

1 Advanced Data Structures

1.1 Rot-Schwarz-Bäume

Definition – Rot-Schwarz-Baum

- Ist ein binärer Suchbaum mit den zusätzlichen Eigenschaften:
 - Jeder Knoten hat die Farbe rot oder schwarz
 - Die Wurzel ist schwarz
 - Wenn ein Knoten rot ist, sind seine Kinder schwarz („Nicht-Rot-Rot-Regel“)
 - Für jeden Knoten hat jeder Pfad zu einem Blatt die selbe Anzahl an schwarzen Knoten
- Halbblätter im RBT sind schwarz
- Schwarzhöhe eines Knoten:
Eindeutige Anzahl von schwarzen Knoten auf dem Weg zu einem Blatt im Teilbaum des Knoten
- Für leeren Baum gibt Schwarzhöhe = 0 ($SH(nil) = 0$)

Höhe eines Rot-Schwarz-Baums

- $h \leq 2 \cdot \log_2(n + 1)$ (n Knoten)
- In jedem Unterteilbaum gleiche Anzahl schwarzer Knoten
- Maximal zusätzlich gleiche Anzahl roter Knoten auf diesem Pfad
- Einigermassen ausbalanciert \Rightarrow Höhe $O(\log n)$

Alle folgenden Algorithmen arbeiten mithilfe eines Sentinels (zeigt auf sich selbst)

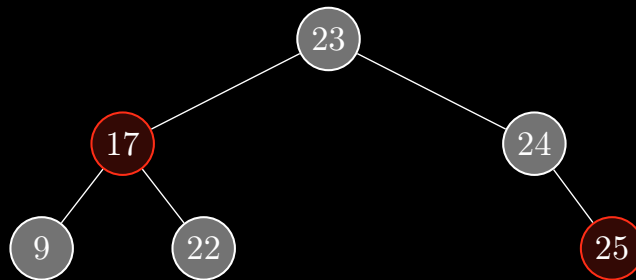


Abbildung 1: Beispielhafte Darstellung wie in 1.3

Einfügen

1. Finde Elternknoten wie im BST (BST-Einfüge Algorithmus)
2. Knoten als Kind von Elternknoten anfügen
3. Färbe den neuen Knoten rot
4. Wiederherstellen der Rot-Schwarz-Bedingung

```
insert(T,z) //z.left==z.right==nil;
```

```
1  x=T.root; px=T.sent;
2  WHILE x != nil DO           //Bis zum passenden Blatt gehen
3      px=x;
4      IF x.key > z.key THEN
5          x=x.left;
6      ELSE
7          x=x.right;
8  z.parent=px;
9  IF px==T.sent THEN         // Einfügen
10     T.root=z
11 ELSE
12     IF px.key > z.key THEN
13         px.left=z;
14     ELSE
15         px.right=z;
16 z.color=red;                // ab hier anders als bei BST-Insert
17 fixColorsAfterInsertion(T,z);
```

Laufzeit: $\Theta(h)$ (h jedoch $\log n$)

Hilfsmethode rotateLeft

```
rotateLeft(T,x)
```

```
1  y = x.right;
2  x.right = y.left;
3  IF y.left != nil THEN
4      y.left.parent = x;
5  y.parent = x.parent;
6  IF x.parent == T.sent THEN
7      T.root = y;
8  ELSE
9      IF x == x.parent.left THEN
10         x.parent.left = y;
11     ELSE
12         x.parent.right = y;
13 y.left = x;
14 x.parent = y;
```

fixColorsAfterInsertion Beim Aufrufen werden zwei Bedingungen potentiell verletzt:

1. root ist nicht mehr schwarz
2. wenn eine Node rot ist müssen beide Kinder schwarz sein

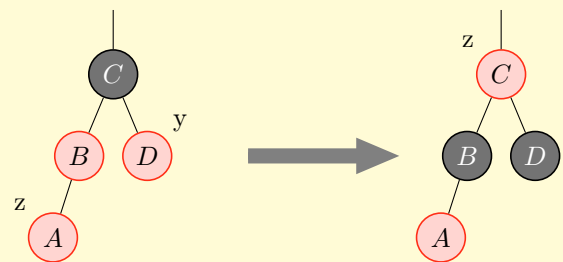
Also müssen wir:

- nach Rotation die root des Baumes ggf auf schwarz setzen
- Überprüfen, ob RSB-Bedingung verletzt wurde
- BloSS wenn das parent auch rot ist kommen wir in Verlegenheit \Rightarrow wir müssen den Algorithmus starten

