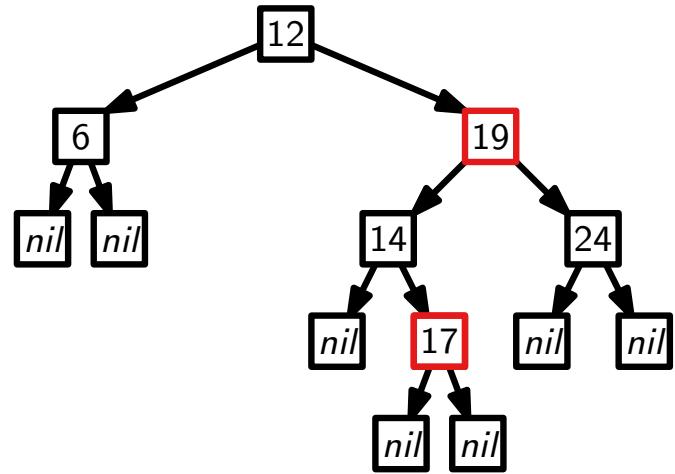
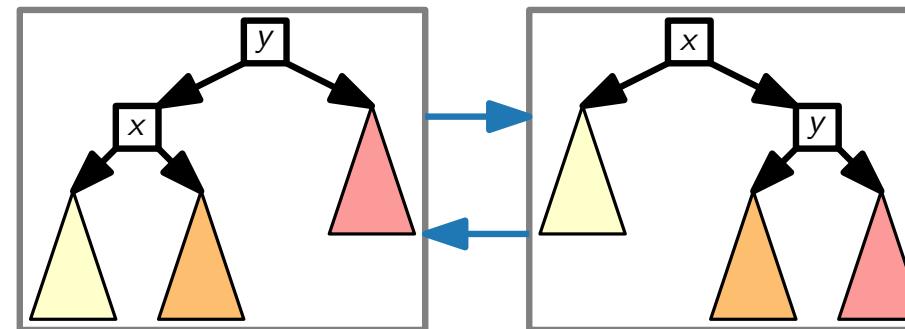


Algorithmen und Datenstrukturen



Vorlesung 14: Rot-Schwarz-Bäume



Diana Sieper



Wintersemester 2025

Dynamische Menge



Abstrakter Datentyp: Dynamische Menge

verwaltet Elemente einer Menge M , wobei jedes Element $x \in M$ aus einem Schlüssel $x.key$ und einem Wert $x.value$ besteht.

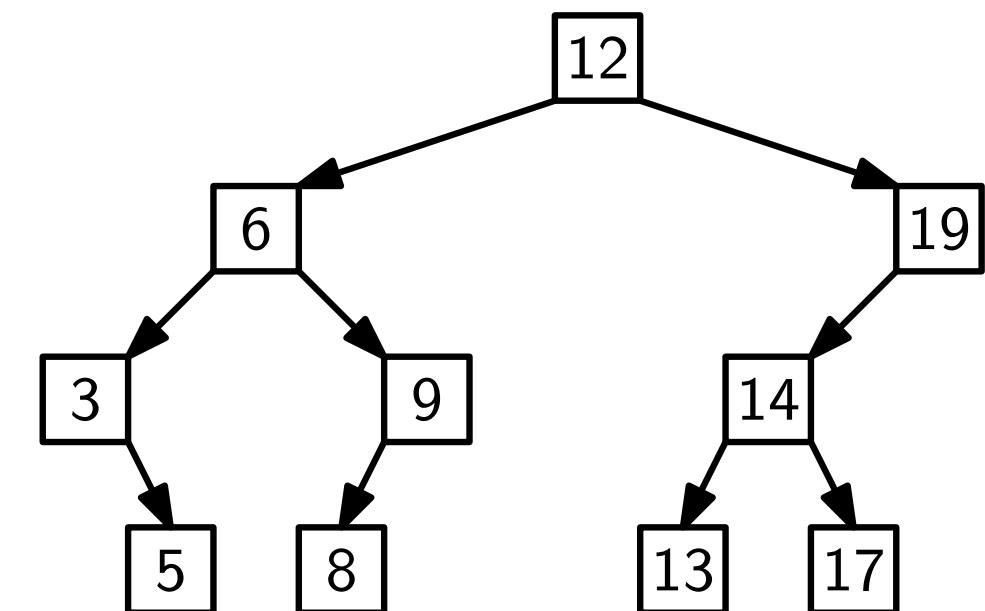
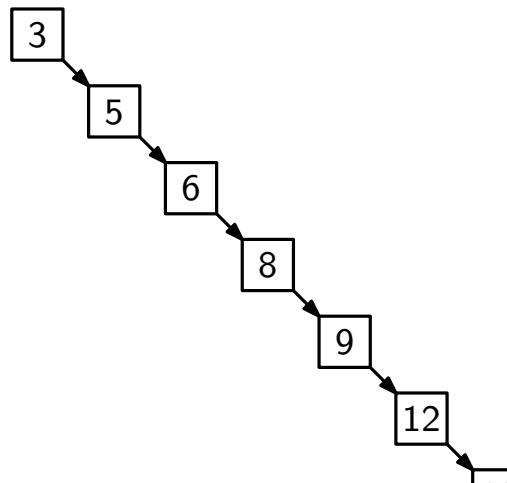
Beliebiges Objekt	Funktionalität	
Operation	Veränderungen	M
ptr INSERT(key k , value v)		key_1 $value_1$
DELETE(ptr x)		key_2 $value_2$
ptr SEARCH(key k)	Anfragen	\dots key_n $value_n$
ptr MINIMUM()		
ptr MAXIMUM()		
ptr PREDECESSOR(ptr x)		
ptr SUCCESSOR(ptr x)		
Pointer		

Binäre Suchbäume

Satz. Binäre Suchbäume implementieren alle dynamische-Menge-Operationen in $\mathcal{O}(h)$ Zeit, wobei h die momentane Höhe des Baums ist.

Aber: Im schlechtesten Fall gilt $h \in \Theta(n)$.

Ziel: Suchbäume **balancieren** $\Rightarrow h \in \mathcal{O}(\log n)$



Binärer-Suchbaum-Eigenschaft.

alle Knoten im linken Teilbaum von v haben Schlüssel $\leq v.key$
 alle Knoten im rechten Teilbaum von v haben Schlüssel $\geq v.key$

Für jeden Knoten v gilt:

\geq

Balanciermethoden

Beispiele

nach Gewicht

für jeden Knoten ist das Gewicht
(= Anzahl der Knoten) des linken
und rechten Teilbaums ungefähr gleich.

BB[α]-Bäume



nach Höhe

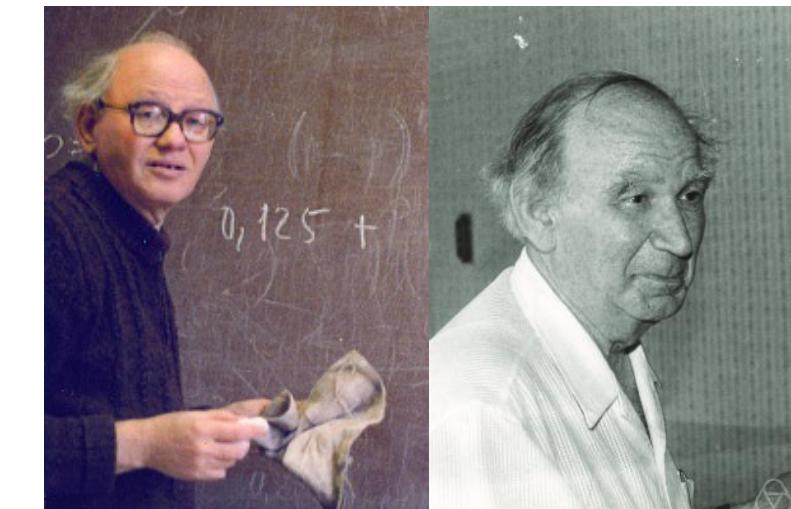
für jeden Knoten ist die Höhe
des linken und rechten Teilbaums ungefähr gleich.

AVL-Bäume

nach Grad

alle Blätter haben dieselbe Tiefe, aber innere Knoten
können verschieden viele Kinder haben.

(2, 3)-Bäume



Georgi M. Adelson-Velski
1922–2014

Jewgeni M. Landis
1921–1997

nach Knotenfarbe

jeder Knoten ist entweder **gut** oder **schlecht**; der Anteil
schlechter Knoten darf in keinem Teilbaum zu groß sein.

Rot-Schwarz-Bäume

Rot-Schwarz-Bäume: Anwendungen

Red–black trees are also particularly valuable in functional programming, where they are one of the most common persistent data structures, used to construct associative arrays and sets that can retain previous versions after mutations. The persistent version of red–black trees requires $O(\log n)$ space for each insertion or deletion, in addition to time.

Data indexing in database engines uses RB trees directly or indirectly.

For example, MySQL uses B+ trees, which can be seen as a type of B tree. An RB tree is similar in structure to a B tree of order 4.

JAVA 8 improvements

The inner representation of the HashMap has changed a lot in JAVA 8. Indeed, the implementation in JAVA 7 takes 1k lines of code whereas the implementation in JAVA 8 takes 2k lines. Most of what I've said previously is true except the linked lists of entries. In JAVA8, you still have an array but it now stores Nodes that contains the exact same information as Entries and therefore are also linked lists:

Here is a part of the Node implementation in JAVA 8:

```
static class Node<K,V> implements Map.Entry<K,V> {
    final int hash;
    final K key;
    V value;
    Node<K,V> next;
```

So what's the big difference with JAVA 7? Well, Nodes can be extended to TreeNodes. A TreeNode is a red-black tree structure that stores really more information so that it can add, delete or get an element in $O(\log(n))$.

