

Bachelorarbeit

Andreas Windorfer

25. Mai 2020

Zusammenfassung

Inhaltsverzeichnis

1	Binäre Suchbäume	4
1.1	Definition binärer Suchbaum	4
1.2	Weitere Begriffe und Eigenschaften zum binären Suchbaum . .	6

1 Binäre Suchbäume

Es gibt viele Varianten von binären Suchbäumen mit unterschiedlichen Eigenschaften und Leistungsdaten. In diesem Kapitel werden binäre Suchbäume im Allgemeinen beschrieben. Außerdem werden Begriffe definiert, die in den nachfolgenden Kapiteln verwendet werden.

1.1 Definition binärer Suchbaum

Ein **Baum** T ist ein zusammenhängender, gerichteter Graph, der keine Zyklen enthält. Ein Baum ohne Knoten ist ein **leerer Baum**. In einem nicht leeren Baum gibt es genau einen Knoten ohne eingehende Kante, diesen bezeichnet man als **Wurzel**. Alle anderen Knoten haben genau eine eingehende Kante. Jeder Knoten v in T ist Wurzel eines **Teilbaumes** $T(v)$. Knoten ohne ausgehende Kante nennt man **Blatt**, alle anderen Knoten werden als **innere Knoten** bezeichnet. Enthält der Baum eine Kante von Knoten v_1 zu Knoten v_2 so nennt man v_2 ein **Kind** von v_1 und v_1 bezeichnet man als den **Vater** von v_2 . Die Wurzel hat also keinen Vater, alle anderen Knoten genau einen. Bei einem **binärem Baum** kommt folgende Einschränkung hinzu:

Ein Knoten hat maximal zwei Kinder.

Entsprechend ihrer Zeichnung benennt man die Kinder in Binärbäumen als **linkes Kind** oder **rechtes Kind**. Sei w das linke bzw. rechte Kind von v , dann bezeichnet man den Teilbaum mit Wurzel w als **linken Teilbaum** bzw. **rechten Teilbaum** von v .

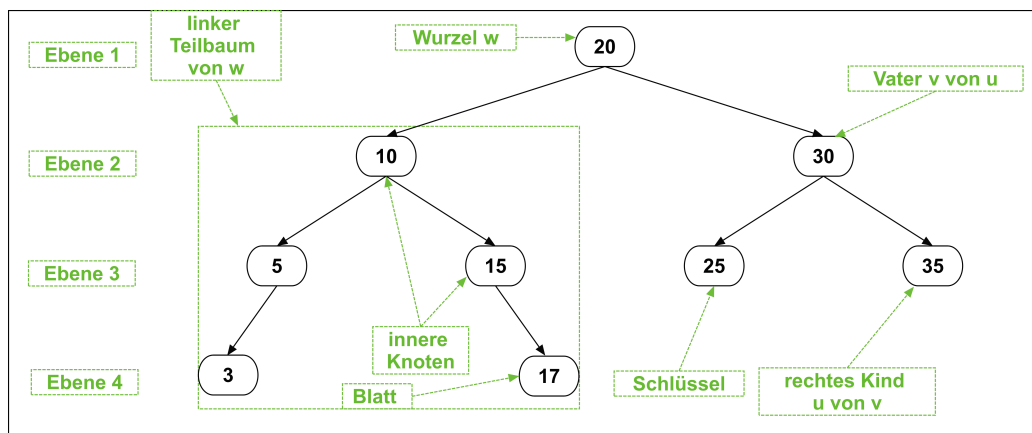


Abbildung 1: Ein binärer Suchbaum

Bei einem **binären Suchbaum** ist jedem Knoten ein innerhalb der Baumstruktur ein eindeutiger **Schlüssel** aus einem **Universum** zugeordnet. Als

