

# Bachelorarbeit

Andreas Windorfer

29. Juli 2020

# Inhaltsverzeichnis

<b>1</b>	<b>Dynamische Optimalität</b>	<b>3</b>
1.1	BST Zugriffsfolgen . . . . .	3
1.2	Erste untere Schranke von Wilber . . . . .	4
1.3	bit reversal permutation . . . . .	10
1.4	Amortisierte Laufzeitanalyse . . . . .	12
1.5	Eigenschaften eines dynamisch optimalen BST . . . . .	14

# 1 Dynamische Optimalität

Dieses Kapitel beschäftigt sich vor allem mit der Laufzeit von Folgen von *access* Operationen, eine speziellere Form der *search* Operation.

## 1.1 BST Zugriffsfolgen

Sei  $T$  ein BST mit der Schlüsselmenge  $K$ . Beschränkt man den Parameter von *search* auf  $k \in K$ , wird die Operation als *access* bezeichnet. In diesem Kapitel werden Folgen solcher *access* Operationen auf einem BST mit unveränderlicher Schlüsselmenge betrachtet. Notiert wird eine solche **Zugriffsfolge** durch Angabe der Parameter. Bei der Zugriffsfolge  $x_1, x_2, \dots, x_m$  wird also zunächst *access*( $x_1$ ) ausgeführt, dann *access*( $x_2$ ) usw. Bei BST wird bezüglich Zugriffssequenzen zwischen online und offline Varianten unterschieden. Bei **offline BST** ist die Zugriffsfolge zu Beginn bereits bekannt, somit kann ein Startzustand gewählt werden, der die Kosten minimiert. Beim **online BST** ist die Zugriffsfolge zu Beginn nicht bekannt. Bei einer worst case Laufzeit-Analyse muss somit von dem Startzustand ausgegangen werden bei dem die Kosten am höchsten sind. In dieser Arbeit werden *access* Operation betrachtet die folgende Eigenschaften einhalten:

1. Die Operation verfügt über genau einen Zeiger  $p$  in den BST. Dieser wird zu Beginn so initialisiert, dass er auf die Wurzel zeigt. Terminiert der Algorithmus muss  $p$  auf den Knoten mit Schlüssel  $k$  zeigen.
2. Der Algorithmus führt eine Folge dieser Einzelschritte durch:
  - Setze  $p$  auf das linke Kind von  $p$ .
  - Setze  $p$  auf das rechte Kind von  $p$ .
  - Setze  $p$  auf den Elternknoten von  $p$ .
  - Führe eine Rotation auf  $p$  aus.

Zur Auswahl des nächsten Einzelschrittes können zusätzliche in  $p$  gespeicherte Hilfsdaten verwendet werden. Es darf nur auf die Daten des Knotens zugegriffen (lesend oder schreibend) werden, auf den  $p$  zeigt. Es wird  $n = |K|$  gesetzt. Außerdem werden hier pro Knoten als Hilfsdaten nur konstant viele Konstanten und Variablen zugelassen, die jeweils eine Größenordnung von  $\log(n)$  haben dürfen.

Die Initialisierung und die Ausführung jedes Einzelschrittes aus Punkt 2 kann in konstanter Zeit durchgeführt werden. Es werden jeweils Einheitskosten von

1 verwendet. Höhere angenommene Kosten würden die Gesamtkosten lediglich um einen konstanten Faktor erhöhen. Es sei  $a$  die Anzahl der insgesamt durchgeführten Einzelschritte während einer Zugriffsfolge  $X$  mit Länge  $m$ . Dann berechnen sich die Gesamtkosten zum Ausführen von  $X$  mit  $a + m$ . Es muss zu jeder Schlüsselmenge und jeder Zugriffsfolge zumindest einen offline BST geben, so dass die Gesamtkosten keines anderen niedriger sind. Diese Kosten werden als  $\mathbf{OPT}(X)$  bezeichnet.

In [1] wurde gezeigt, dass der Zustand eines BST mit maximal  $2n - 2$  Rotationen in jeden anderen BST mit der gleichen Schlüsselmenge überführt werden kann. Da bei der Berechnung der Kosten für  $\mathbf{OPT}(X)$ ,  $m$  ebenfalls als Summand vorkommt, können die zusätzlichen Kosten der online Varianten, für  $m > n$  asymptotisch betrachtet vernachlässigt werden.

