

Bachelorarbeit

Andreas Windorfer

4. Juli 2020

Zusammenfassung

Inhaltsverzeichnis

1	Zipper Baum	4
1.1	Hybrid Baum	4
1.1.1	Repräsentation eines preferred path	4
1.1.2	Die <i>access</i> Operation beim Hybrid Baum	4
1.2	Repräsentation eines preferred path	5
1.3	Die <i>access</i> Operation beim Zipper Baum	7
1.4	Laufzeitanalyse für <i>access</i>	7

1 Zipper Baum

Der Zipper-Baum basiert auf dem Tango-Baum und nutzt auch preferred paths aus einem lower-bound-tree P . Aufbau und Pflege der preferred paths in P unterscheiden sich nicht vom Tango-Baum, wohl aber ihre Repräsentation im eigentlichen BST T . Der Zipper-Baum wurde in [1] vorgestellt. Er ist ebenfalls $\log(\log(n))$ -competitive, garantiert aber auch $O(\log(n))$ bei einer einzelnen *access* Operation. n steht wieder für die Anzahl der Knoten von T . Das Verhalten der Operationen *cut* und *concatenate* unterscheidet sich deutlich. Da die Operationen des Zipper Baumes recht aufwendig sind, werden sie hier wie in [1] in zwei Schritten vorgestellt. Zunächst an einem Hybrid Baum, der kein BST ist und dann am eigentlichen Zipper Baum. Die Knoten im Zipper und im Hybrid Baum sind genau so erweitert, wie die des Tango Baum.

1.1 Hybrid Baum

Auch beim Hybrid Baum existiert P mit den preferred childs. Sei v ein Knoten in P , dann ist in diesem Kapitel v^* der Knoten im Hybrid Baum T , mit $key(v) = key(v^*)$.

1.1.1 Repräsentation eines preferred path

Die Repräsentation eines preferred path $P_p = p_1, p_2, \dots, p_p$ in T stellt einen Hilfsbaum H dar, der in zwei Teile unterteilt wird, den **top path** und dem **bottom tree**. Der bottom tree ist ein balancierter BST der genau die Schlüssel enthält, die in P_p enthalten sind jedoch nicht im top path. Der top path enthält $n_1 \in [\log(\log(n)), 3\log(\log(n))]$ Knoten falls ein bottom tree existiert, ansonsten $n_1 \in [1, 3\log(\log(n))]$. Der top path besteht aus den Knoten $p_1^*, p_2^*, \dots, p_{n_1}^*$ und stellt damit eine eins zu eins Repräsentation von p_1, p_2, \dots, p_{n_1} dar. p_1^* ist die Wurzel von H . Die Wurzel des bottom tree ist ein Kind von $p_{n_1}^*$. Abbildung 2 zeigt eine mögliche Darstellung zu dem preferred path in Abbildung 1. Jeder Knoten in H kann in $O(\log(\log(n)))$ Zeit erreicht werden. Die Repräsentationen der preferred paths werden wie beim Tango Baum zu einer Gesamtstruktur entsprechend ihrer Schlüssel zusammengefügt.

1.1.2 Die *access* Operation beim Hybrid Baum

Sei p der Zeiger der *access* Operation in T . Erreicht p während des Suchens in einem Hilfsbaum H_1 die Wurzel eines weiteren Hilfsbaum H_2 werden die

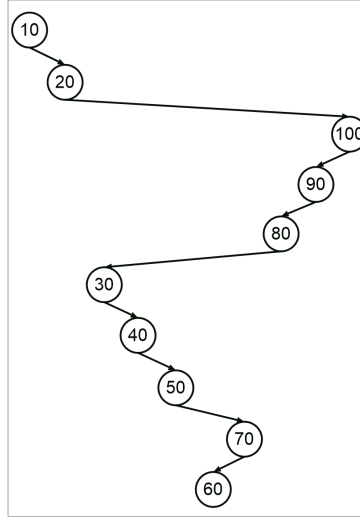


Abbildung 1: Beispiel preferred path

Knoten von H_1 , entsprechend ihrer *depth* Variable mit einer *cut* Operation in zwei Bäume aufgeteilt.

1.2 Repräsentation eines preferred path

Ein Hilfsbaum H zur Repräsentation eines preferred path $P_p = p_1, p_2, \dots, p_p$ wird in einen **zipper** und einem **bottom tree** unterteilt. Enthält der preferred path nicht mehr als $O \log(\log(n))$ Knoten, besteht der Hilfsbaum allein aus dem zipper. Die Anzahl der Knoten des zipper liegt in $[\log(\log(n))/2, 2 \log(\log(n))]$, wenn ein bottom tree existiert, ansonsten in $[0, 2 \log(\log(n))]$. Der bottom tree ist ein balancierter BST, der genau die Schlüssel aus P_p enthält, die im zipper fehlen. Enthält der zipper q Knoten, dann entsprechen deren Schlüsseln denen aus dem Pfad p_1, p_2, \dots, p_q . Der zipper ist ein BST und die Wurzel des bottom tree ist das Kind eines Knotens aus dem zipper, so dass H ein BST ist.