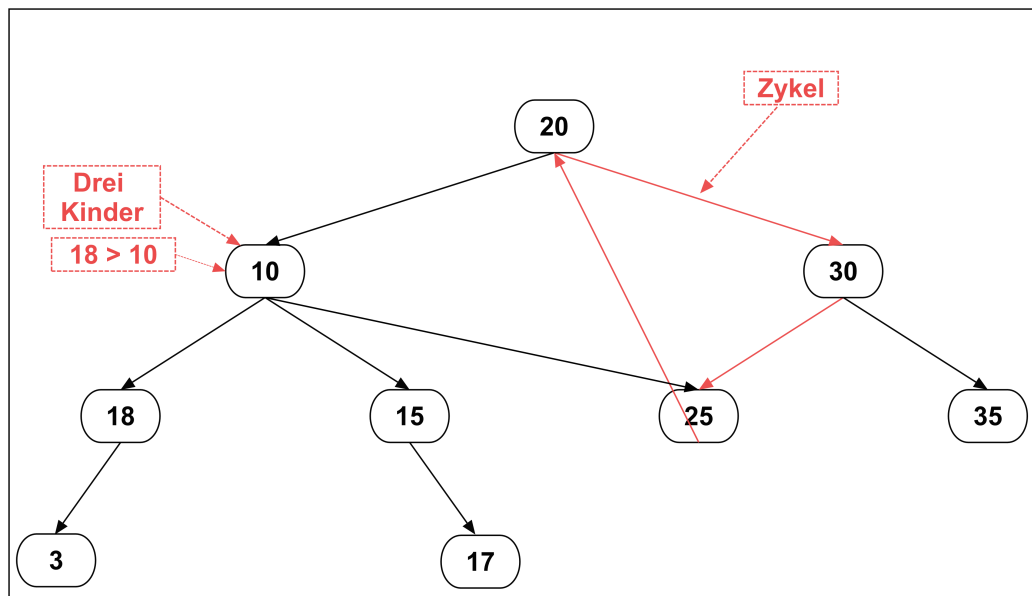


Abbildung 2: Kein binärer Suchbaum

Universum kann jede Menge M verwendet werden, auf der eine totale Ordnung definiert ist. Auf totale Ordnungen wird in diesen Kapitel noch eingegangen. Hier und in den folgenden Kapiteln wird als Universum immer \mathbb{N} verwendet, wobei die 0 enthalten ist. Die in einem binärem Suchbaum enthaltenen Schlüssel bezeichnen wir als seine **Schlüsselmenge**. Damit aus dem binären Baum ein binärer Suchbaum wird, benötigt man noch folgende Eigenschaft:

Für jeden Knoten im binären Suchbaum gilt, dass alle in seinem linken Teilbaum enthaltenen Schlüssel kleiner sind als der eigene Schlüssel. Alle im rechten Teilbaum enthaltenen Schlüssel sind größer als der eigene Schlüssel.

Es gibt eine rekursive Definition für binäre Suchbäume, aus der die gerade geforderten Eigenschaften direkt ersichtlich sind. Diese soll auch hier verwendet werden.

Definition 1.1. *Binärer Suchbaum*

1. Der leere Baum ohne Knoten ist ein binärer Suchbaum.
2. Der Baum mit dem einzigen Knoten v der Schlüssel k_v enthält ist ein binärer Suchbaum.

3. Es seien T_1 und T_2 binäre Suchbäume mit Schlüsselmengen K_1 bzw. K_2 . Sei $i \in \mathbb{N}$, mit $\max(K_1) < i < \min(K_2)$. Erzeuge einen neuen Knoten w mit Schlüssel i . Setze T_1 als linken Teilbaum von w und T_2 als rechten Teilbaum von w . Die so entstandene Struktur ist ein binärer Suchbaum mit Wurzel w .
4. Eine Struktur, die sich nicht durch Anwenden von Punkt 1, 2 und 3 erzeugen lässt, ist kein binärer Suchbaum.

Anstatt binärer Suchbaum schreibt man häufig **BST** für Binary Search Tree. Diese Abkürzung wird hier ab jetzt auch verwendet. In Implementierungen enthält jeder Knoten für das linke und rechte Kind jeweils einen Zeiger. Anstatt von entfernten oder hinzugefügten Kanten wird im folgenden häufig von umgesetzten Zeigern gesprochen.

1.2 Weitere Begriffe und Eigenschaften zum binären Suchbaum

Zwei verschiedene Knoten mit dem selben Vater nennt man **Brüder**. Ein **Pfad** P_{jk} ist eine Folge von Knoten (v_0, v_1, \dots, v_n) , mit $v_0 = v_j$, $v_n = v_k$ und $\forall i \in \{1, 2, \dots, n\}: v_{i-1}$ ist Vater von v_i . n ist die **Länge des Pfades**. Die Knoten v_0 bis v_{n-1} sind **Vorfahren** von v_n . Den Knoten in einem BST wird auch eine **Tiefe** und eine **Höhe** zugeteilt. Für einen Knoten v gilt, dass die Länge des Pfades von der Wurzel zu ihm seiner Tiefe entspricht. Sei l die maximale Länge eines von v aus startenden Pfades. Die Höhe $h(v)$ von v ist dann $l + 1$. Die Höhe der Wurzel entspricht der **Höhe des Baumes** $h(T)$, wobei ein leerer Baum Höhe 0 hat. Einen BST T mit Höhe h_T unterteilt man von oben nach unten in die **Ebenen** $1, 2, \dots, h_T$. Die Wurzel liegt in der Ebene eins, deren Kinder in der Ebene zwei usw. Enthält eine Ebene ihre maximale Anzahl an Knoten nennt man sie **vollständig besetzt**.