Als **dynamisch optimal** wird ein BST bezeichnet wenn er eine beliebige Zugriffssequenz  $X$  in  $O(\mathbf{OPT}(X))$  Zeit ausführen kann. Ein BST der jede Zugriffssequenz in  $O(c \cdot \mathbf{OPT}(X))$  Zeit ausführt, wird als **c-competitive** bezeichnet. Es konnte bis heute für keinen BST bewiesen werden, dass er dynamisch optimal ist. Es wurden aber mehrere untere Schranken für  $\mathbf{OPT}(X)$  gefunden. Eine davon wird nun vorgestellt.

## 1.2 Erste untere Schranke von Wilber

Robert Wilber hat in [2] zwei Methoden zur Berechnung unterer Schranken für die Laufzeit von Zugriffsfolgen bei BST vorgestellt. Hier wird auf die Erste davon eingegangen. Im folgenden werden offline BST betrachtet, bei denen während einer  $\mathit{access}(k)$  Operation, der Knoten mit Schlüssel  $k$ , durch Rotationen zur Wurzel des BST gemacht wird. Ein solcher BST wird als **standard offline BST** bezeichnet. Asymptotisch betrachtet entsteht hierdurch kein Verlust der Allgemeinheit. Sei  $v_p$  der Knoten auf den  $p$  zum Zeitpunkt  $t$  direkt vor der Terminierung von  $\mathit{access}$  zeigt. Sei  $d$  die Tiefe von  $v_p$ . Dann sind mindestens Kosten  $d + 1$  entstanden. Mit  $d$  Rotationen kann  $v_p$  zur Wurzel gemacht werden und mit  $d$  weiteren Rotationen kann der Zustand zum Zeitpunkt  $t$  wieder hergestellt werden. Für einen BST  $T$  mit Schlüsselmenge  $K_T$  und einer Zugriffsfolge  $X$  notieren wir die minimalen Kosten eines wie eben vorgestellt arbeitenden BST mit  $W(X, T)$ . Im folgenden wird angenommen, dass

$K = \{i \in \mathbb{N} | i \in [j, k] \text{ mit } j, k \in \mathbb{N}\}$  gilt. Dadurch entsteht kein Verlust der Allgemeinheit, denn anderenfalls könnte man die Schlüsselmenge einfach aufsteigend sortiert mit  $j$  startend durchnummerieren. Eine Rotation wird innerhalb dieses Kapitels mit  $(i, j)$  notiert.  $i$  ist dabei der Schlüssel des Knotens  $v$  auf dem die Rotation ausgeführt wird.  $j$  ist der Schlüssel des Elternknoten von  $v$ , vor Ausführung der Rotation. Aus einer Fol-

ge von Rotationen  $r = (i_1, j_1), (i_2, j_2), \dots, (i_m, j_m)$  erhält man die Folge  $r_x^y = (i_{1'}, j_{1'}), (i_{2'}, j_{2'}), \dots, (i_{m'}, j_{m'})$  in dem man aus  $r$  jede Rotation entfernt bei der  $i \notin [l, r] \vee j \notin [l, r]$  gilt. Ähnlich erhält man aus  $X$  die Zugriffsfolge  $X_x^y$  in dem aus  $X$  alle Schlüssel  $k$  entfernt werden, für die  $k < x \vee k > y$  gilt.

**lower bound tree** Ein lower bound tree  $Y$  zu  $T$  ist ein BST, der genau  $2|K| - 1$  Knoten enthält. Seine  $|K|$  Blätter enthalten die Schlüssel aus  $K$ . Die  $|K| - 1$  internen Knoten enthalten die Schlüssel aus der Menge  $\{r \in R \mid \exists i, j \in K: (i + 1 = j \wedge r = i + 0, 5)\}$ .  $Y$  kann immer erstellt werden indem zunächst ein BST  $Y_i$  mit den internen Knoten von  $Y$  erzeugt wird. Ein Blatt wird dann an der Position angefügt, an der die Standardvariante von *insert* angewendet auf  $Y_i$  ihren Schlüssel einfügen würde. Dass hierbei für zwei Blätter mit Schlüssel  $k_1, k_2$  die gleiche Position gewählt wird ist ausgeschlossen, da es einen internen Knoten mit Schlüssel  $k_i$  so geben muss dass  $(k_1 < k_i < k_2) \vee (k_1 > k_i > k_2)$  gilt. An der Konstruktionsanleitung ist zu erkennen, dass zu den meisten BST mehrere mögliche lower bound trees existieren. Abbildung ?? zeigt eine beispielhafte Konstellation.

