dann gilt $\Pr[P_i = P_j] \leq 1/n^3$ für $i \neq j$.

Es gibt weniger als n^2 Paare von Prioritäten. Die Wahrscheinlichkeit, daß irgendein Paar identisch ist, ist höchstens

$$\sum_{i \neq j} \Pr[P_i = P_j] \leq n^2 \cdot \frac{1}{n^3} = \frac{1}{n}.$$

Der Erwartungswert der Höhe ist höchstens

$$O(\log n) + \frac{1}{n} \cdot n = O(\log n).$$