Da im linken Teilbaum nur kleinere Schlüssel vorhanden sein dürfen und im rechten Teilbaum nur größere, kann man die Schlüsselmengen eines binären Suchbaumes, von links nach rechts, in aufsteigend sortierter Form ablesen. Denn angenommen es gibt zwei Knoten v_l, v_r mit den Schlüsseln k_l bzw. k_r , so dass $k_l > k_r$ gilt und v_l liegt weiter links im Baum als v_r . Ist v_l Vorfahre von v_r , so enthält der rechte Teilbaum von v_l einen Schlüssel, der kleiner ist als k_l . Ist v_r Vorfahre von v_l , so enthält der linke Teilbaum von v_r einen Schlüssel, der größer ist als k_r . Ist keiner der Knoten Vorfahre des anderen, muss es zumindest einen gemeinsamen Vorfahren geben, denn dann kann weder v_r noch v_l die Wurzel des BST sein. Sei v_v der gemeinsame Vorfahre mit der größten Tiefe. Der linke Teilbaum von v_v enthält dann einen größeren Schlüssel, als

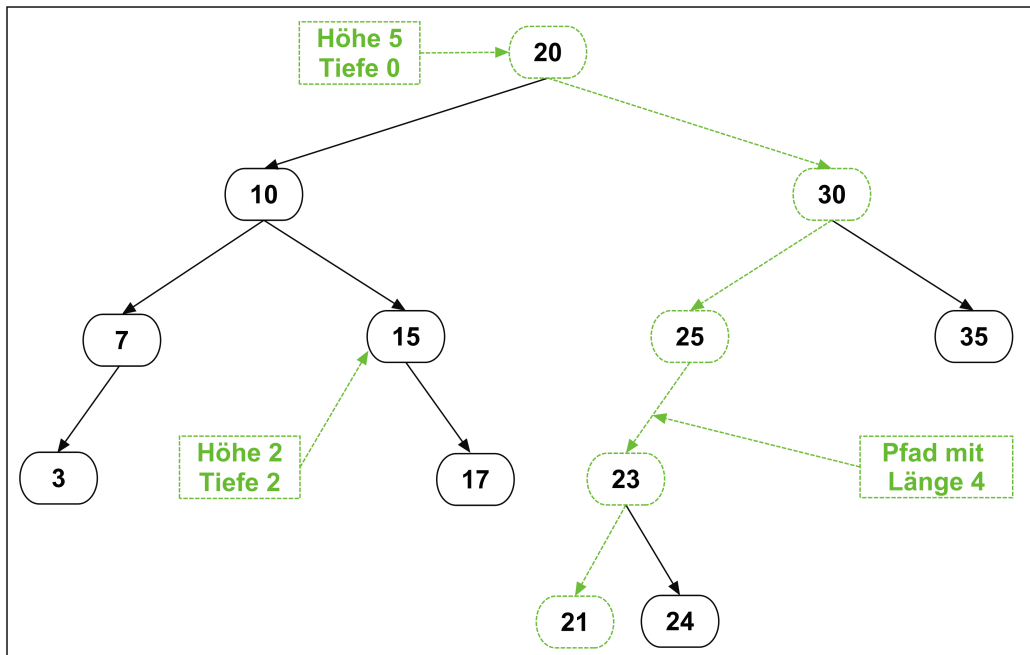


Abbildung 3: Ein weiterer binärer Suchbaum

der rechte Teilbaum dieses Knotens. In jedem Fall erhält man einen Widerspruch zu der von BSTs geforderten Eigenschaft. Aus Platzgründen passiert es bei Zeichnungen von BSTs manchmal, dass ein Knoten in einem linken Teilbaum weiter rechts steht als die Wurzel des Teilbaumes, oder umgekehrt, weshalb man bei der Betrachtung solcher Zeichnungen etwas vorsichtig sein muss. Abbildung 4 enthält keine solche Konstellation.

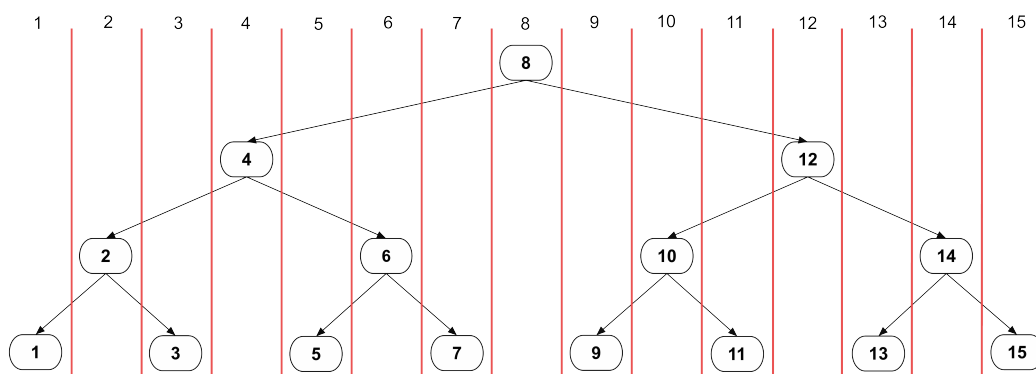


Abbildung 4: Schlüssel sind aufsteigend sortiert ablesbar.