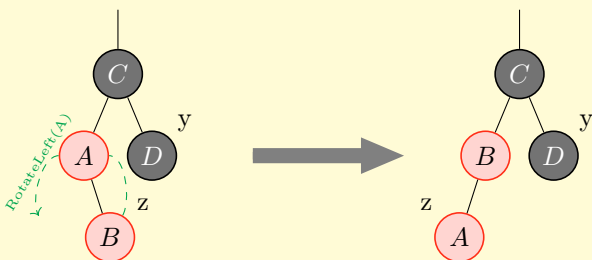
Fälle falls $z.parent$ rot ist:

1. Onkel ist ebenfalls rot \Rightarrow parent und Onkel werden schwarz gefärbt und Grandparent wird rot gefärbt, z wird zu $z.p.p$, ggf. Verletzung durch Farbe des neuen z
2. Onkel ist schwarz und z hat andere Kindrichtung wie $z.p \Rightarrow$ zu Fall 3 durch Rotation konvertieren
3. Onkel ist schwarz und z hat gleiche Kindrichtung wie $z.p \Rightarrow z.p$ wird schwarz, $z.p.p$ wird rot, und es wird um $z.p.p$ entgegen der Kindrichtung gedreht. Schleife terminiert nach Fall 3

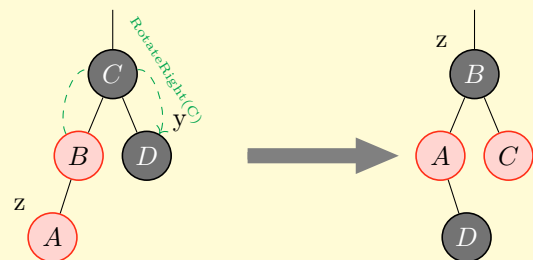
Fall 1



Fall 2



Fall 3



fixColorsAfterInsertion(T,z)

```

1  WHILE z.parent.color == red DO           // solange der Elternknoten rot ist
2      IF z.parent == z.parent.parent.left THEN // Linkes Kind (if-Fall)
3          y = z.parent.parent.right;
4          IF y != nil AND y.color == red THEN // Fall 1
5              z.parent.color = black;
6              y.color = black;
7              z.parent.parent.color = red;
8              z = z.parent.parent;           // rekursiv nach oben weiterführen
9      ELSE
10         IF z == z.parent.right THEN // Fall 2
11             z = z.parent;
12             rotateLeft(T,z);
13             z.parent.color = black; // Fall 3
14             z.parent.parent.color = red;
15             rotateRight(T, z.parent.parent);
16     ELSE
17         // Tauschen von rechts und links
18     T.root.color = black; // Setzen der Wurzel auf Schwarz

```

Löschen

- analog zum binären Suchbaum, aber neue Node erbt Farbe der alten Node
- Wenn „neue“ Node schwarz war \Rightarrow Fixup
- Verschiedene Fälle, die auch gegenseitig Voraussetzungen füreinander sind

Hilfsroutine transplant:

transplant(T,u,v)

```
1 IF u.parent==nil THEN
2   T.root=v;
3 ELSE
4   IF u==u.parent.left THEN
5     u.parent.left=v;
6   ELSE
7     u.parent.right=v;
8 IF v != nil THEN
9   v.parent=u.parent;
```

delete(T,z)

```
1 y=z;
2 y-original-color=y.color;
3 IF z.left == nil;
4   x = z.right;
5   transplant(T,z,z.right);
6 ELSE IF z.right == nil;
7   x = z.left;
8   transplant(T,z,z.left);
9 ELSE
10  y = TREE-MINIMUM(z.right);
11  y-original-color=y.color;
12  x=y.right;
13  IF y.p == z
14    x.p = y;
15  ELSE
16    transplant(T,y,y.right);
17    y.right=z.right;
18    y.right.p=y;
19    transplant(T,z,y);
20    y.left=z.left;
21    y.left.p=y;
22    y.color=z.color;
23 IF y-original-color == BLACK
24   deleteFixup(T,x);
```

Laufzeit: $O(h) = O(\log n)$

Delete kann die RSB-Bedingung verletzen. Das fixup hat vier fälle:

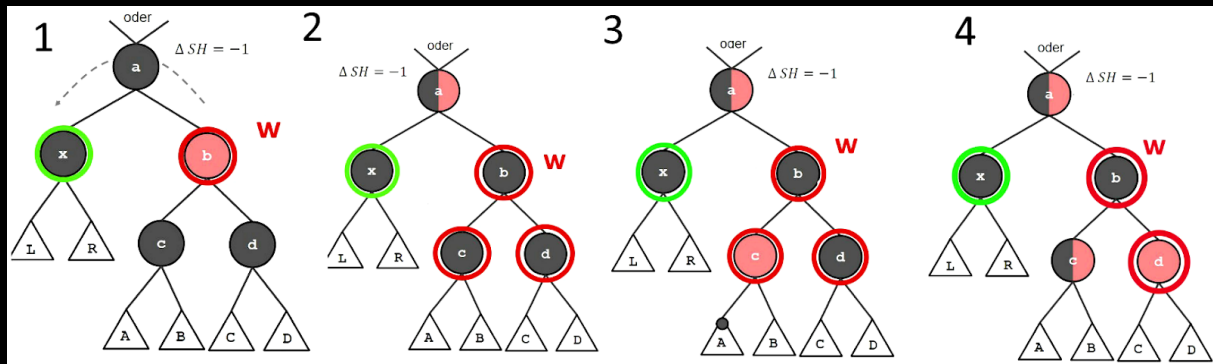


Abbildung 2: Fälle für Fixup bei delete in RSB

1. Knoten w (Bruder von Knoten x) ist rot

- Da w schwarze Kinder haben muss, können wir die Farben von w und $x.p$ wechseln und dann eine Linksdrehung auf $x.p$ ausführen, ohne eine der rot-schwarzen Eigenschaften zu verletzen.
- Das neue Geschwisterchen von x , das vor der Rotation eines der Kinder von w ist, ist jetzt schwarz. Wir haben also Fall 1 in Fall 2, 3 oder 4 konvertiert. Die Fälle 2, 3 und 4 treten auf, wenn der Knoten w schwarz ist, aber unterschiedliche Farben der Kinder.

2. w ist schwarz und beide Kinder von w sind schwarz

- entfernen eines Schwarz von x und w , wobei x nur ein Schwarz hat und w rot bleibt
- Um Entfernen aus x und w zu kompensieren ein zusätzliches Schwarz hinzufügen.
- w konnte entweder Schwarz oder rot sein.
- Wenn $x.p$ ($= a$) schwarz, dann Vaterknoten $\Delta SH = -1$; verfahren rekursiv mit $x.p$ ($= a$) als neuem x ; \Rightarrow wir wiederholen die while-Schleife mit $x.p$ als neuem Knoten x .

3. w ist schwarz, w 's linkes Kind ist rot und w 's rechtes Kind ist schwarz

- Farben von w und seinem linken Kind links ändern und dann eine Rechtsdrehung auf w ausführen
- Das neue Geschwister w von x ist jetzt ein schwarzer Knoten mit einem roten rechten Kind

\Rightarrow Fall 3 in Fall 4 transformiert.

4. w ist schwarz und das rechte Kind von w ist rot

- w erbt die Farbe von $x.p$
- $x.p$ wird schwarz
- $w.right$ wird schwarz

\Rightarrow LinksRotation von $x.p$

- x als Wurzel festlegen, wird der Whileloop beendet, wenn die Schleifenbedingung getestet wird.

deleteFixup(T,z)

```
1  WHILE x != T.root and x.color == BLACK
2      IF x==x.p.left
3          w=x.p.right;
4          IF w.color == RED // Case 1
5              w.color=BLACK;
6              x.p.color=RED;
7              rotateLeft(T,x.p);
8              w=x.p.right;
9          IF w.left.color == w.right.color == BLACK // Case 2
10             w.color = RED;
11             x=x.p;
12         ELSE IF w.right.color == BLACK // Case 3
13             w.left.color = BLACK;
14             w.color=RED;
15             rotateRight(T,w);
16             w=x.p.right;
17             w.color=x.p.color; // Case 4
18             x.p.color=BLACK;
19             w.right.color=BLACK;
20             rotateLeft(T,x.p);
21             x=T.root;
22     ELSE
23         // same as above with "right" and "left" exchanged
24     x.color=BLACK;
```

Worst-Case-Laufzeiten

Einfügen $\Theta(\log n)$

Löschen $\Theta(\log n)$

Suchen $\Theta(\log n)$

1.2 AVL-Bäume

Definition – AVL-Baum

Binärer Suchbaum, aber für Balance in **jedem** Knoten nur $-1, 0$, oder 1 erlaubt.