Red Black Trees are from a class of self balancing BSTs and as answered by others, any such self balancing tree can be used. I would like to add that Red-black trees are widely used as system symbol tables. For example they are used in implementing the following:

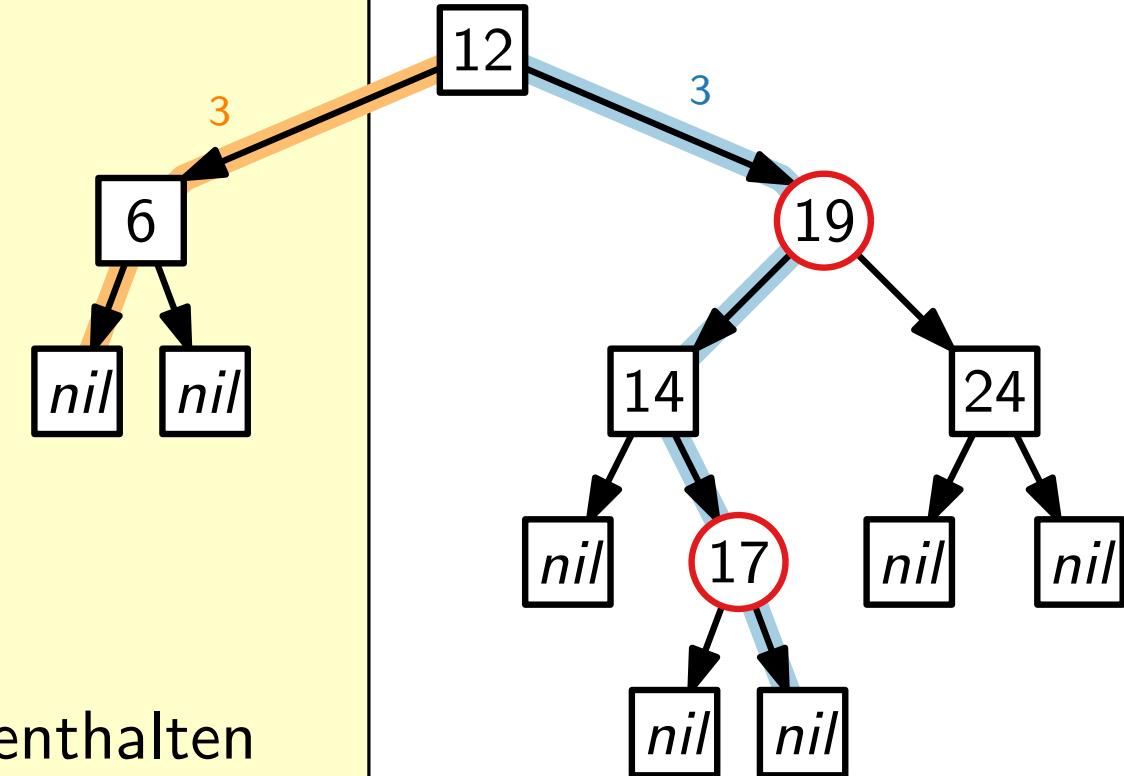
- Java: java.util.TreeMap , java.util.TreeSet .
- C++ STL: map, multimap, multiset.
- Linux kernel: completely fair scheduler, linux/rbtree.h

Rot-Schwarz-Bäume: Eigenschaften

Rot-Schwarz-Bäume sind binäre Suchbäume mit folgenden

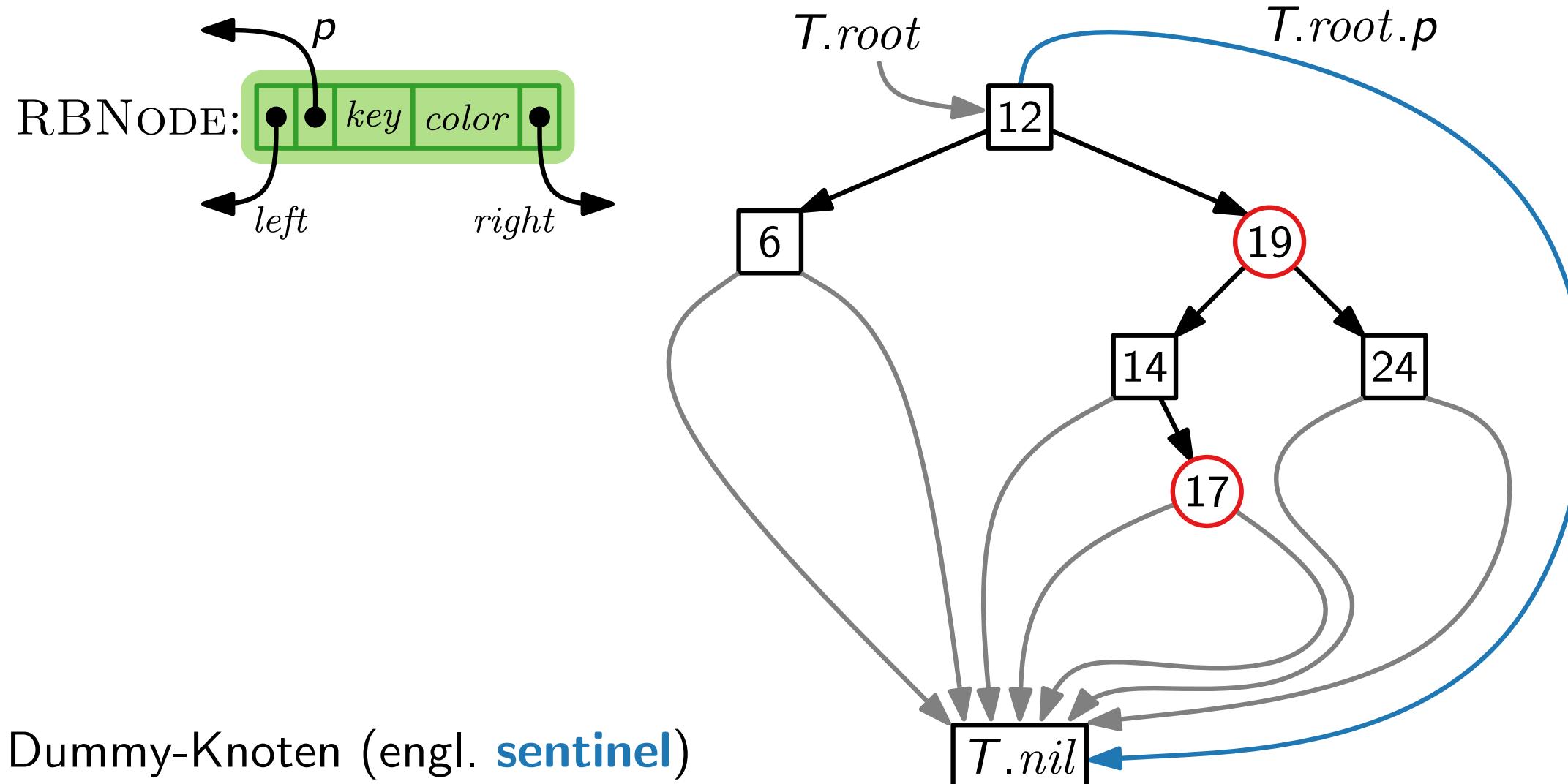
Rot-Schwarz-Eigenschaften:

- (E1) Jeder Knoten ist entweder rot oder schwarz.
- (E2) Die Wurzel ist schwarz.
- (E3) Alle *nil*-Knoten sind schwarz. nil
- (E4) Wenn ein Knoten rot ist, sind seine beiden Kinder schwarz.
- (E5) Für jeden Teilbaum gilt: alle Wurzel-Blatt-Pfade enthalten dieselbe Anzahl schwarzer Knoten.



Aus (E4) folgt: Auf keinem Wurzel-Blatt-Pfad folgen zwei rote Knoten direkt auf einander.

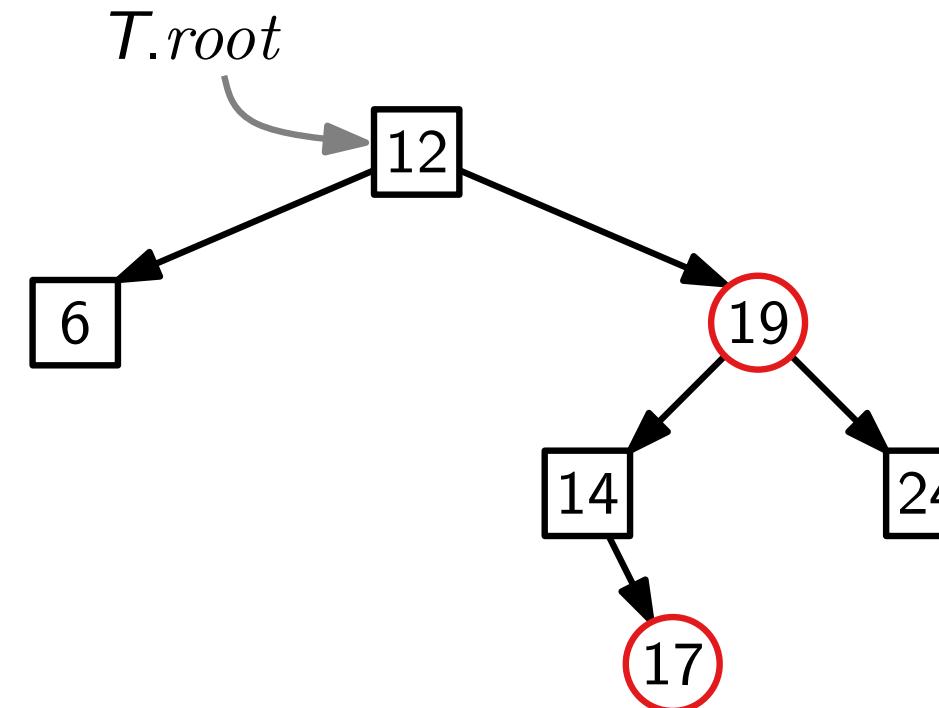
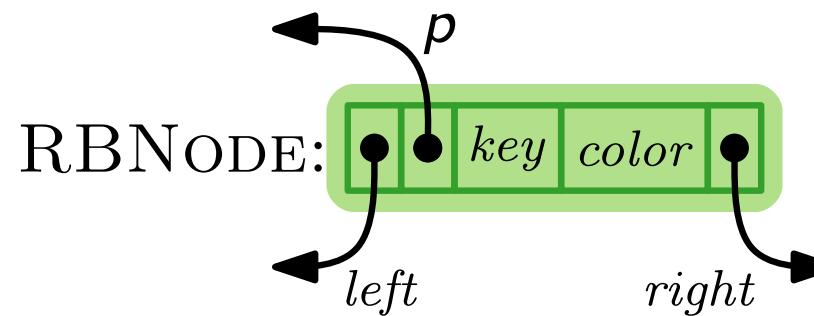
Technisches Detail



Dummy-Knoten (engl. **sentinel**)

Zweck: um Baum-Operationen prägnanter aufzuschreiben zu können.
 (Wir zeichnen den Dummy-Knoten i.A. nicht.)