Algorithmisch kann man sich die im BST enthaltenen Schlüssel aufsteigend sortiert durch eine **Inorder-Traversierung** ausgeben lassen. Es ist ein re-

kursives Verfahren, dass an der Wurzel startet und pro Aufruf drei Schritte ausführt.

Algorithmus *inorder* (**Knoten** v)

1. Existiert ein linkes Kind vl von v , rufe *inorder*(vl) auf.
2. Gib den Schlüssel von v aus.
3. Existiert ein rechtes Kind vr von v , rufe *inorder*(vr) auf.

Dass das Verfahren funktioniert sieht man leicht, durch Induktion über die Anzahl der Knoten n . Für $n = 1$ funktioniert es, da der einzige im BST enthaltene Schlüssel ausgegeben wird. Wir nehmen nun an, dass die Ausgabe für BSTs mit Knotenzahl $\leq n$ korrekt ist. Sei T_1 ein BST mit Knotenanzahl $n+1$ und Wurzel w . Sowohl für den linken als auch für den rechten Teilbaum von w gilt, dass die Anzahl enthaltener Knoten $\leq n$ ist. Als erstes wird der linke Teilbaum von w korrekt ausgegeben, dann der Schlüssel von w selbst und zuletzt der rechte Teilbaum von w . Damit wurde auch für den Gesamtbaum die richtige Ausgabe erzeugt. Als **Vorgänger** eines Knoten v , mit Schlüssel k_v bezeichnet man den Knoten mit dem größten im BST enthaltenem Schlüssel k für den gilt $k < k_v$. Aus der Inorder-Traversierung kann man eine Anleitung zum Finden des Vorgängers ableiten. Wenn ein linker Teilbaum vorhanden ist, wird der größte Schlüssel in diesem, also der am weitesten rechts liegende, direkt vor k ausgegeben. Anderenfalls wird der Schlüssel des tiefsten Knotens, auf dem Pfad von der Wurzel zu v ausgegeben, bei dem v im rechten Teilbaum liegt. Als **Nachfolger** von v , bezeichnet man den Knoten mit dem kleinsten im BST enthaltenem Schlüssel k für den gilt $k > k_v$. Da dieser Schlüssel bei der Inorder-Traversierung direkt nach v ausgegeben wird, findet man den zugehörigen Knoten ganz links im rechten Teilbaum von v , falls ein solcher vorhanden ist. Ansonsten ist es der tiefste Knoten, auf dem Pfad von der Wurzel zu v , bei dem v im linkem Teilbaum liegt. Abbildung 5 zeigt Vorgänger und Nachfolger eines Knotens.

Total geordnete Menge Eine Menge M wird als **total geordnet** bezeichnet wenn auf ihr eine zweistellige Relation \leq definiert ist, die folgende Eigenschaften erfüllt.

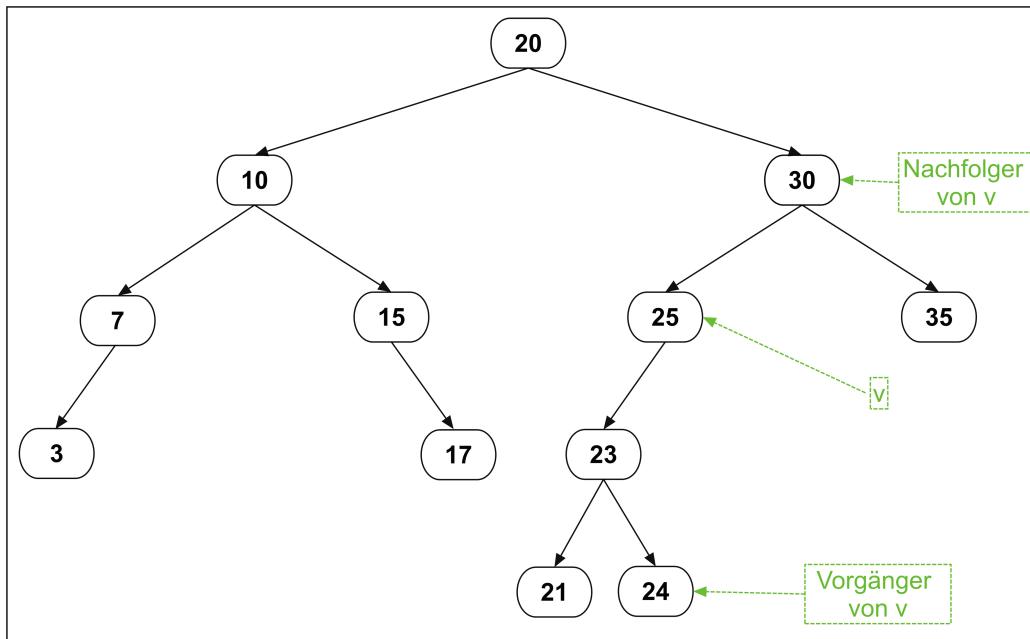


Abbildung 5: Darstellung von Vorgänger und Nachfolger.