Nun wird die Funktion  $_X(T, Y, X)$  vorgestellt. Ihre Parameter sind ein BST  $T$ , ein lower bound tree  $Y$  und eine Zugriffsfolge  $X$ .  $Y$  und  $X$  müssen passend für  $T$  erstellt sein, ansonsten ist  $_X(T, Y, X)$  undefiniert. Die Auswertung erfolgt zu einer natürlichen Zahl. Sei  $U$  die Menge der internen Knoten von  $Y$  und  $m$  die Länge von  $X$ . Sei  $u \in U$  und  $l$  der kleinste Schlüssel eines Blattes im Teilbaum mit Wurzel  $u$ , sowie  $r$  der größte Schlüssel eines solchen Blattes. Sei  $v$  der tiefste gemeinsame Vorfahre der Knoten mit Schlüssel aus  $[l, r]$  in  $T$ . Sei  $o$  die Folge  $o_0, o_1, \dots, o_m = \text{key}(v) \circ X_l^r$ .  $i \in [1, m]$  ist eine *u-Transition* wenn gilt  $(o_{i-1} < u \wedge o_i > u) \vee (o_{i-1} > u \wedge o_i < u)$ . Die Funktion  $\text{score}(u) : U \rightarrow \mathbb{N}$  ist definiert durch  $\text{score}(u) = |\{i \in \mathbb{N} \mid i \text{ ist eine } u\text{-Transition}\}|$ . Mit Hilfe von  $\text{score}$  kann nun  $_X(T, Y, X)$  definiert werden.

$$_X(T, Y, X) = m + \sum_{u \in U} \text{score}(u)$$

Im eigentlichen Satz wird  $W(X, T) \geq _X(T, Y, X)$  gezeigt werden. Dafür werden aber noch ein Lemma und einige Begriffe benötigt. Der **linke innere Pfad**  $(v_0, v_1, \dots, v_n)$  eines Knotens  $v$  ist der längst mögliche Pfad für den gilt,  $v_0$  ist das linke Kind von  $v$  und für  $i \in \{1, \dots, n\}$ ,  $v_i$  ist das rechte Kind von  $v_{i-1}$ . Der **rechte innere Pfad**  $(v_0, v_1, \dots, v_n)$  eines Knotens  $v$  ist der längst mögliche Pfad für den gilt,  $v_0$  ist das rechte Kind von  $u$  und  $v_i$  ist das linke Kind von  $v_{i-1}$ .

$T_l^r$  ist ein mit  $[l, r]$  von  $T$  abgeleiteter BST, so dass er genau die Schlüssel aus  $T$  enthält, die in  $[l, r]$  liegen. Sei  $v_d$  der tiefste gemeinsame Vorfahre der Knoten mit Schlüssel aus  $[l, r]$  in  $T$ . (Existiert ein solcher nicht ist  $T_l^r$  der leere Baum). Es muss  $key(v_d) \in [l, r]$  gelten. Denn hat  $v_d$  keine Kinder ist sein Schlüssel der Einzige aus  $[l, r]$ . Hat  $v_d$  ein Kind  $v_c$  und  $key(v_d) \notin [l, r]$ , dann wäre  $v_c$  ein tieferer gemeinsamer Vorgänger der entsprechenden Knoten. Hat  $v_d$  zwei Kinder gibt es drei Fälle:

- Im linken und rechten Teilbaum von  $v_d$  sind Schlüssel aus  $[l, r]$  enthalten. Dann muss aufgrund der Links-Rechts-Beziehung  $key(v_d)$  auch in  $[l, r]$  enthalten sein.
- In genau einem Teilbaum von  $v_d$  sind Schlüssel aus  $[l, r]$  enthalten. Sei  $v_c$  die Wurzel dieses Teilbaumes. Gilt zusätzlich  $key(v) \notin K_l^r$ , dann wäre  $v_c$  ein tieferer gemeinsamer Vorgänger der entsprechenden Knoten.
- In den beiden Teilbäumen sind keine Schlüssel aus  $[l, r]$  enthalten. Dann muss  $key(v_d)$  der Einzige in  $T_l^r$  enthaltene Schlüssel sein.

Ein Knoten  $u_d$  mit Schlüssel  $key(v_d)$  bildet die Wurzel von  $T_l^r$ . Nun wird beschrieben wie Knoten zu  $T_l^r$  hinzugefügt werden. Dazu werden zwei Mengen verwendet.  $U$  ist eine zu Beginn leere Menge,  $W$  enthält zu Beginn  $u_d$ .