Technisches Detail



Achtung: **(E3)** ist hier erfüllt, weil es sich auf den Dummy-Knoten bezieht!

(E3) Alle *nil*-Knoten sind schwarz. nil

Zweck: um Baum-Operationen prägnanter aufzuschreiben zu können.
(Wir zeichnen den Dummy-Knoten i.A. nicht.)

(Schwarz-) Höhe

Definition. Die **Länge** eines Pfades ist die Anzahl seiner Kanten.

Definition. Sei T ein Baum.
Knoten u ist **unter** Knoten v , wenn u in dem Teilbaum T_v von T mit Wurzel v enthalten ist.

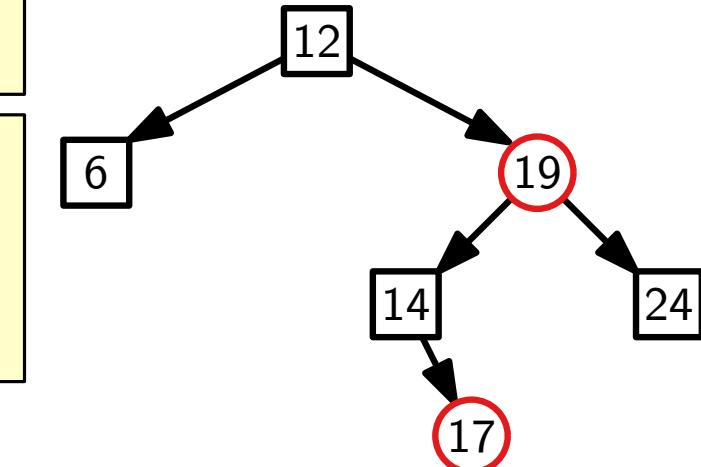
Beispiel: 17 ist unter 19, 14 ist **nicht** unter 6.

Definition. Die **Höhe** eines Knotens v ist die Länge eines längsten Pfads von v zu einem Blatt unter v .

Definition'. Die **Schwarz-Höhe** $s\text{Höhe}(v)$ eines Knotens v ist die Anz. der schwarzen Knoten auf **jedem** Pfad zu einem Blatt (exkl. *nil*-Knoten) in T_v .

Beispiel: „12“ hat Höhe 4 (!) und Schwarz-Höhe 2.

Folgerung: v Knoten $\Rightarrow s\text{Höhe}(v) \leq \text{Höhe}(v) \leq 2 \cdot s\text{Höhe}(v)$.



Höhe $\in \Theta(\log n)$

Lemma. Ein Rot-Schwarz-Baum T mit n inneren Knoten hat Höhe $\leq 2 \log_2(n + 1)$.

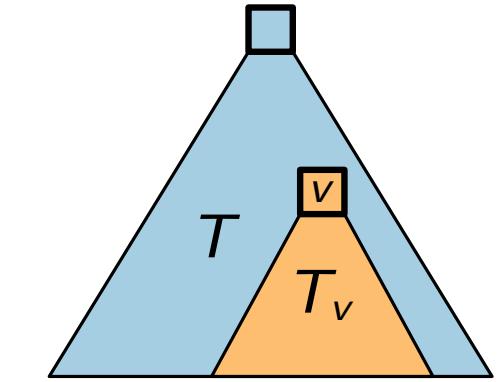
Beweis. Behauptung: Für jeden Knoten v von T gilt:

T_v hat $\geq 2^{\text{sHöhe}(v)} - 1$ innere Knoten.

Beweis durch vollständige Induktion über $\text{Höhe}(v)$.

$\text{Höhe}(v) = 0$. Dann $T_v = T.\text{nil}$ und $\text{sHöhe}(v) = 0$.

T_v hat $0 = 2^0 - 1$ innere Knoten.



$\text{Höhe}(v) > 0$. Beide Kinder von v haben $\text{Höhe} < \text{Höhe}(v)$.

\Rightarrow können Ind.-Annahme anwenden.

\Rightarrow # innere Knoten von T_v ist mind.

$$2 \cdot (2^{\text{sHöhe}(v)-1} - 1) + 1 = 2^{\text{sHöhe}(v)} - 1.$$



sHöhe der Kinder von v ist mind.

Anz. innerer Knoten unter
einem Kind von v (IA)

Höhe $\in \Theta(\log n)$

Lemma. Ein Rot-Schwarz-Baum T mit n inneren Knoten hat Höhe $\leq 2 \log_2(n + 1)$.

Beweis. Behauptung: Für jeden Knoten v von T gilt:

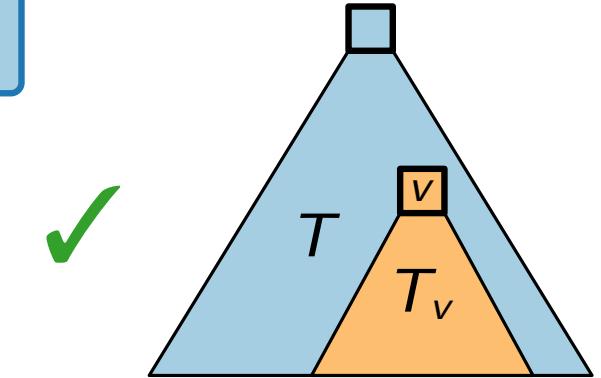
T_v hat $\geq 2^{\text{sHöhe}(v)} - 1$ innere Knoten.

$$v = T.\text{root} \Rightarrow \underbrace{\# \text{ innere Knoten}(T)}_n \geq 2^{\text{sHöhe}(T)} - 1.$$

$$\Rightarrow \text{sHöhe}(T) \leq \log_2(n + 1)$$

Wegen R-S-Eig. **(E4)** gilt: Höhe(T) $\leq 2 \cdot \text{sHöhe}(T)$.

$$\Rightarrow \text{Höhe}(T) \leq 2 \log_2(n + 1)$$



Also: Rot-Schwarz-Bäume sind **balanciert!** Fertig?!

Nein: INSERT & DELETE können Rot-Schwarz-Eigenschaft **verletzen!**

Vorlesungsumfrage – jetzt!



Bitte suchen Sie die E-Mail, die Sie von EvaSys bekommen haben, und klicken Sie dort auf den Link zur Umfrage.

All questions are optional. Should a question not be applicable to a course, you can leave the answer open.

1 Course as a whole

1.1 Please rate the course as a whole.

very good insufficient

2 Lecture

2.1 The lecturer is well prepared and presents the material in a way that is easy to understand.

completely agree do not agree at all

2.2 The supplied lecture materials (writings on the blackboard, presentation slides, videos, additional literature) are well prepared and improve my understanding of the course contents.

completely agree do not agree at all

2.3 Portions of the lecture were held online (live stream, recorded lecture) and helped improve the course.

completely agree do not agree at all

3 Exercises

3.1 The tutor is well prepared and presents the material in a way that is easy to understand.

completely agree do not agree at all

3.2 The exercises are comprehensible and improve my understanding of the course contents.

completely agree do not agree at all

4. Additional remarks

4.1 What did you especially like in this course?

4.2 From your perspective, what could be improved?
What do you criticize?

Zum Beispiel:

- Folien
- Übungsaufgaben
- Roter Faden?
- Beweise?
- Reaktion auf Fragen?
- Buch zur Vorlesung?
- Zwischenstests
- Aufgaben in der VL
- ...

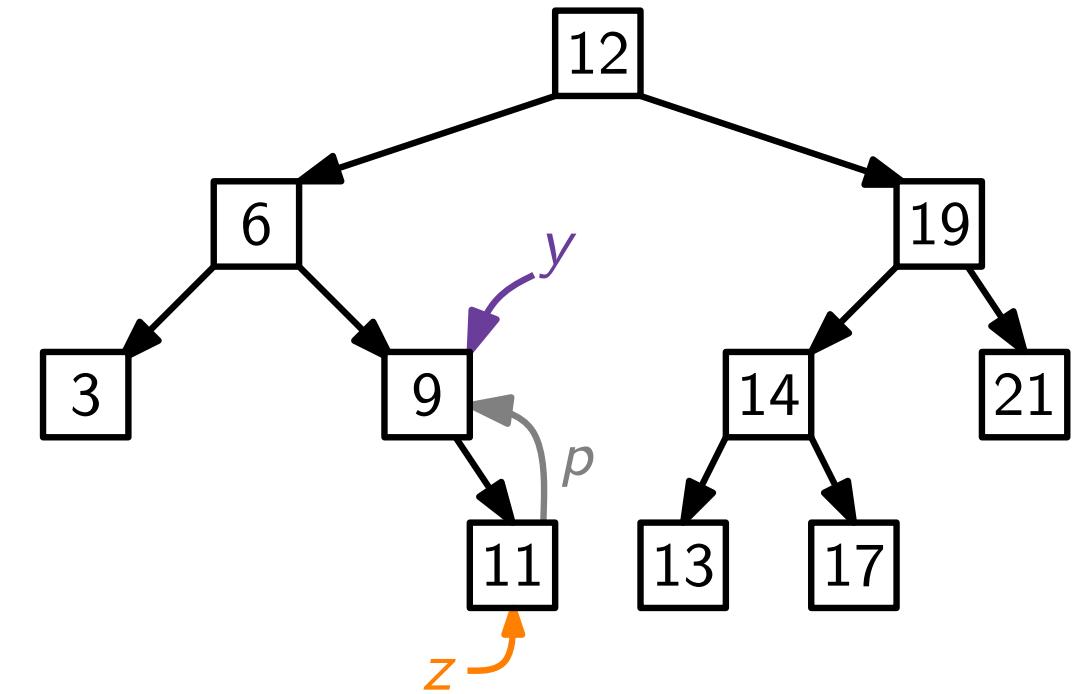
Einfügen

```

Node INSERT(key k)
  y = nil
  x = root
  while x ≠ nil do
    y = x
    if k < x.key then
      x = x.left
    else
      x = x.right
    z = new Node(k, y)
    if y == nil then root = z
    else
      if k < y.key then y.left = z
      else
        y.right = z
  return z

```

INSERT(11) $x == nil$



```

Node(Key k, Node par)
key = k
p = par
right = left = nil