Für alle $a, b, c \in M$ gilt:

1. $(a, a) \in R$ (reflexiv)
2. $(a, b) \in R \wedge (b, a) \in R \Rightarrow a = b$ (antisymmetrisch)
3. $(a, b) \in R \wedge (b, c) \in R \Rightarrow (a, c) \in R$ (transitiv)
4. $(a, b) \notin R \Rightarrow (b, a) \in R$ (total)

Die Eigenschaften 1, 2 und 4 werden benötigt um für zwei beliebige Elemente aus der Menge feststellen zu können ob sie gleich sind, oder bei Ungleichheit, welches Element weiter Links bzw. Rechts im BST liegen muss. Dafür wird z.B. getestet ob die Elemente (a, b) und (b, a) in der Relation liegen. Eigenschaft 3 ist notwendig, denn liegt b weiter rechts im BST als a und c liegt weiter rechts als b , dann liegt c natürlich auch weiter rechts als a .

Die von uns verwendete „Kleiner-Gleich-Beziehung“ auf den natürlichen Zahlen erfüllt alle Eigenschaften.

Verändern eines BST durch Rotationen. Wird ein BST durch eine Veränderung in einen anderen BST überführt, kann es passieren dass sich

die Eigenschaften eines Knoten ändern. Um nicht immer erwähnen zu müssen auf welchen BST sich eine Aussage bezieht, wird es ab jetzt durchgängig so sein, dass sich ein Variablenname ohne angefügten Apostroph auf den BST vor der Änderung bezieht. Der gleiche Variablenname mit angefügtem Apostroph bezieht sich dann auf den selben Knoten nach der Änderung. Z.B. bezieht sich x auf den Knoten mit Schlüssel k , in der Ausgangssituation, dann bezieht sich x' auf den Knoten mit Schlüssel k nach dem Ausführen der Änderung.

Rotationen können verwendet werden um Änderungen an der Struktur eines BST durchzuführen, ohne eine der geforderten Eigenschaften zu verletzen. Es wird zwischen der Linksrotation und der Rechtsrotation unterschieden. Hier wird zunächst auf die in Abbildung 6 dargestellte Linksrotation eingegangen. Sei x der Knoten auf dem eine Linksrotation durchgeführt wird. Sei z der Vater von x . z muss existieren, ansonsten darf auf x keine Rotation durchgeführt werden. Sei y der linke Teilbaum von x . Nach der Rotation ist x' linkes bzw. rechtes Kind von dem Knoten, an dem z linkes bzw. rechtes Kind war. z' ist linkes Kind von x' . y' ist rechtes Kind von z' . Unabhängig von der Anzahl der im BST enthaltenen Knoten und der Ausführungsstelle im BST ist eine Linksrotation also mit dem Aufwand verbunden drei Zeiger umzusetzen. Zu beachten ist, dass die Höhen von x' und der Knoten in dessen, ansonsten unverändertem, rechtem Teilbaum jeweils um eins größer sind als die von x und den Knoten in dessen rechtem Teilbaum. Die Höhe der Knoten im Teilbaum mit Wurzel z' sind jeweils um eins kleiner als vor der Rotation. Abbildung 7 zeigt die symmetrische Rechtsrotation. Man muss im obigen Beschreibung lediglich links durch rechts ersetzen und umgekehrt. Dass es durch eine Rotation zu keiner Verletzung der BST Eigenschaften kommt, sieht man den Abbildungen direkt an. In Abbildung 8 erkennt man, dass sich die Wirkung einer Rotation auf x durch eine gegenläufige Rotation auf z' aufheben lässt.

Grundoperationen Suchen, Einfügen und Löschen Hier geht es nur um die Standardvariante eines BST. Später werden Varianten gezeigt die von diesem Verhalten zum Teil deutlich abweichen. Es sei ein BST T gegeben. Die Operation **suchen**(Schlüssel k) gibt eine Referenz auf den Knoten im BST zurück, dessen Schlüssel mit k übereinstimmt. Die Operation startet an der Wurzel und vergleicht den darin enthaltenen Schlüssel mit dem Gesuchten. Ist der gesuchte Schlüssel kleiner, muss er sich im linken Teilbaum des betrachteten Knoten befinden und die Suche wird bei dessen Wurzel fortgesetzt. Ist der Schlüssel größer, muss er sich im rechten Teilbaum befinden