Balance für x : $B(x) = \text{Höhe}(\text{rechter Teilbaum}) - \text{Höhe}(\text{linker Teilbaum})$

$h \leq 1.441 \cdot \log n$ (optimierte Konstanten - $1,441$ vs 2 (RBT))

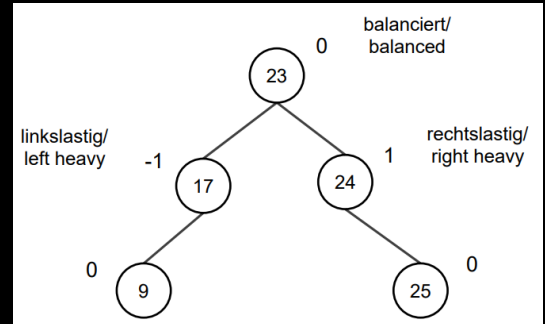


Abbildung 3: Beispiel Balance AVL Baum

AVL vs. Rot-Schwarz-Bäume

- | | |
|-----|--|
| AVL | <ul style="list-style-type: none">• Einfügen und Löschen verletzen in der Regel öfter die Baum-Bedingung• Aufwendiger zum Rebalancieren |
|-----|--|

- | | |
|-------------|--|
| Rot-Schwarz | <ul style="list-style-type: none">• Suchen dauert evtl. länger |
|-------------|--|

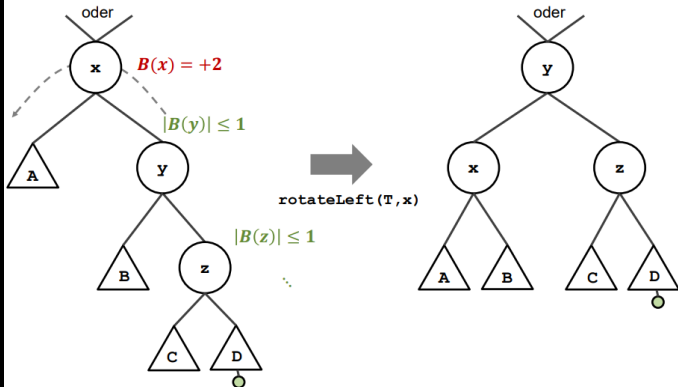
- | | |
|------------|---|
| Konklusion | <ul style="list-style-type: none">• AVL geeigneter, wenn mehr Such-Operationen und weniger Einfügen und Löschen |
|------------|---|

- | | |
|-----------------|--|
| Gemeinsamkeiten | <ul style="list-style-type: none">• $AVL \subset \text{Rot-Schwarz}$• AVL-Baum \Rightarrow Rot-Schwarz-Baum mit Höhe $\lceil \frac{h+1}{2} \rceil$• Für jede Höhe $h \geq 3$ gibt es einen RBT, der kein AVL-Baum ist ($AVL \neq \text{RBT}$) |
|-----------------|--|

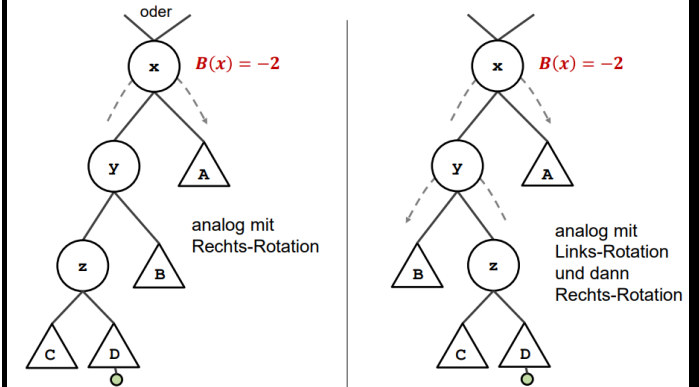
Einfügen

- Einfügen funktioniert wie beim Binary Search Tree mit Sentinel
- Erfordert danach jedoch Rebalancieren weiter oben im Baum
- Rebalancieren: (verschiedene Fälle)