```

Einfügen

Laufzeit? (ohne RBINSERTFIXUP) $\mathcal{O}(h) = \mathcal{O}(\log n)$ 

RBNode INSERT(key k)

$y = T.nil$

$x = root$

while $x \neq T.nil$ **do**

$y = x$

if $k < x.key$ **then**

$x = x.left$

else $x = x.right$

$z = \text{new RBNode}(k, y, \text{red})$

if $y == T.nil$ **then** $root = z$

else

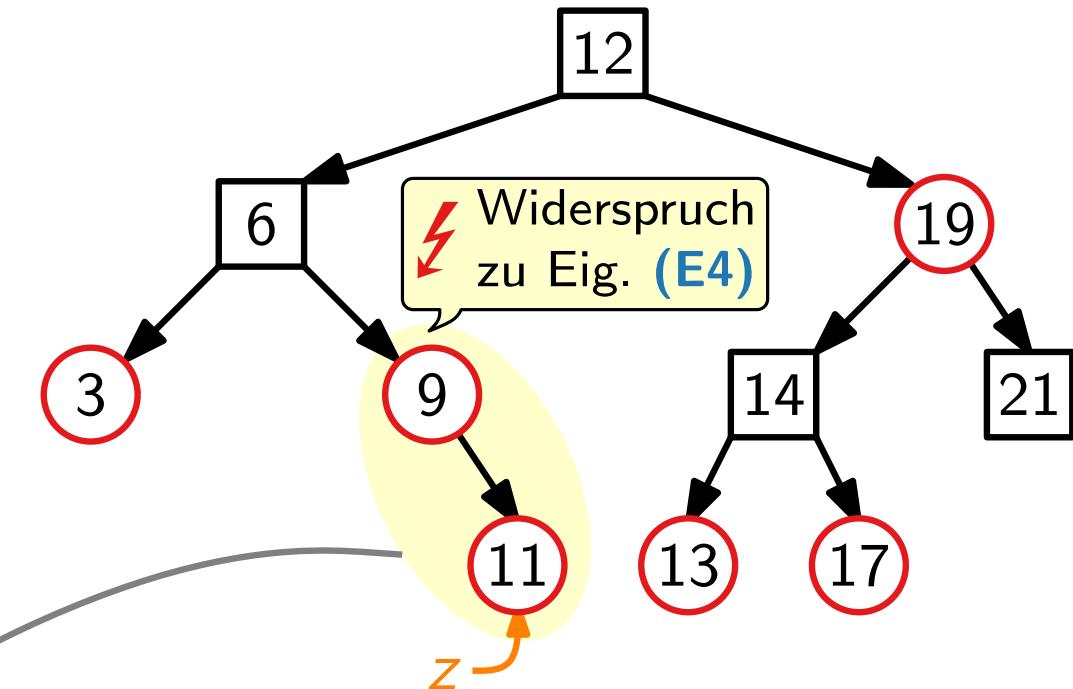
if $k < y.key$ **then** $y.left = z$

else $y.right = z$

 RBINSERTFIXUP(z)

return z

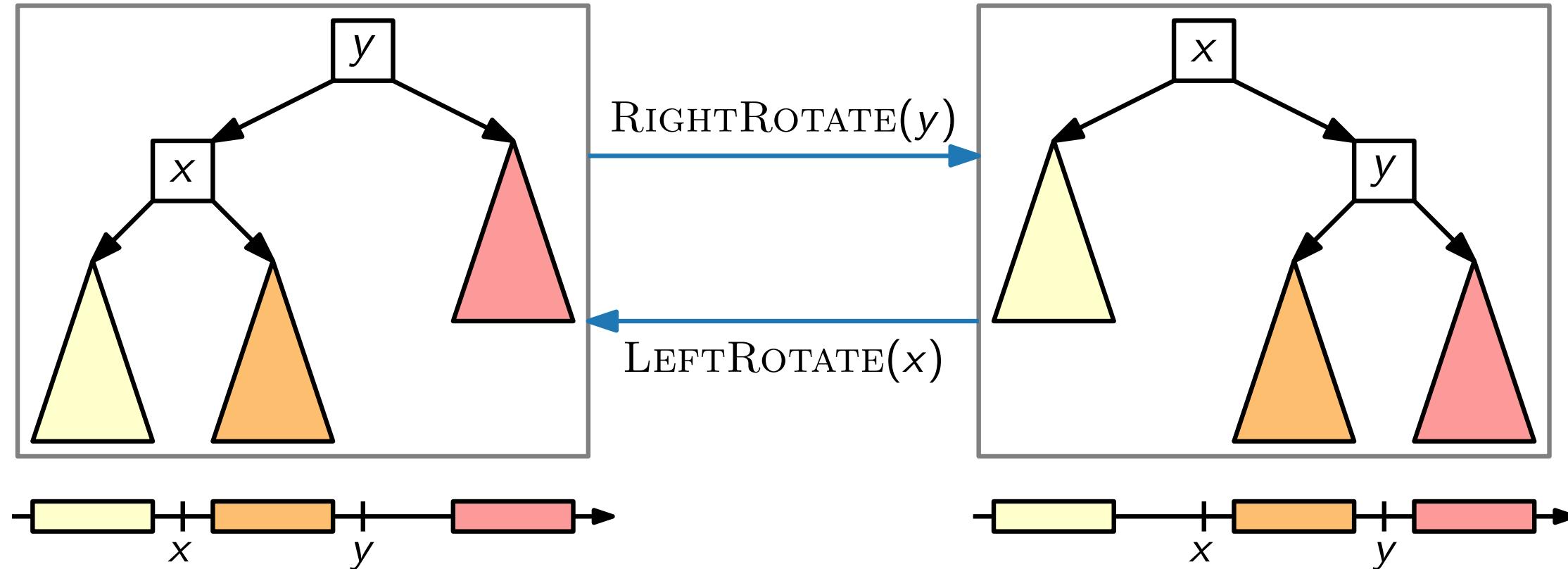
(E4) Wenn ein Knoten rot ist,
sind seine beiden Kinder schwarz.



Node(Key k, Node par)
 $key = k$
 $p = par$
 $right = left = T.nil$

RBNode(..., Color c)
 $super(k, par)$
 $color = c$

Exkurs: Rotationen



Also: **Binärer-Suchbaum-Eigenschaft** bleibt beim Rotieren erhalten!

Aufgabe: Schreiben Sie Pseudocode für $\text{LEFTROTATE}(x)$!

Laufzeit: $\mathcal{O}(1)$.

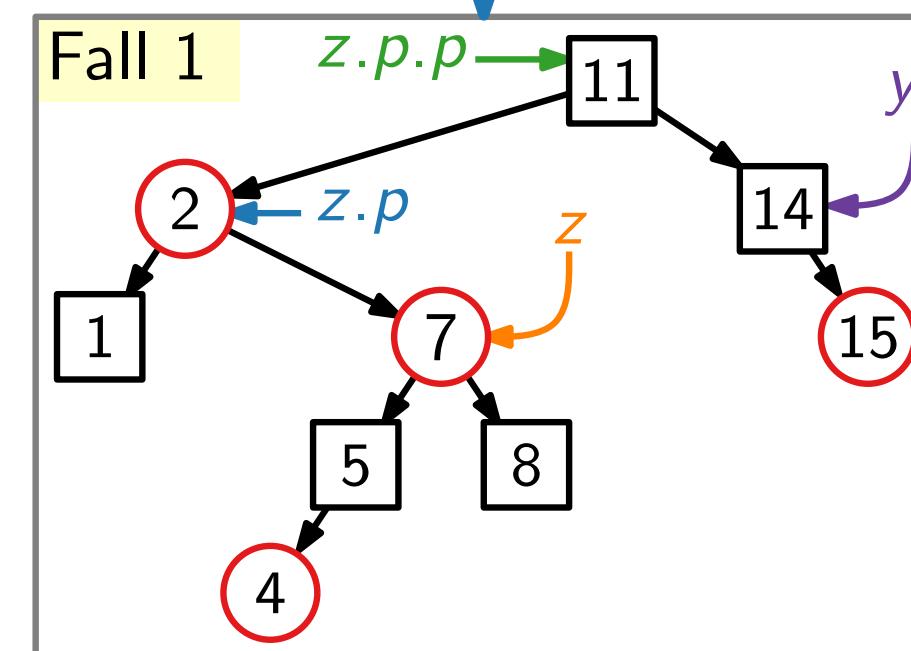
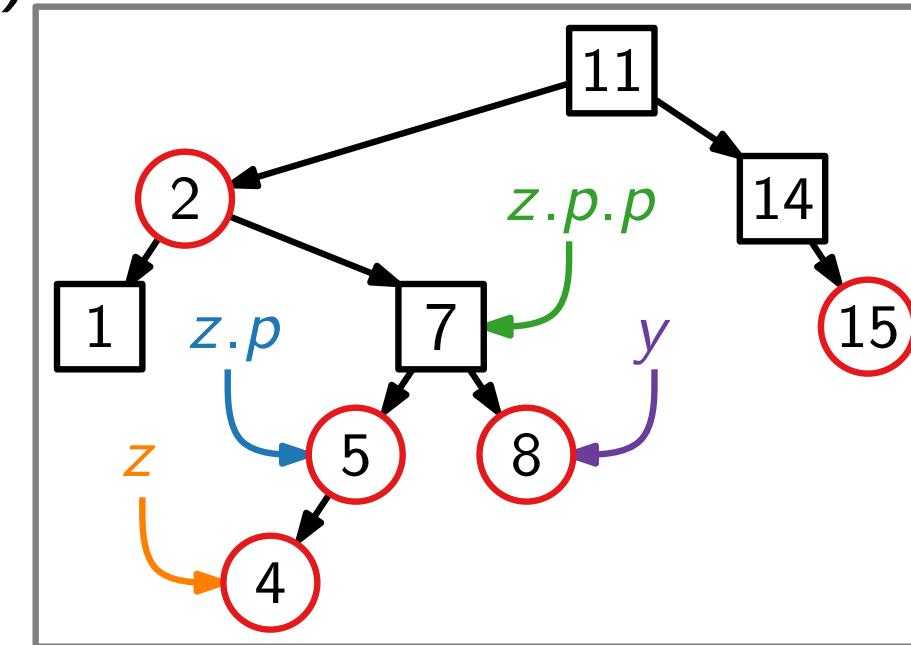