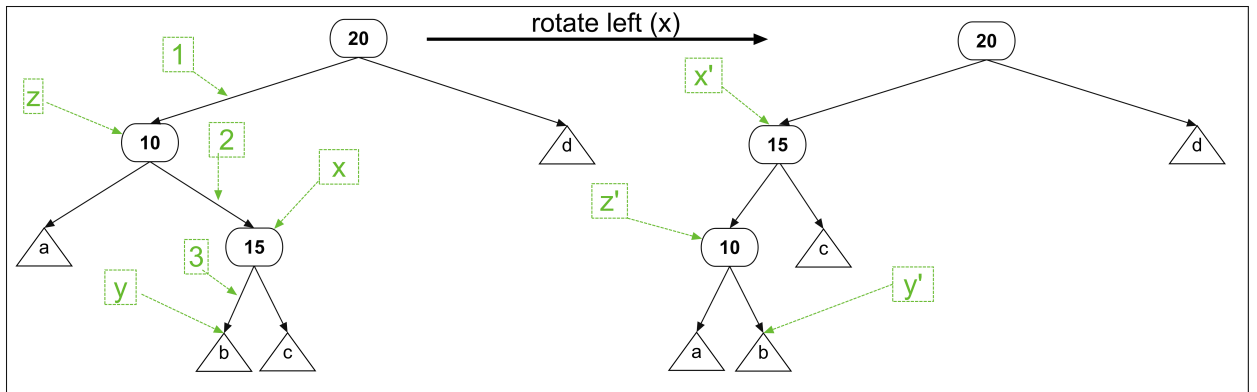


Abbildung 6: Linksrotation auf Knoten x.

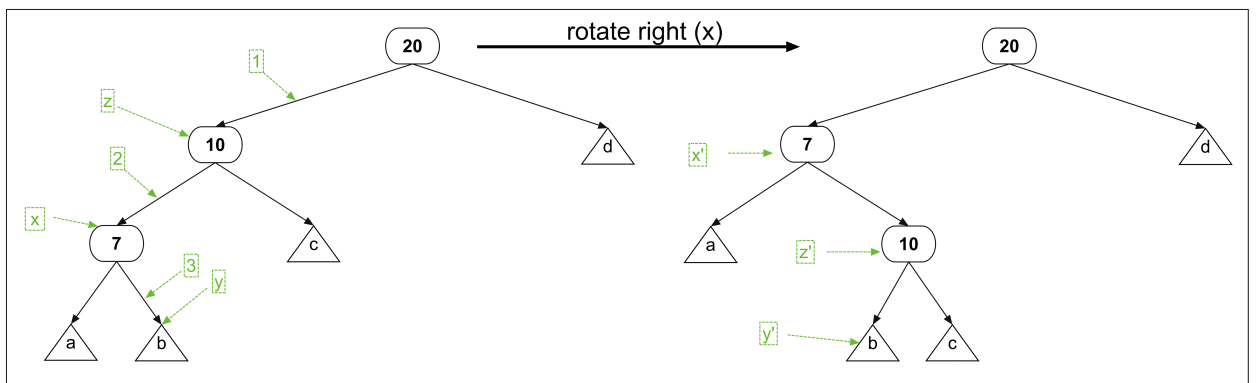


Abbildung 7: Rechtsrotation auf Knoten x.

und die Suche wird bei dessen Wurzel fortgesetzt. Dieses Verhalten iteriert solange bis der gesuchte Schlüssel gefunden ist, oder der Teilbaum bei dem die Suche fortgesetzt werden müsste, leer ist. Ist das Letztere der Fall, ist der gesuchte Schlüssel im Baum nicht vorhanden und es wird eine leere Referenz zurückgegeben. In keinem Fall kommt es zu einer Veränderung des BST.

Bei **einfügen(Schlüssel k)** wird zunächst wie beim Suchen nach k verhalten. Findet man den Schlüssel wird das Einfügen abgebrochen und der BST bleibt unverändert. Wird ein leerer Teilbaum T_2 erreicht, wird ein neu erzeugter Knoten mit Schlüssel k an der Position von T_2 eingefügt. Durch den neuen Knoten wird keine BST Eigenschaft verletzt. Durch ersetzen eines leeren Teilbaumes, durch einen Knoten bleibt es bei einem binären Baum. Das Verhalten von Suchen stellt sicher, dass k nur in linken Teilbäumen von Knoten mit Schlüssel $> k$ bzw. in rechten Teilbäumen von Knoten mit Schlüssel $< k$ liegt.