Die Konstruktion des zipper ist so ausgelegt, dass innerhalb konstanter Zeit von der Wurzel von H auf die Wurzel des bottom tree zugegriffen werden kann. Es gibt in der Regel mehrere mögliche Darstellungen eines zipper zu P_p . Ein zipper z besteht ebenfalls wieder aus zwei Bestandteilen dem **oberen zipper** z_1 und dem **unteren zipper** z_2 . Insgesamt müssen in z zumindest $\log(\log(n))/2$ enthalten sein. Pro Bestandteil dürfen maximal $\log(\log(n))$ Knoten enthalten sein. Sei a_1 die Anzahl der Knoten in z_1 und a_2 die in z_2 , so dass die genannten Anforderungen eingehalten werden. Konstellationen in denen das nicht möglich ist, bleiben zunächst außen vor. In z_1 sind die

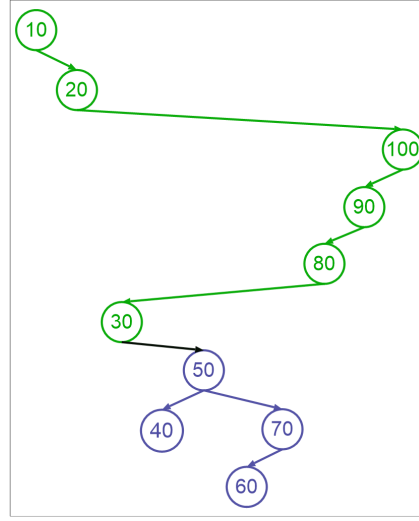


Abbildung 2: Mögliche Repräsentation des preferred path aus 1. Grün der top path, blau der bottom tree,

Schlüssel der Knoten des Pfades $P_1 = p_1, p_2, \dots, p_{a_1}$ enthalten. In z_2 die aus $P_2 = p_{a_1+1}, p_{a_1+2}, \dots, p_{a_1+a_2}$.

P_1 und P_2 werden in **zig Segmente** und **zag Segmente** unterteilt. zig Segmente entsprechen den längst möglichen Teilpfaden von Knoten mit linken Kindern in P_p . zag Segmente entsprechen den längst möglichen Teilpfaden von Knoten mit rechten Kindern in P_p . Enthält P_2 das Blatt aus P_p , wird dieses dem Segment seines Vaters zugeordnet. In Abbildung 3 sind zig und zag Segmente dargestellt. Sei S_{zig} die Folge der Knoten der zig Segmente, aufsteigend sortiert nach der Tiefe und S_{zag} die Folge der Knoten der zag Segmente, aufsteigend sortiert nach der Tiefe der enthaltenen Knoten. Ist u der tiefste Knoten eines zig bzw. zag Segmentes, so können in den Segmenten mit Knoten größerer Tiefe nur noch größere bzw. kleinere Schlüssel enthalten sein, vergleiche Abschnitt ?? und Abbildung 3. Deshalb müssen die Knoten in $S_1 \circ S_2$ aufsteigend sortiert nach Schlüssel sein. Da die Knoten in S_{zig} bzw. S_{zag} aber auch aufsteigend bzw. absteigend nach Tiefe sortiert sind, können aus $S_{zig} \circ S_{zag}$ Intervalle für die Schlüsselmenge, von Pfaden in P_p mit Endknoten p_p abgeleitet werden, siehe Abbildung 3.

Eine Folge von Knoten S_l^r entstehe aus einer Folge S durch entfernen aller Knoten mit einer Tiefe außerhalb von $[l, r]$. Sei l_1 der Knoten in $S_{zig}^{a_1}$ mit der größten Tiefe, und r_1 der Knoten in $S_{zag}^{a_1^{a_2}}$ mit der größten Tiefe. l_1^* ist die Wurzel von H . Der linke Teilbaum von l_1^* enthält ausschließlich die Knoten $p_1^*, p_2^*, \dots, p_{a_1}^*$, so dass für $i \in \{2, 3, \dots, a_1\}$ gilt, p_{i-1}^* ist das rechte Kind von p_i^* . r^* ist das rechte Kind von l_1^* und sein rechter Teil-