RBINSERTFIXUP(RBNode z)

```

while  $z.p.color == \text{red}$  do
  if  $z.p == z.p.p.left$  then
     $y = z.p.p.right$  // Tante von  $z$ 
    if  $y.color == \text{red}$  then
       $z.p.color = \text{black}$ 
       $z.p.p.color = \text{red}$ 
       $y.color = \text{black}$ 
       $z = z.p.p$ 
    else
      if  $z == z.p.right$  then
      else

```

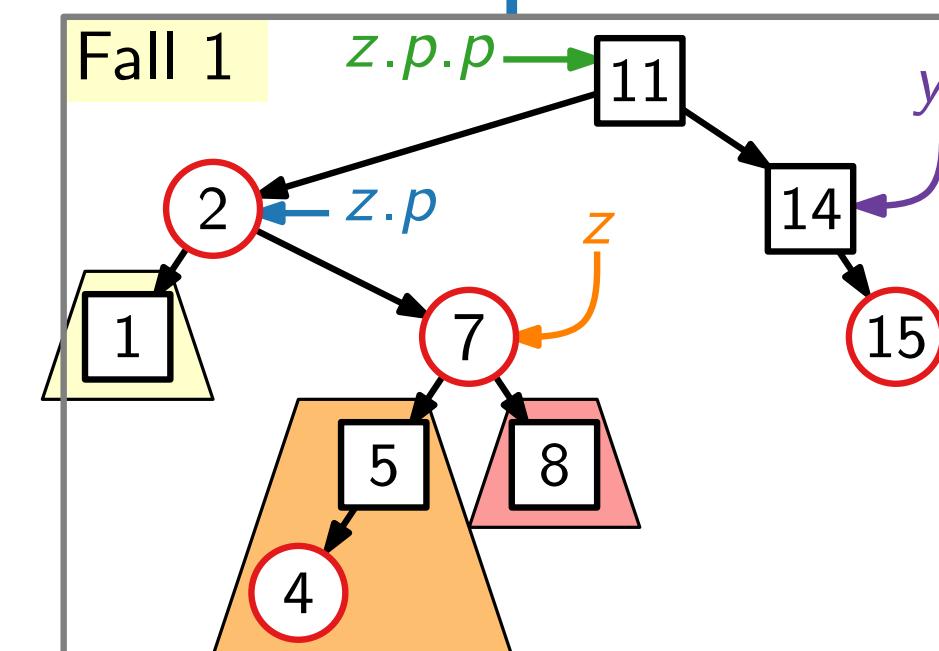
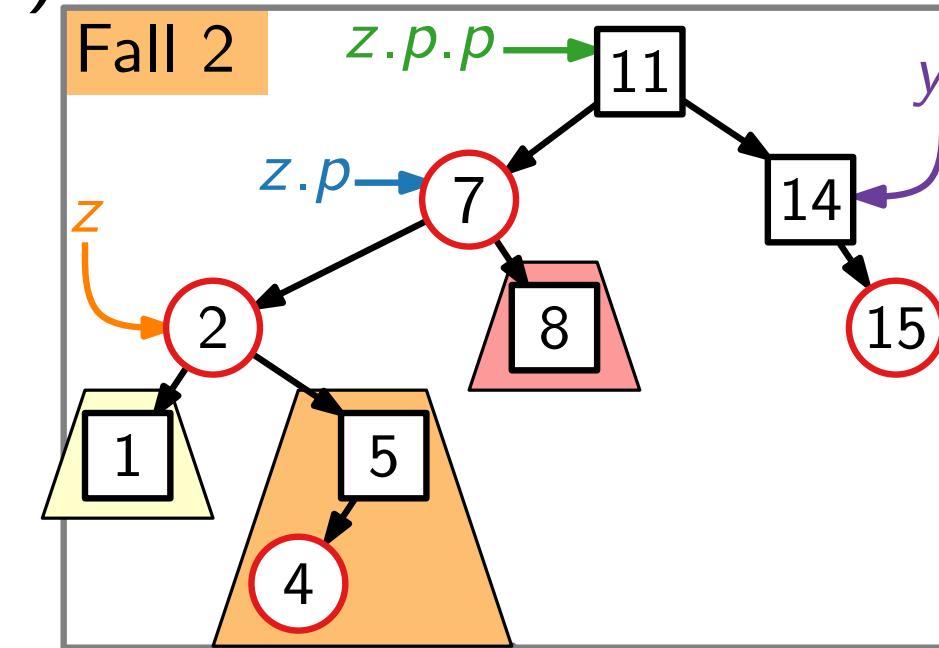


RBINSERTFIXUP(RBNode z)

```

while  $z.p.color == \text{red}$  do
  if  $z.p == z.p.p.left$  then
     $y = z.p.p.right$  // Tante von  $z$ 
    if  $y.color == \text{red}$  then
       $z.p.color = \text{black}$ 
       $z.p.p.color = \text{red}$ 
       $y.color = \text{black}$ 
       $z = z.p.p$ 
    else
      if  $z == z.p.right$  then
         $z = z.p$ 
        LEFTROTATE( $z$ )
  else

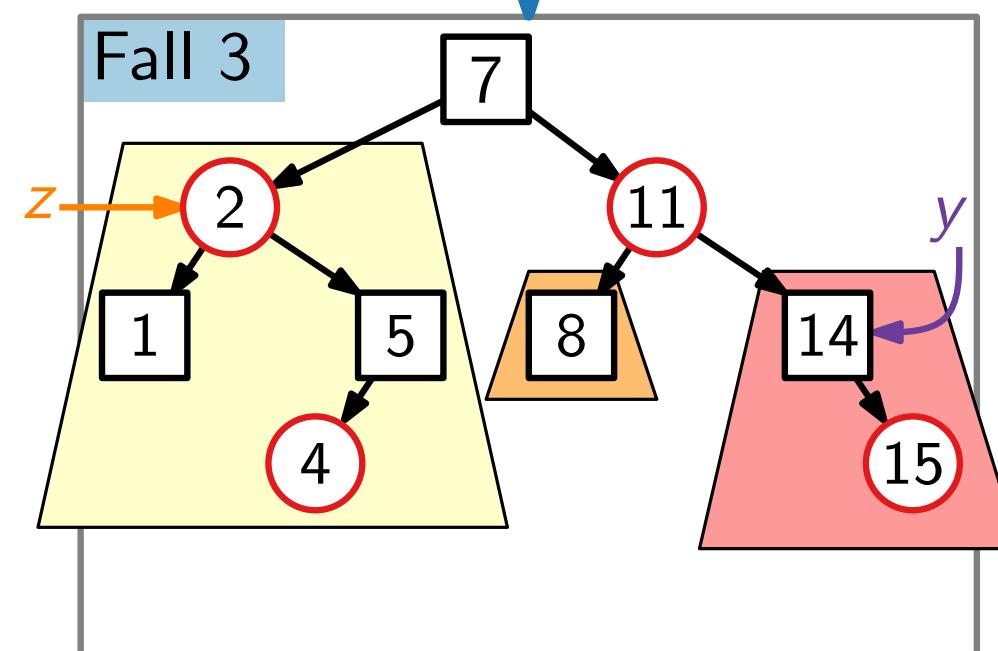
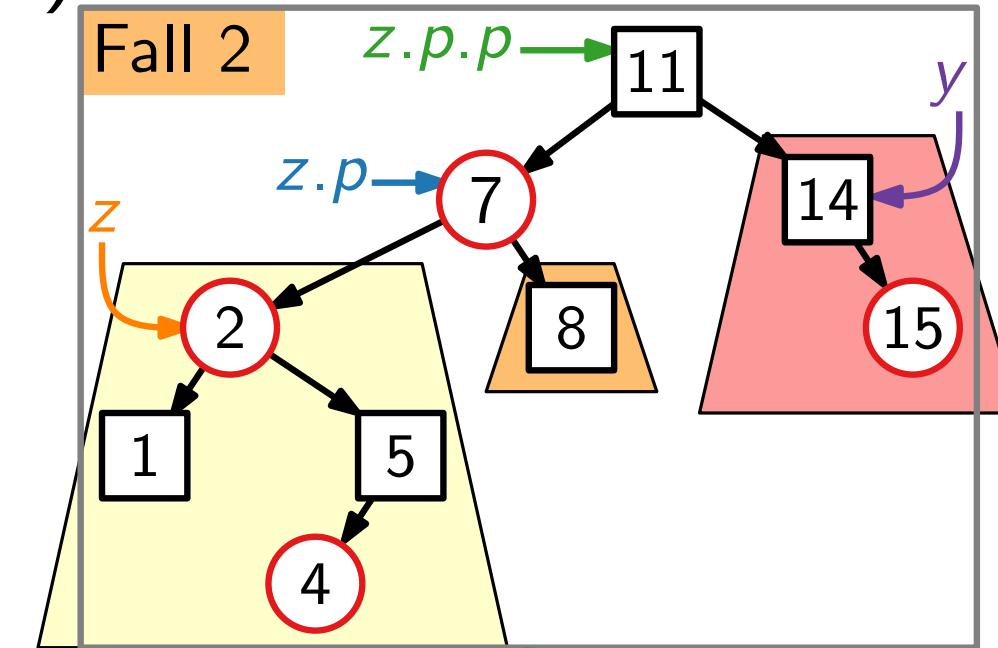
```



RBINSERTFIXUP(RBNode z)

```

while  $z.p.color == \text{red}$  do
  if  $z.p == z.p.p.left$  then
     $y = z.p.p.right$  // Tante von  $z$ 
    if  $y.color == \text{red}$  then
       $z.p.color = \text{black}$ 
       $z.p.p.color = \text{red}$ 
       $y.color = \text{black}$ 
       $z = z.p.p$ 
    else
      if  $z == z.p.right$  then
         $z = z.p$ 
        LEFTROTATE( $z$ )
         $z.p.color = \text{black}$ 
         $z.p.p.color = \text{red}$ 
        RIGHTROTATE( $z.p.p$ )
      else ... // wie oben, aber re. & li. vertauscht
     $root.color = \text{black}$ 
  
```



Korrektheit

Zu zeigen: RBINSERTFIXUP stellt R-S-Eigenschaft wieder her.