Auch bei **löschen(Schlüssel k)** wird sich zunächst wie beim Suchen ver-

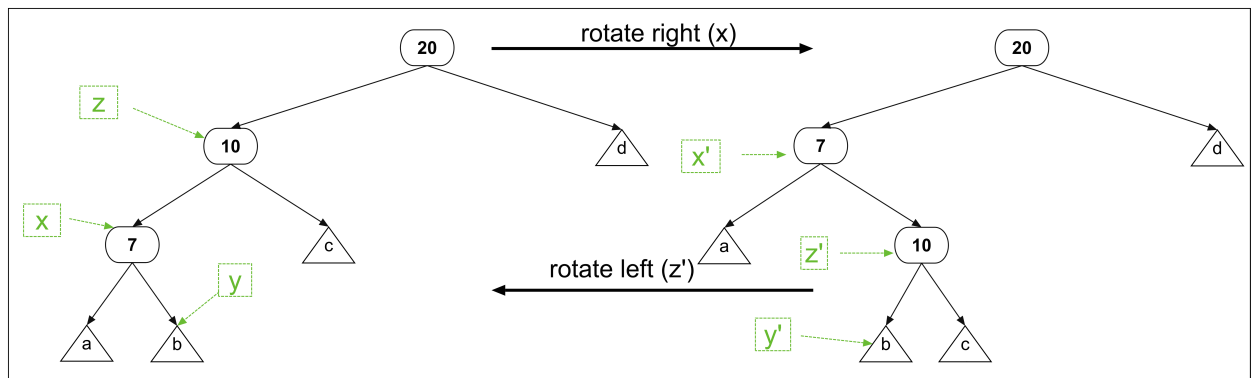


Abbildung 8: Gegenseitiges aufheben von Rotationen

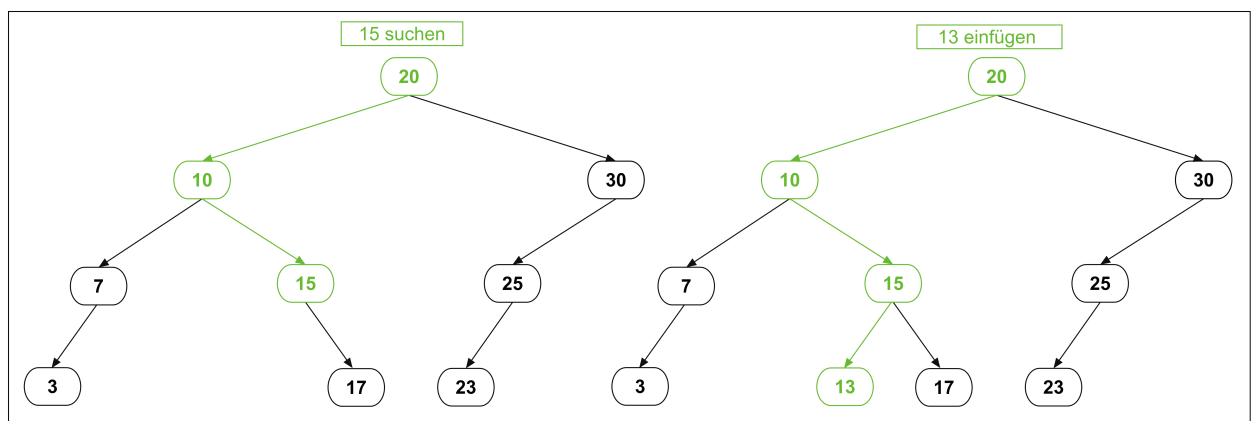


Abbildung 9: Links zeigt eine Suche nach dem Schlüssel 15. Rechts das Einfügen des Schlüssels 13

halten. Ist k im BST nicht vorhanden wird abgebrochen und der BST bleibt unverändert. Ansonsten werden drei Fälle unterschieden. Sei v der Knoten mit Schlüssel k .

1. v ist ein Blatt:
 v kann ohne weiteres aus dem BST entfernt werden.
2. v hat genau ein Kind c :
 Ist v die Wurzel kann er entfernt werden und c wird zur neuen Wurzel. Ansonsten ist v entweder ein linkes oder ein rechtes Kind eines Knoten w . c nimmt nun den Platz von v im BST ein. Das bedeutet, dass die Kanten von w nach v und von v nach c entfernt werden. Außerdem wird eine Kante von w nach c so eingefügt, dass c wie zuvor v das linke bzw. rechte Kind von w wird.

3. v hat zwei Kinder:

Sei T_l der linke Teilbaum von v und T_r der Rechte. Sei z der Knoten mit dem kleinsten Schlüssel im rechten Teilbaum von v . Als Knoten mit dem kleinsten Schlüssel im rechten Teilbaum von v , kann z kein linkes Kind haben. Ist z ein Blatt wird seine eingehende Kante entfernt. Hat z ein rechtes Kind z_r , so nimmt dieses, analog zur Beschreibung im Fall 2, den Platz von z ein. In beiden Fällen ist z nun ein Knoten ohne Kante. Im nächsten Schritt nimmt nun z den Platz von v ein, T_l wird links an z angefügt und T_r rechts. War v zu Beginn die Wurzel, so wird z' zur neuen Wurzel.