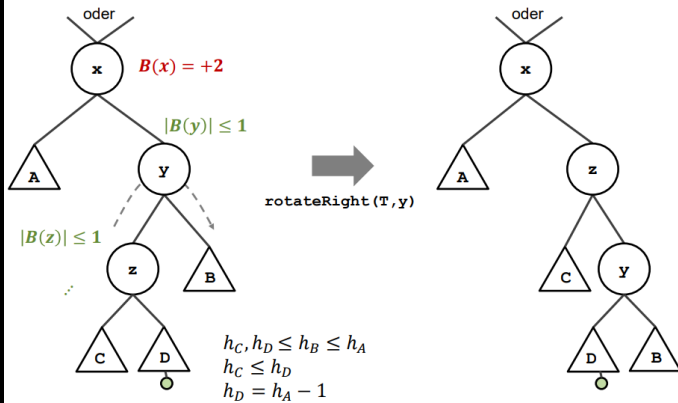
Rebalancieren: Fall I



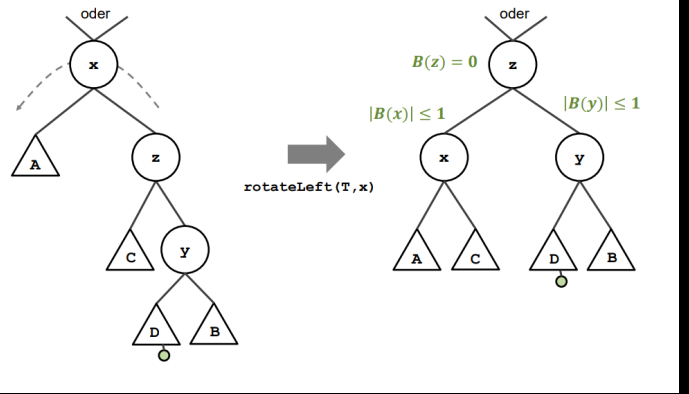
Rebalancieren: Fälle III+IV



Rebalancieren: Fall II (erste Rotation)



Rebalancieren: Fall II (zweite Rotation)



Löschen

- Analog zum binären Suchbaum
- Rebalancieren (eventuell bis zur Wurzel) notwendig

Worst-Case-Laufzeiten

- Einfügen: $\Theta(\log n)$
- Löschen: $\Theta(\log n)$
- Suchen: $\Theta(\log n)$
- theoretisch bessere Konstanten als RBT
- in Praxis aber nur unwesentlich schneller

1.3 Splay-Bäume

Definition — Splay-Baum • selbst-organisierender Baum

- Ansatz: Einmal angefragte Werte werden wahrs. noch öfter angefragt
- Angefragte Werte nach oben schieben
- Splay-Bäume sind eine Untermenge von Rot-Schwarz-Bäumen (\subseteq)

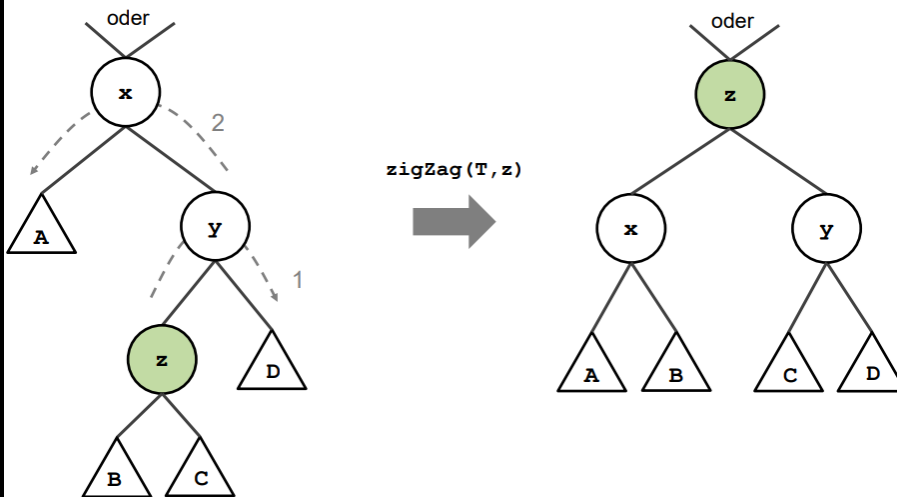
Splay-Operationen

- Suchen oder Einfügen: Spüle gesuchten oder neu eingefügten Knoten an die Wurzel
- Splay: Folge von Zig-, Zig-Zig-, Zig-Zag-Operationen

splay(T,z)

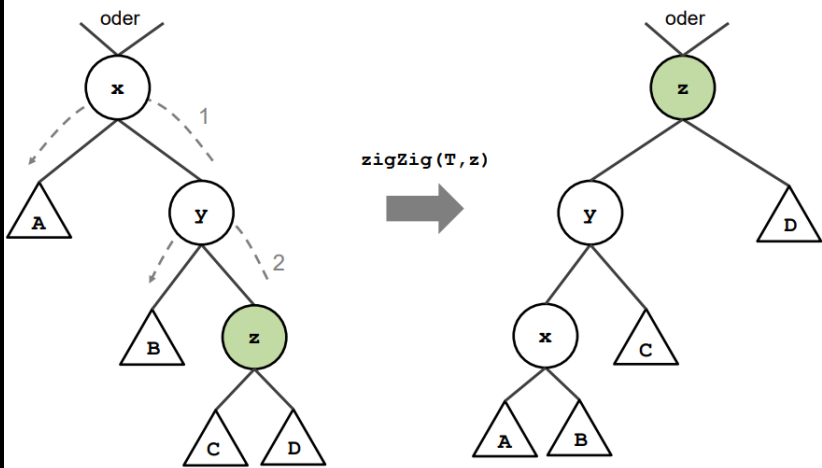
```
1 WHILE z != T.root DO
2   IF z.parent.parent == nil THEN
3     zig(T,z);
4   ELSE
5     IF z == z.parent.parent.left.left OR
6       z == z.parent.parent.right.right THEN
7       zigZig(T,z);
8     ELSE
9       zigZag(T,z);
```