Schleifeninvariante (gültig am Anfang der while-Schleife)

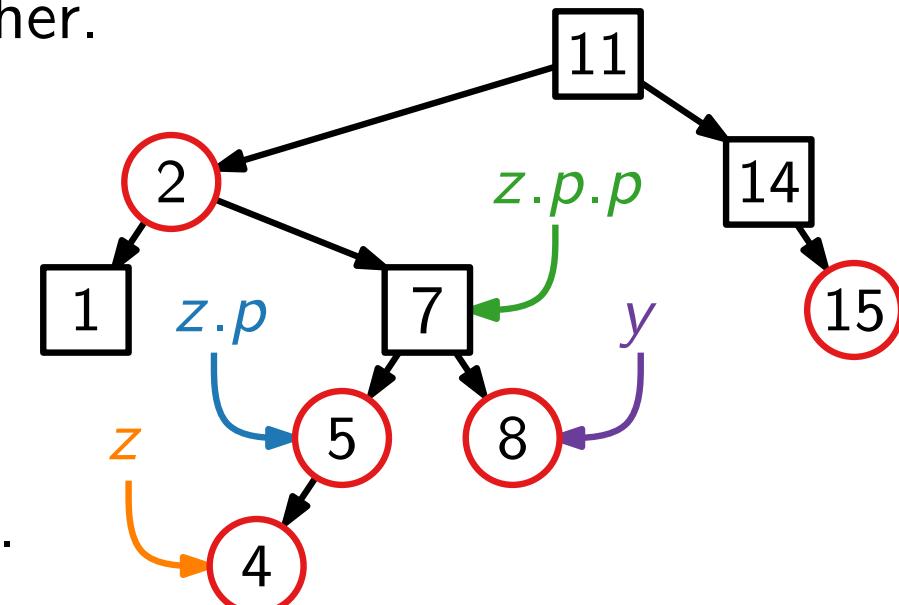
- z ist rot.
- Falls $z.p$ die Wurzel ist, dann ist $z.p$ schwarz.
- Falls R-S-Eig. verletzt sind, dann entweder **(E2)** oder **(E4)**.
 - Falls **(E2)** verletzt ist, dann weil $z = \text{root}$ und z rot ist.
 - Falls **(E4)** verletzt ist, dann weil z und $z.p$ rot sind.

Zeige:

- Initialisierung
- Aufrechterhaltung
- Terminierung

(E2) Die Wurzel ist schwarz.
(E4) Wenn ein Knoten rot ist, sind seine beiden Kinder schwarz.

Viel Arbeit! Siehe [CLRS, Kapitel 13.3].



Laufzeit RBINSERTFIXUP

```

while z.p.color == red do
  if z.p == z.p.p.left then
    y = z.p.p.right // Tante von z
    if y.color == red then
      z.p.color = black
      z.p.p.color = red
      y.color = black
      z = z.p.p ←
    }  $\mathcal{O}(1)$ 
  else
    if z == z.p.right then
      z = z.p
      LEFTROTATE(z) }  $\mathcal{O}(1)$ 
      z.p.color = black ←
      z.p.p.color = red
      RIGHTROTATE(z.p.p)
    }  $\mathcal{O}(1)$ 
  else ... // wie oben, aber re. & li. vertauscht
  root.color = black

```

Insgesamt:

- Fall 1 $\mathcal{O}(h)$ mal
- Fall 2 ≤ 1 mal
- Fall 3 ≤ 1 mal

$\mathcal{O}(\log n)$ Umfärbungen
und ≤ 2 Rotationen

Klettert im Baum
2 Ebenen nach oben.

Führt zum Abbruch
der **while**-Schleife.

Löschen

Sei z der zu löschende Knoten. Wir betrachten drei Fälle:

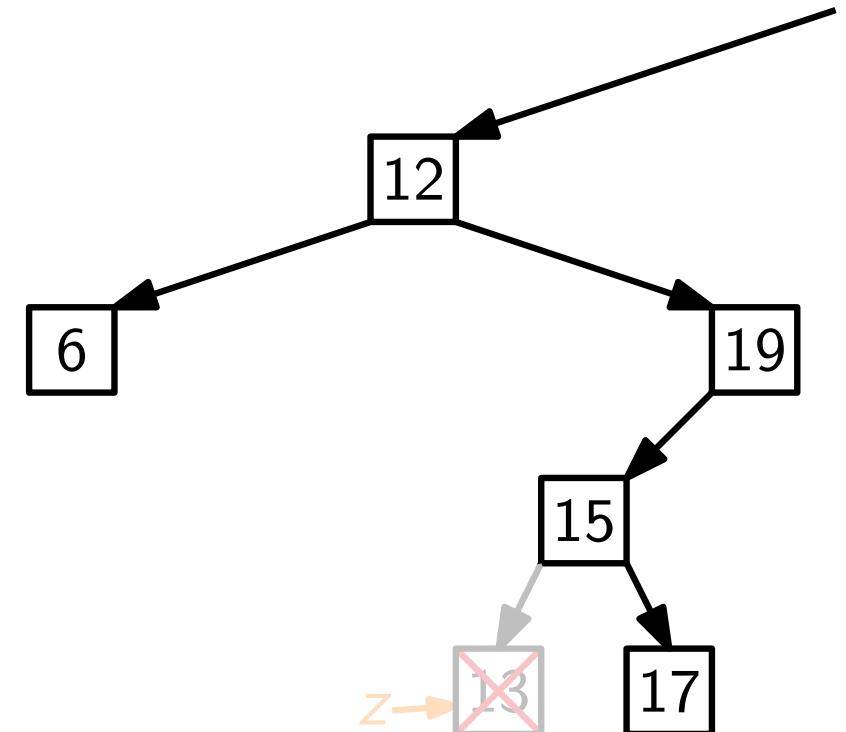
1. z hat keine Kinder.

Falls z linkes Kind von $z.p$ ist,
setze $z.p.left = nil$; sonst umgekehrt. Lösche z .

Was kann kaputt gehen? **(E5)** falls z schwarz war

2. z hat ein Kind x .

3. z hat zwei Kinder.



(E2) Die Wurzel ist schwarz.

(E4) Wenn ein Knoten rot ist,
sind seine beiden Kinder schwarz.

(E5) Für jeden Teilbaum gilt: alle Wurzel-Blatt-Pfade
enthalten dieselbe Anzahl schwarzer Knoten.

Löschen

Sei z der zu löschende Knoten. Wir betrachten drei Fälle:

1. z hat keine Kinder.

Falls z linkes Kind von $z.p$ ist,

setze $z.p.left = nil$; sonst umgekehrt. Lösche z .

Was kann kaputt gehen? **(E5)** falls z schwarz war

2. z hat ein Kind x .

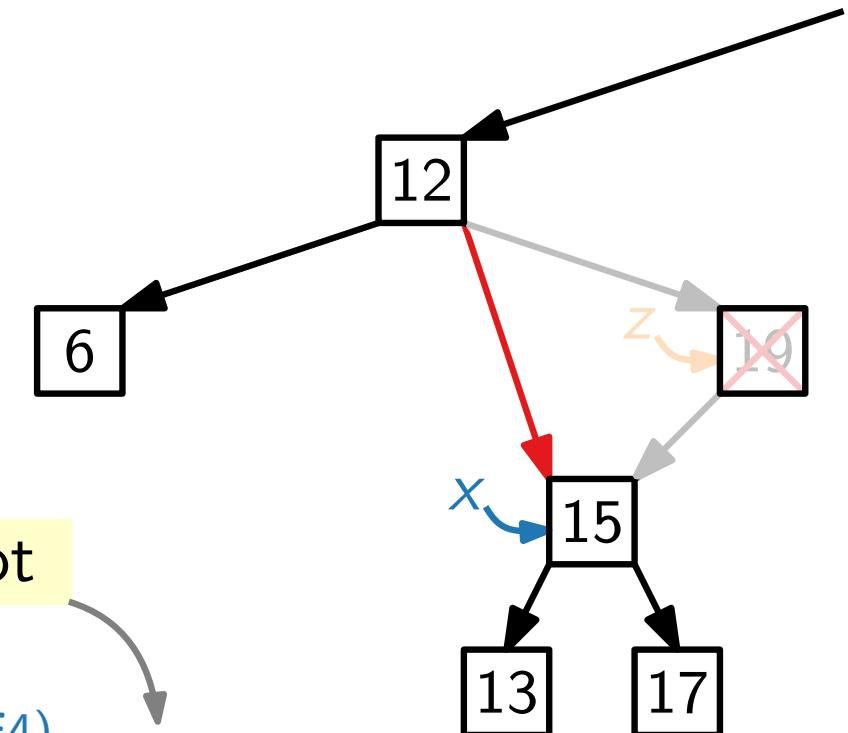
Setze den Zeiger von $z.p$, der auf z zeigt, auf x .

Setze $x.p = z.p$. Lösche z .

Was kann kaputt gehen?

(E4) falls x und $z.p$ rot

3. z hat zwei Kinder.



(E4) $\Rightarrow z$ schwarz

(E2) Die Wurzel ist schwarz.

(E4) Wenn ein Knoten rot ist,
sind seine beiden Kinder schwarz.

(E5) Für jeden Teilbaum gilt: alle Wurzel-Blatt-Pfade
enthalten dieselbe Anzahl schwarzer Knoten.

Löschen

Sei z der zu löschende Knoten. Wir betrachten drei Fälle:

1. z hat keine Kinder.

Falls z linkes Kind von $z.p$ ist,

setze $z.p.left = nil$; sonst umgekehrt. Lösche z .

Was kann kaputt gehen? **(E5)** falls z schwarz war

2. z hat ein Kind x .

Setze den Zeiger von $z.p$, der auf z zeigt, auf x .

Setze $x.p = z.p$. Lösche z .

Was kann kaputt gehen?