baum enthält ausschließlich die Knoten $p_{a_1+1}^*, p_{a_1+2}^*, \dots, p_{a_1+a_2}^*$, so dass für $i \in \{a_1 + 2, a_1 + 3, \dots, a_2\}$ gilt, p_{i-1}^* ist das linke Kind von p_i^* . Abbildung ?? zeigt einen so erstellten oberen Teil eines zipper. z_2 wird simultan aus S_{zig} , S_{zag} und $[a_1 + 1, a_2]$, mit Knoten l_2 und r_2 erzeugt. Die Wurzel l_2^* von z_2 ist das linke Kind von r_1^* . Um die Links-Rechts-Beziehung einzuhalten muss die Wurzel eines vorhandenen bottom tree das linke Kind von r_2^* sein. Abbildung ?? zeigt eine mögliche Darstellung von z . Genau wie beim Tango-Baum werden die Hilfsbäume zu den preferred path zu einem gesamten BST, den Zipper-Baum, zusammengefügt.

1.3 Die *access* Operation beim Zipper Baum

Wie der Tango Baum erweitert der Zipper Baum seine Knoten um eine *is-Root* Variable sowie um die *depth*, *minDepth* und *maxDepth* Variable. Sei k der Parameter der Operation und p der Zeiger der Operation in den BST. Diese *access* Operation hat Ähnlichkeit zu der des Tango Baum. Nach der Operation muss es einen preferred path von der Wurzel von P zu dem Knoten mit Schlüssel k geben. Verlässt p einen Hilfsbaum H , werden aus H zwei BST H_1 und H_2 mit Schlüsselmenge analog zum Tango Baum erstellt. Sei H_1 der BST mit den Knoten mit kleinerer Tiefe und H_2 der mit den Knoten mit größerer Tiefe. H_2 wird sofort in einen gültigen Hilfsbaum überführt. Die Knoten aus H_1 sind nach der Operation in dem Hilfsbaum enthalten, der die Wurzel des Zipper Baumes enthält. Dieser wird erst erzeugt nachdem k gefunden wurde. Insbesondere startet p nicht mehrmals bei der Wurzel von T . Es werden wieder Hilfsoperationen benötigt.

zip Operation

access Operation Nun wird die *access* Operation des Tango Baumes betrachtet. Sei k der Parameter der Operation und p der Zeiger der Operation in den BST. Solange sich p im Hilfsbaum mit der Wurzel des Tango Baumes T befindet, verhält sich die Operation wie die Standardvariante von *search*. Erreicht p die Wurzel eines anderen Hilfsbaumes H_2 , muss sich ein preferred child in P verändert haben. T wird mit *cut* und *join* so angepasst, dass er wieder die preferred paths in P repräsentiert. Anschließend startet p wieder an der Wurzel von T . Erreicht p den Knoten mit *key* (k) so wird das preferred child des Knoten mit Schlüssel k in P auf *left* gesetzt. So dass nochmals eine Anpassung notwendig sein kann. Die Operation wird noch etwas detaillierter beschrieben.

1.4 Laufzeitanalyse für *access*

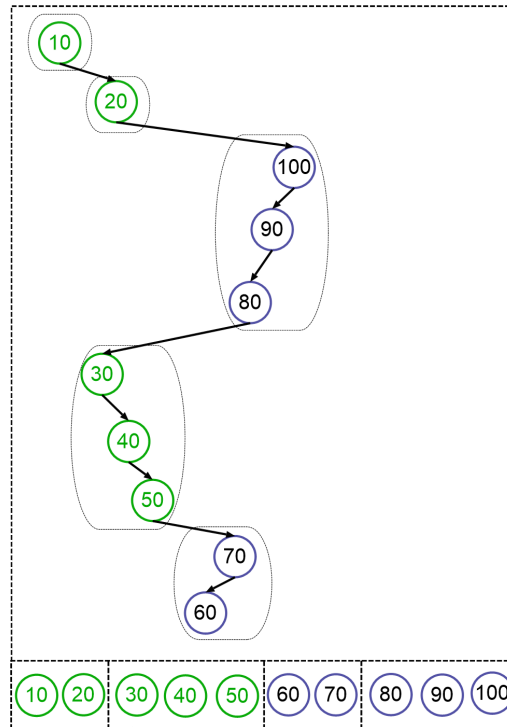


Abbildung 3: zig Segmente sind grün dargestellt. zag Segmente blau

Literatur

- [1] Prosenjit Bose, Karim Douïeb, Vida Dujmović, and Rolf Fagerberg. An $o(\log \log n)$ -competitive binary search tree with optimal worst-case access times. *Algorithm Theory - SWAT 2010*, page 38–49, 2010.