Zig-Zag-Operation =Rechts-Links- oder Links-Rechts-Rotation



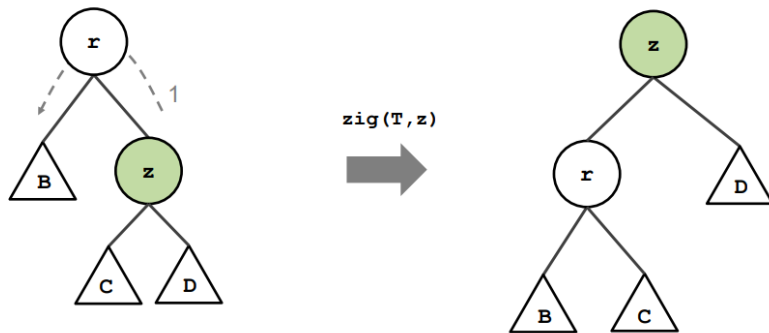
Zig-Zig-Operation

=Links-Links- oder Rechts-Rechts-Rotation



Zig-Operation

=einfache Links- oder Rechts-Rotation



Suchen

- Laufzeit: $O(h)$
- Suche des Knotens wie im BST
- Hochspülen des gefundenen Knotens (alternativ zuletzt besuchter Knoten, falls nicht gefunden)

Einfügen

- Laufzeit: $O(h)$
- Suche der Position wie im BST
- Einfügen und danach hochspülen des eingefügten Knotens

Löschen

- Laufzeit: $O(h)$
- 1. Spüle gesuchten Knoten per Splay-Operation nach oben
- 2. Lösche den gesuchten Knoten (Wenn einer der beiden entstehenden Teilbäume leer, dann fertig)
- 3. Spüle den grössten Knoten im linken Teilbaum nach oben (kann kein rechtes Kind haben)
- 4. Hänge rechten Teilbaum an grössten Knoten aus 3. an

Laufzeit Splay-Bäume

- Amortisierte Laufzeit: Laufzeit pro Operation über mehrere Operationen hinweg

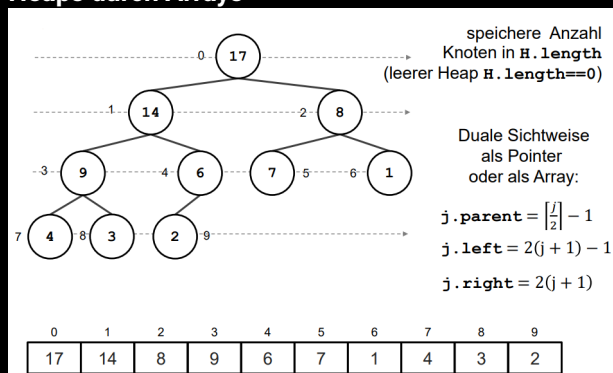
-
- Worst-Case-Laufzeit pro Operation: $O(\log_n n)$

1.4 Binäre Max-Heaps

Definition — Binäre Max-Heaps

- Heaps sind keine BSTs
- Eigenschaften von binären Max-Heaps:
 - bis auf das unterste Level vollständig und dort von links gefüllt ist
 - Für alle Knoten gilt: $x.\text{parent}.\text{key} \geq x.\text{key}$
 - Maximum des Heaps steht damit in der Wurzel
- $h \leq \log n$, da Baum fast vollständig

Heaps durch Arrays



Einfügen

Idee — Einfügen Einfügen und danach Vertauschen nach oben, bis Max-Eigenschaft wieder erfüllt ist

Code:

`insert(H,k) // als unbeschränktes Array`

```
1 H.length = H.length + 1;
2 H.A[H.length-1] = k;
3 i = H.length - 1;
4 WHILE i > 0 AND H.A[i] > H.A[i.parent]
5     SWAP(H.A, i, i.parent);
6     i = i.parent;
```

Laufzeit: $O(h) = O(\log n)$

Lösche Maximum

1. Ersetze Maximum durch „letztes“ Blatt
2. Vertausche Knoten durch Maximum der beiden Kinder (heapify)

extract-max(H)

```
1 IF isEmpty(H) THEN return error "underflow";
2 ELSE
3   max = H.A[0];
4   H.A[0] = H.A[H.length - 1];
5   H.length = H.length - 1;
6   heapify(H, 0);
7   return max;
```