(E4) falls x und $z.p$ rot

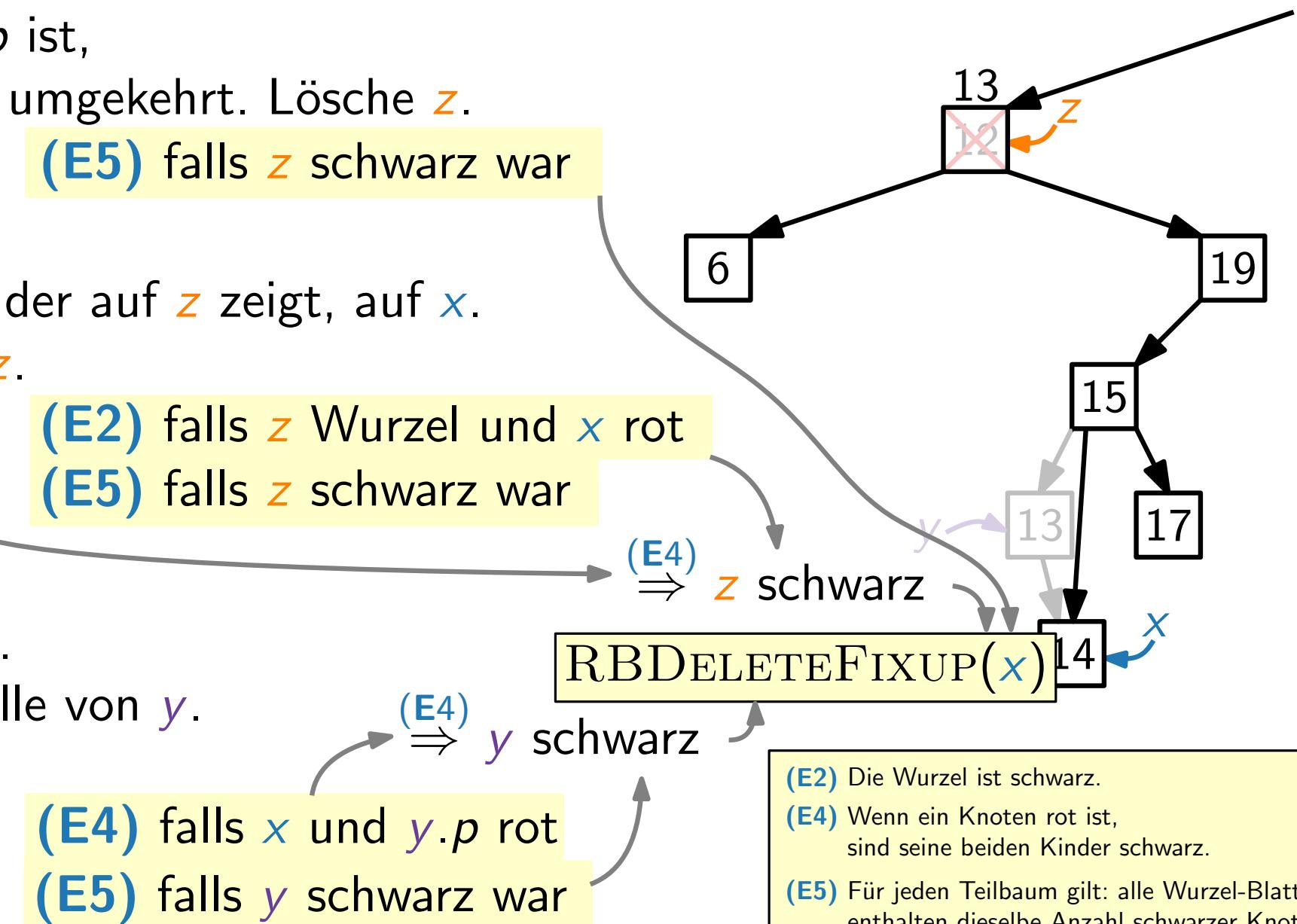
3. z hat zwei Kinder.

Setze $y = \text{SUCCESSOR}(z)$.

Setze $x = y.right$ and Stelle von y .

Setze $z.key = y.key$.

Was kann kaputt gehen?



RBDELETEFIXUP

Details siehe [CLRS, Kapitel 13.4]

(E2) Die Wurzel ist schwarz.

(E4) Wenn ein Knoten rot ist,
sind seine beiden Kinder schwarz.

(E5) Für jeden Teilbaum gilt: alle Wurzel-Blatt-Pfade enthalten
dieselbe Anzahl schwarzer Knoten.

Lemma. Ein Rot-Schwarz-Baum T mit n inneren Knoten hat Höhe $\leq 2 \log_2(n + 1)$.

Repariere (E5): Auf Knoten x fehlt eine schwarze Einheit.

Ziel: „Hole“ eine schwarze Einheit von weiter oben bis:

- x ist **rot** \Rightarrow mach x schwarz.
- x ist Wurzel \Rightarrow Schwarz-höhe überall 1 niedriger.

Problem wird lokal durch Umfärben & Rotieren gelöst.

Laufzeit RBDELETE $\in \mathcal{O}(h) + \underbrace{\text{Laufzeit RBDELETEFIXUP}}_{\mathcal{O}(h)} = \mathcal{O}(h)$

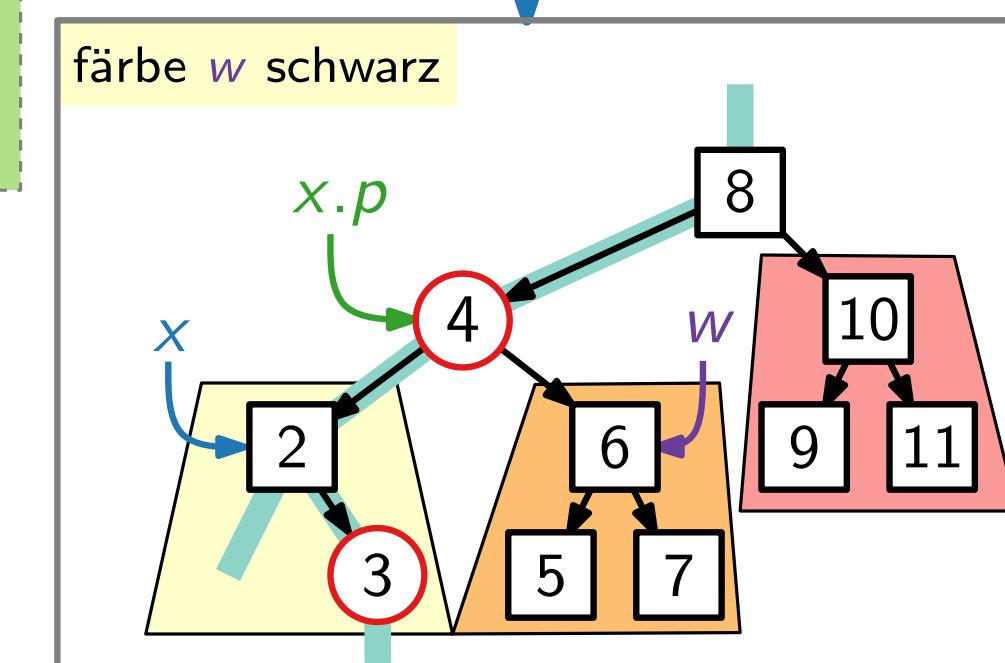
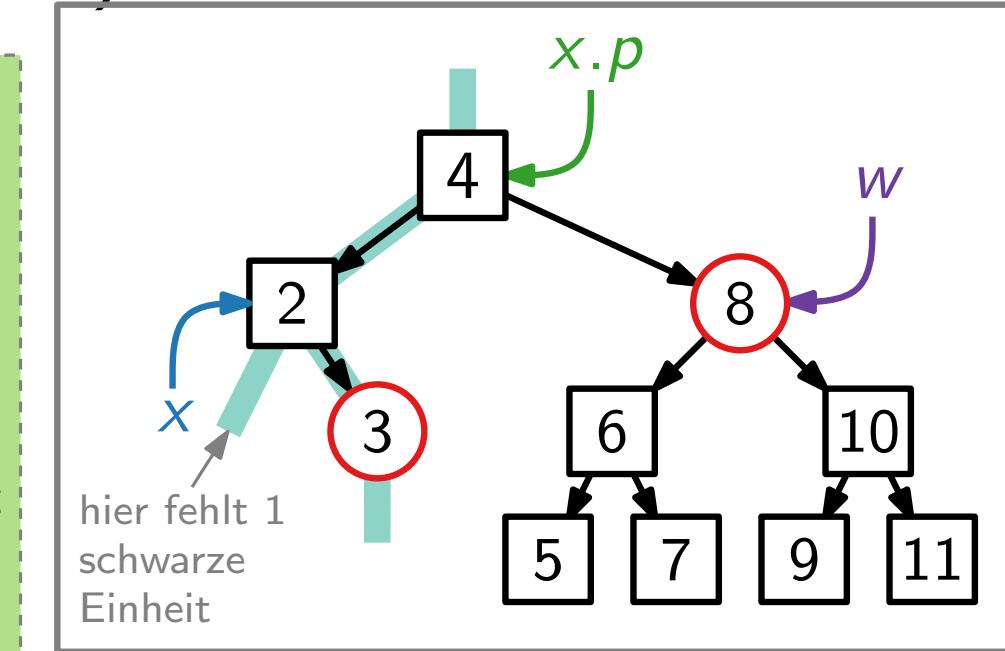
Satz. Rot-Schwarz-Bäume implementieren alle dynamische-Menge-Operationen in $\mathcal{O}(\log n)$ Zeit,
wobei n die momentane Anz. der Schlüssel ist.