In keinen Teilbäumen eines Knotens außer denen von z kommen Schlüssel hinzu. Um eventuelle Verletzungen von Eigenschaften festzustellen, kann sich also auf z' beschränkt werden. Der linke Teilbaum von z' war der linke Teilbaum von v und der Schlüssel von v ist kleiner als der von z . Der rechte Teilbaum von z enthält die Schlüssel des rechten Teilbaumes von v mit Ausnahme des Schlüssels von z selbst. z wurde gerade ausgewählt weil sein Schlüssel der Kleinste in diesem Teilbaum ist.

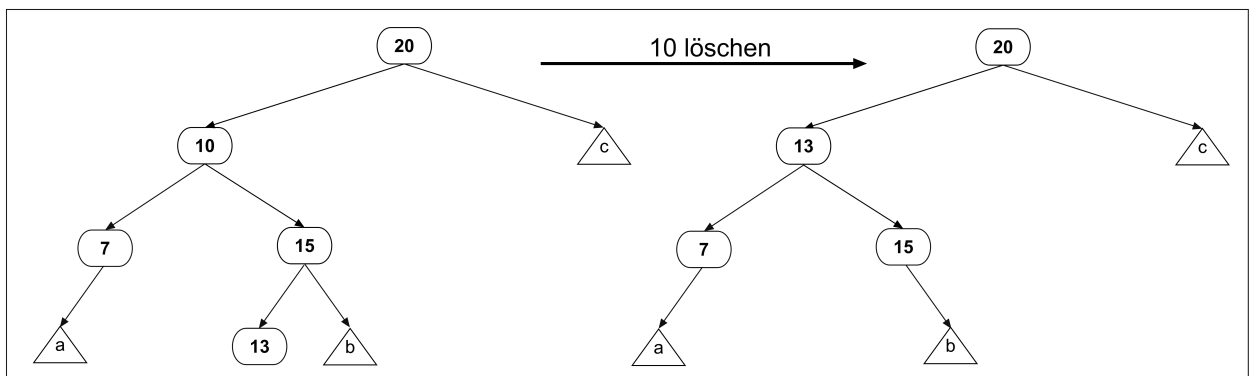


Abbildung 10: Löschen des Schlüssels 10

Laufzeit Die worst-case-Laufzeit der drei Operationen ist jeweils $O(h)$, wobei h die Höhe von T ist. Beim *suchen* werden maximal h Knoten aus T betrachtet. Beim Einfügen überlagern die Kosten von Suchen, die konstanten Kosten für das Anhängen des neuen Knotens. Bei *löschen* wird in Fall eins und zwei nach der Suche ebenfalls nur noch lokal beim gesuchten Knoten gearbeitet. Beim *löschen* mit Fall drei muss zunächst zum Knoten z erreicht werden, dafür sind maximal h Schritte notwendig. Danach muss v erreicht

werden, wozu ebenfalls maximal h Schritte notwendig sind. Die Kosten für das Entfernen und Hinzufügen von Kanten sind an beiden Stellen konstant.

Unterschiedliche Baumhöhen Da die Höhe h eines BST T mit n Knoten entscheidend für die Laufzeit der vorgestellten Operationen ist, wird hier auf diese eingegangen. Die maximale Höhe n erreicht ein BST wenn es ein Blatt im BST gibt und jeder andere Knoten ein Halbblatt ist. Die Baumstruktur geht in diesem Fall über zu einer Listenstruktur über, dies wird als **entarten** bezeichnet. Minimal wird h wenn T **vollständig balanciert** ist. Das ist der Fall wenn alle Ebenen über der Untersten vollständig besetzt sind.

Lemma 1.1. *Die Höhe eines vollständig balancierten BST T mit n Knoten ist $\lfloor \log_2(n) \rfloor + 1$.*

Beweis. Es sei $N(h)$ die maximale Anzahl an Knoten in einem vollständig balancierten BST mit Höhe h . $N(h)$ berechnet sich indem die maximale Anzahl an Knoten jeder Ebene aufaddiert wird.

$$N(h) = \sum_{i=0}^{h-1} 2^i = 2^h - 1$$

h ist minimal wenn gilt:

$$\begin{aligned} N(h-1) &< n \leq N(h) \\ \Leftrightarrow N(h-1) + 1 &\leq n < N(h) + 1 \end{aligned}$$

Einsetzen:

$$\begin{aligned} 2^{h-1} &\leq n < 2^h \\ \Rightarrow h &= \lfloor \log_2(n) \rfloor + 1 \end{aligned}$$

□

Jede der vier primitiven Operationen kann in konstanter Zeit durchgeführt werden, deshalb können einheitliche Kosten veranschlagt werden. Die Kosten der teuersten Operation werden als Einheitskosten verwendet.

Literatur