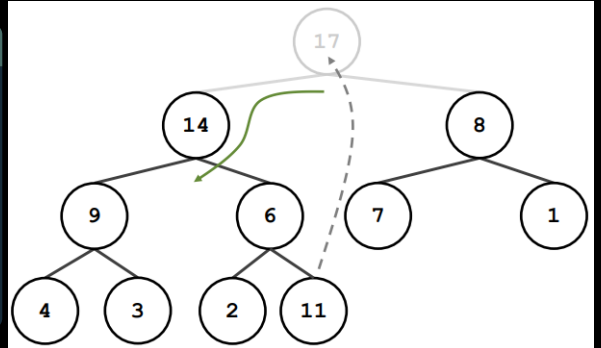


Abbildung 4: Beispiel Löschen des Maximums im Binären Max-Heap

heapify(H, i)

```
1 maxind = i;
2 IF i.left < H.length AND H.A[i] < H.A[i.left] THEN
3   maxind = i.left;
4 IF i.right < H.length AND H.A[maxind] < H.A[i.right] THEN
5   maxind = i.right;
6 IF maxind != i THEN
7   SWAP(H.A, i, maxind);
8   heapify(H, maxind);
```

Heap-Konstruktion aus Array

- Blätter sind für sich triviale Max-Heaps
- Bauen von Max-Heaps für Teilbäume mithilfe Rekursion per **heapify**
- (Array nicht unbedingt in richtiger Reihenfolge)

buildHeap(H.A) // Array in H.A

```
1 H.length = A.length;
2 FOR i = ceil((H.length-1)/2) - 1 DOWNTO 0 DO
3   heapify(H.A, i);
```

Heap-Sort

- Idee: Bauen des Heaps aus Array und dann (wiederholte) Extraktion des Maximums

heapSort(H.A)

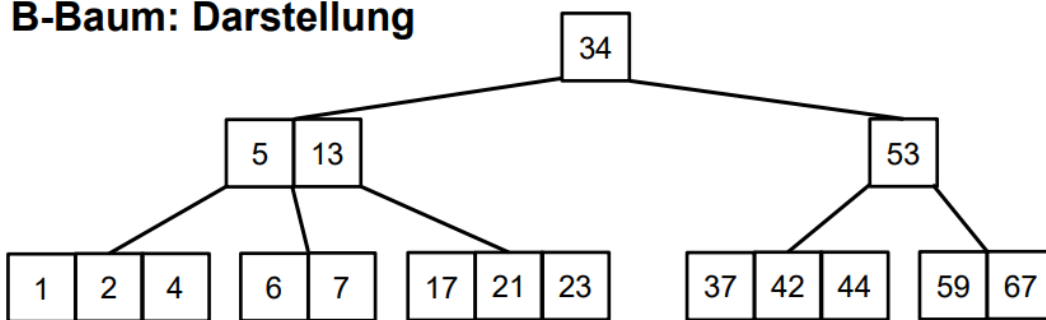
```
1 buildHeap(H.A) // Bauen des Heaps
2 WHILE !isEmpty(H) DO
3   PRINT extract-max(H); // Ausgabe des Maximums bis Heap leer ist
```

1.5 B-Bäume

Definition — B-Baum

- Jeder B-Baum hat einen angegebenen Grad also z.B. $t = 2$
- Eigenschaften:
 - Wurzel zwischen $[1, \dots, 2t - 1]$ Werte
 - Knoten zwischen $[t - 1, \dots, 2t - 1]$ Werte
 - Werte innerhalb eines Knotens aufsteigend geordnet
 - Blätter haben alle die gleiche Höhe
 - Jeder innere Knoten mit n Werten hat $n + 1$ Kinder, sodass gilt:
 $k_0 \leq \text{key}[0] \leq k_1 \leq \text{key}[1] \leq \dots \leq k_{n-1} \leq \text{key}[n-1] \leq k_n$