RBDELETEFIXUP(RBNode x)

```

while  $x \neq \text{root}$  and  $x.\text{color} == \text{black}$  do
  if  $x == x.p.\text{left}$  then
     $w = x.p.\text{right}$  // Geschwister von  $x$ 
    if  $w.\text{color} == \text{red}$  then
       $x.p.\text{color} = \text{red}$ 
       $w.\text{color} = \text{black}$  // färbe  $w$  schwarz
      LEFTROTATE( $x.p$ )
       $w = x.p.\text{right}$ 
    // schwarze Einheit nach oben schieben
  else ... // wie oben, aber re. & li. vertauscht
   $x.\text{color} = \text{black}$ 

```

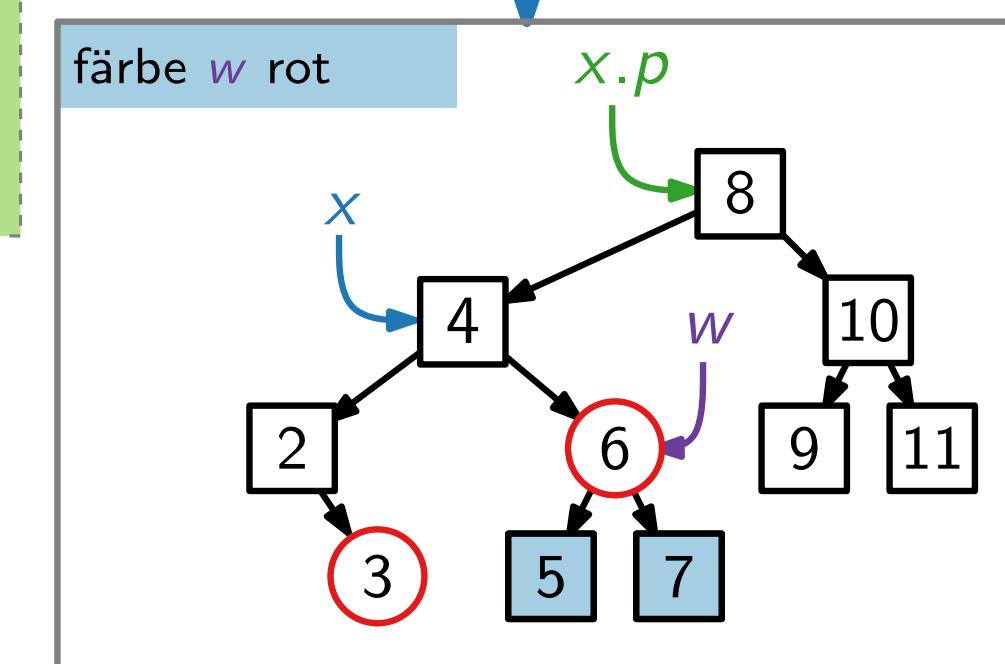
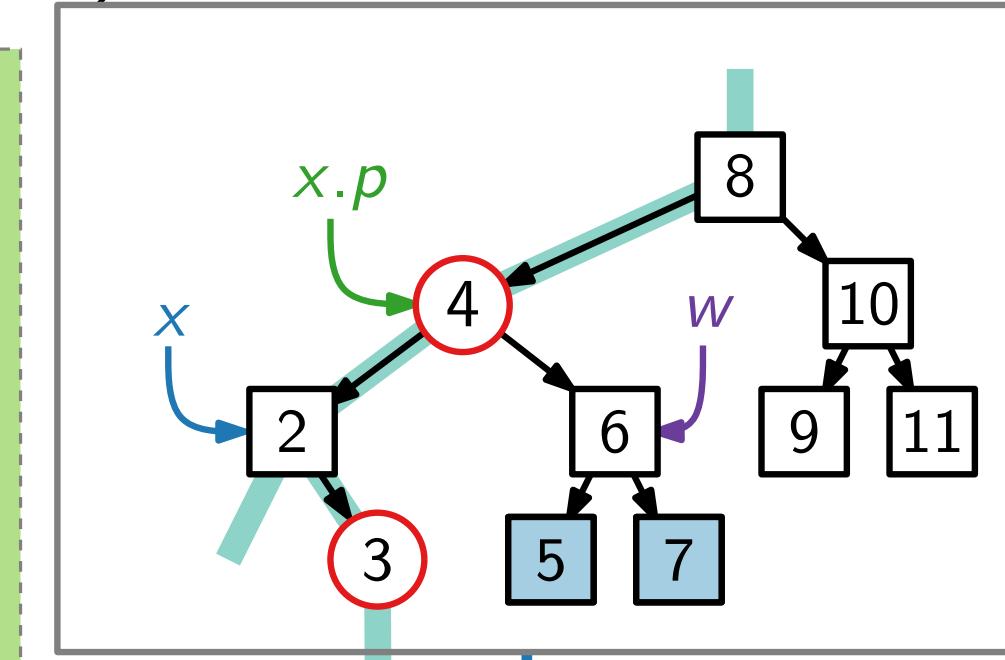


RBDELETEFIXUP(RBNode x)

```

while  $x \neq \text{root}$  and  $x.\text{color} == \text{black}$  do
  if  $x == x.p.\text{left}$  then
    ...
    if  $w.\text{left}.\text{color} == \text{black}$  and
       $w.\text{right}.\text{color} == \text{black}$  then
         $w.\text{color} = \text{red}$ 
         $x = x.p$ 
    else
      ...
  else ...
    // wie oben, aber re. & li. vertauscht
   $x.\text{color} = \text{black}$ 

```

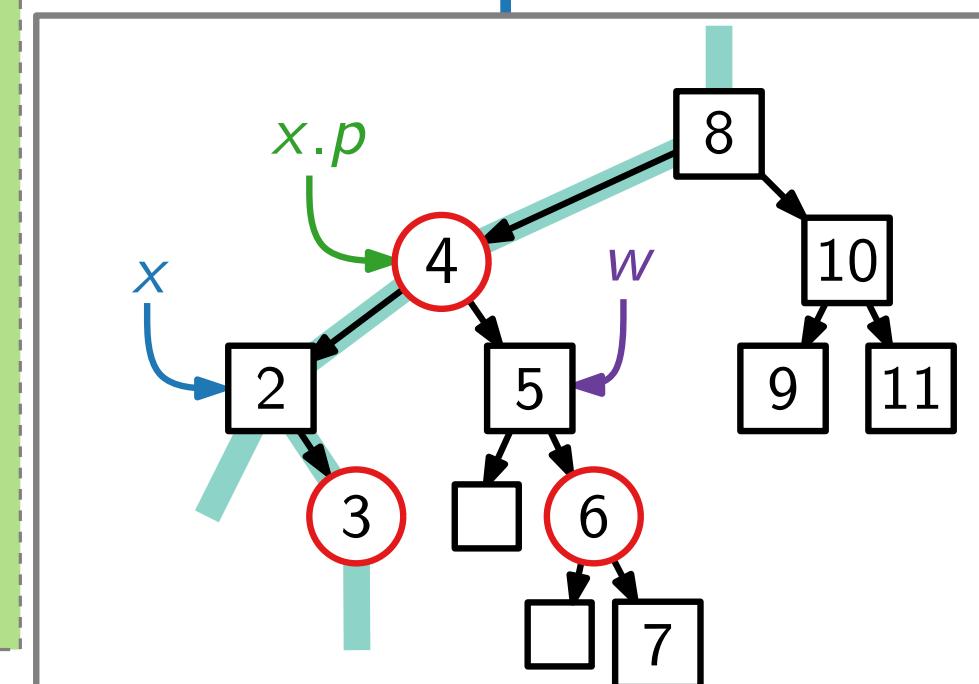
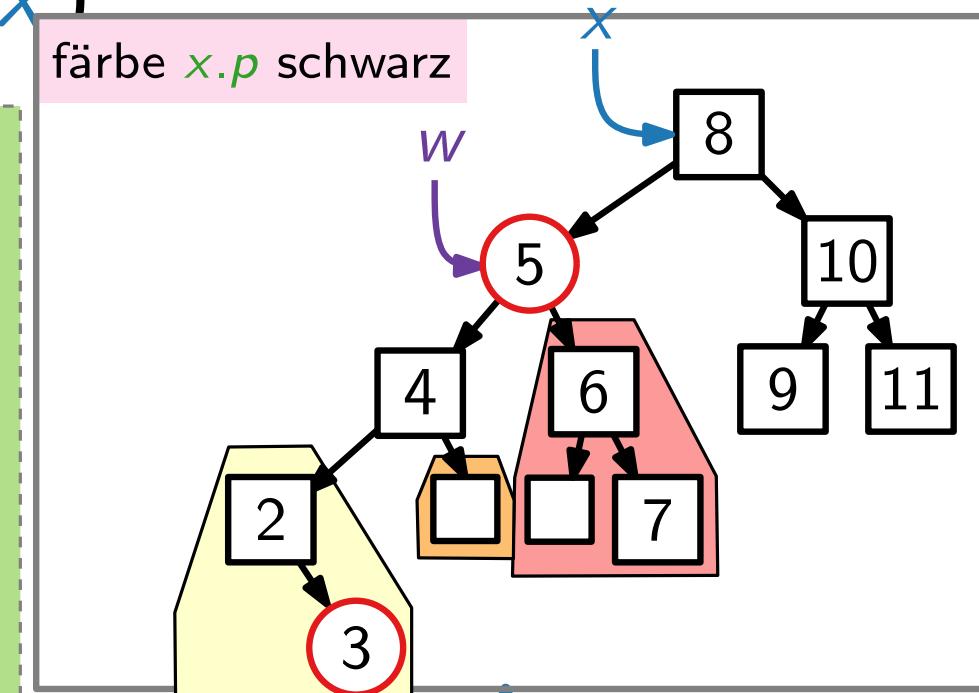


RBDELETEFIXUP(RBNode x)

```

while  $x \neq \text{root}$  and  $x.\text{color} == \text{black}$  do
  if  $x == x.p.\text{left}$  then
    ...
  else
    if  $w.\text{right}.\text{color} == \text{black}$  then
       $w.\text{left}.\text{color} = \text{black}$ 
       $w.\text{color} = \text{red}$ 
      RIGHTROTATE( $w$ )
       $w = x.p.\text{right}$ 
    else
       $w.\text{color} = x.p.\text{color}$ 
       $x.p.\text{color} = \text{black}$ 
       $w.\text{right}.\text{color} = \text{black}$ 
      LEFTROTATE( $x.p$ )
       $x = \text{root}$ 
    else ... // wie oben, aber re. & li. vertauscht
   $x.\text{color} = \text{black}$ 

```



Übersicht

	SEARCH	INS/DEL	MIN/MAX	PRED/SUCC
unsortierte Liste	$\Theta(n)$	$\Theta(1)$	$\Theta(n)$	$\Theta(n)$
sortierte Liste	$\Theta(n)$	$\Theta(n)$	$\Theta(1)$	$\Theta(1)$
sortiertes Feld		$\Theta(n)$	$\Theta(1)$	$\Theta(1)$
Hashtabelle	$\Theta(1)^*$	$\Theta(1)^*$	—	—
MINHEAP	—	$\Theta(\log n)$	$\Theta(1)/-$	—
Binärer Suchbaum	$\Theta(h)$	$\Theta(h)$	$\Theta(h)$	$\Theta(h)$
Rot-Schwarz-Baum	$\Theta(\log n)$	$\Theta(\log n)$	$\Theta(\log n)$	$\Theta(\log n)$

* unter bestimmten Annahmen.