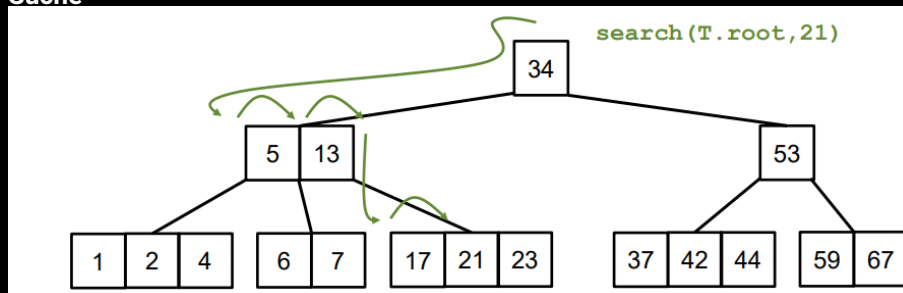
B-Baum: Darstellung



| | |
|---|---|
| <code>x.n</code> | - Anzahl Werte eines Knoten <code>x</code> |
| <code>x.key[0], ..., x.key[x.n-1]</code> | - (geordnete) Werte in Knoten <code>x</code> |
| <code>x.child[0], ..., x.child[x.n]</code> | - Zeiger auf Kinder in Knoten <code>x</code> |

- Höhe B-Baum: $h \leq \log_t \frac{n+1}{2}$ (Grad t und n Werte)
- B-Baum wird für gröSSere t flacher

Suche



search(x, k)

```
1 WHILE x != nil DO
2     i = 0;
3     WHILE i < x.n AND x.key[i] < k DO
4         i++;
5     IF i < x.n AND x.key[i] == k THEN
6         return(x, i);
7     ELSE
8         x = x.child[i];
9 return nil;
```

Einfügen

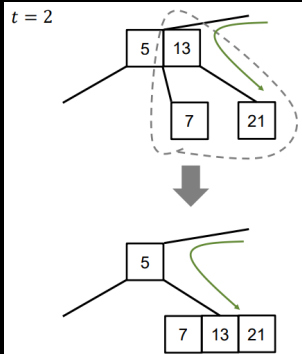
- Einfügen erfolgt immer in einem Blatt
- Falls das Blatt voll ist, muss jedoch gesplittet werden
- \Rightarrow Beim Durchlaufen des Baumes an jeder notwendigen vollen Position splitten
- Splitten:
 - Bricht volle Node auf und fügt mittleren Wert zur Elternnode hinzu
 - Aus den anderen Werten entstehen nun jeweils eigene Kinder
 - An der Wurzel splitten erzeugt neue Wurzel und erhöht Baumhöhe um eins
- Ablauf zusammengefasst:
 1. Start bei Wurzel, falls kein Platz mehr splitten
 2. Durchlaufen des Baumes bis zur richtigen Position und immer, falls voll, splitten
 3. Einfügen der Node (fertig)

insert(T, z)

```
1 Wenn Wurzel schon  $2t-1$  Werte hat, dann splitte Wurzel
2 Suche rekursiv Einfügeposition:
3     Wenn zu besuchendes Kind  $2t-1$  Werte hat, splitte es erst
4 Füge z in Blatt ein
```

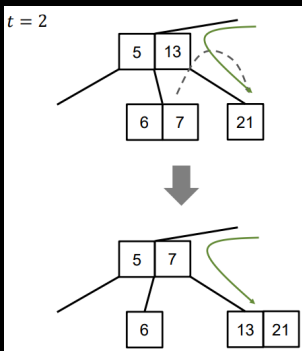
Löschen

- Wenn Blatt noch mehr als $t - 1$ Werte, kann der Wert einfach entfernt werden
- Allerdings durchlaufen wir hier den Baum auch wieder von oben und stellen gewisse Voraussetzungen her
- Durchlaufen des Baumes von oben und Anwendung der folgenden Algorithmen



Allgemeines Verschmelzen:

- Kind und rechter und linker Geschwisterknoten (sofern existent) nur $t - 1$ Werte
- Wenn Elternknoten vorher min. t Werte
⇒ keine Änderung oberhalb notwendig



Allgemeines Rotieren/Verschieben:

- Kind nur $t - 1$ Werte
- Geschwister jedoch mehr als $t - 1$ Werte
- keine Änderung oberhalb notwendig

Code:

```
delete(T, k)
```

```
1 Wenn Wurzel nur 1 Wert und beide Kinder t-1 Werte,  
2 verschmelze Wurzel und Kinder (reduziert Höhe um 1)  
3 Suche rekursiv Löschposition:  
4     Wenn zu besuchendes Kind nur t-1 Werte,  
5     verschmelze es oder rotiere/verschiebe  
6 Entferne Wert k im inneren Knoten/Blatt  
7 // Ohne Probleme, aufgrund vorheriger Anpassung
```

Laufzeiten

Einfügen $\Theta(\log_t n)$

Löschen $\Theta(\log_t n)$

Suchen $\Theta(\log_t n)$

- Nur vorteilhaft wenn Daten blockweise eingelesen werden
- \mathcal{O} -Notation versteckt hier konstanten Faktor t für Suche innerhalb eines Knotens