1. Gilt  $U = W$ , beende das Verfahren.
2. Sei  $w \in W$  ein Knoten mit  $w \notin U$ . Sei  $v$  der Knoten in  $T$  mit  $key(w) = key(v)$ . Sei  $P_l$  der linke innere Pfad von  $v$  und  $P_r$  der rechte innere Pfad von  $v$ .
3. Ist  $P_l$  der leere Pfad weiter mit 5.
4. Sei  $k_l$  der Schlüssel des Knoten mit der kleinsten Tiefe in  $P_l$ , für den gilt  $k \geq l$ . Erzeuge einen Knoten  $w_l$  mit Schlüssel  $k_l$  und füge ihn als linkes Kind an  $w$  an. Füge  $w_l$  zu  $W$  hinzu.
5. Ist  $P_r$  der leere Pfad weiter mit 7.
6. Sei  $k_r$  der Schlüssel des Knoten mit der kleinsten Tiefe in  $P_r$ , für den gilt  $k \leq r$ . Erzeuge einen Knoten  $w_r$  mit Schlüssel  $k_r$  und füge ihn als rechtes Kind an  $w$  an. Füge  $w_r$  zu  $W$  hinzu.
7. Füge  $w$  zu  $U$  hinzu, weiter mit 1

Das Verfahren muss terminieren da die Anzahl der Knoten von  $T$  endlich ist. So konstruiert muss  $T_l^r$  ein BST sein. Ein Beispiel stellt Abbildung ?? dar. Sei  $K_1$  die Schlüsselmenge von  $T$  und  $K_2$  die von  $T_l^r$ . Sei  $K_l^r = K_1 \cap \{i \in \mathbb{N} | i \in [l, r]\}$ . Jetzt wird noch darauf eingegangen warum  $K_2 = K_l^r$  gilt

$K_2 \subseteq K_l^r$  ergibt sich direkt aus dem Verfahren zur Konstruktion von  $T_l^r$ .

$K_l^r \subseteq K_2$ :

Sei  $k \in K_l^r$  und  $v_k$  der Knoten in  $T$  mit  $key(v_k) = k$ . Es muss einen Pfad  $P_T = v_0, \dots, v_n$  in  $T$  geben, mit  $v_0 = v_d$ ,  $v_n = v_k$ . Sei  $m$  die Anzahl der Knoten in  $P_T$ , mit einem Schlüssel in  $[l, r]$ . Nun folgt Induktion über  $m$ .

Für  $m = 1$  gilt  $k = key(v_d)$  und  $k \in K_2$ .

Induktionsschritt:

Sei  $v_w$  der Knoten mit der größten Tiefe in  $v_0, \dots, v_{n-1}$  mit  $key(v_w) \in K_2$ . Nach Induktionsvoraussetzung gibt es einen Knoten  $u_w$  mit  $key(u_w) = key(v_w)$  in  $T_l^r$ . Es sei  $key(v_w) > key(v_k)$ , der andere Fall ist symmetrisch. Ist  $v_k$  das linke Kind von  $v_w$ , dann enthält das linke Kind von  $u_w$  den Schlüssel  $key(v_k)$ . Anderenfalls gilt für alle  $v_j$  mit  $w < j < k$ ,  $key(v_j) < l < key(v_k)$ . Somit muss  $v_{w+1}$  ein linkes Kind sein und die Knoten in  $P_T$  mit größerer Tiefe als der von  $v_{w+1}$  müssen rechte Kinder sein. Damit ist auch in diesem Fall ein Knoten  $u_k$  mit  $key(u_k) = key(v_k)$  linkes Kind von  $u_w$ .

Nun kommen wir zum Lemma:

Sei  $v$  ein Knoten in  $T$ , dann wird ein Knoten in  $T_l^r$  mit Schlüssel  $key(v)$  mit  $v^*$  bezeichnet.

**Lemma 1.1.** *Es sei  $T$  ein BST mit Knoten  $u, v$  so, dass  $u$  ein Kind von  $v$  ist.  $T'$  ist der BST, der durch ausführen der Rotation  $(key(u), key(v))$  aus  $T$  entsteht. Gilt  $key(u), key(v) \in [l, r]$ , dann ist  $T_l'^r$  der BST der aus  $T_l^r$  durch Ausführen von  $(key(u), key(v))$  entsteht. Anderenfalls gilt  $T_l'^r = T_l^r$ .*

*Beweis.* Für  $u, v \notin [l, r]$  wird bei keinem inneren Pfad ein Knoten mit Schlüssel aus  $[l, r]$  entfernt oder hinzugefügt. Nun werden die vier Fälle betrachtet bei denen entweder  $key(u)$  oder  $key(v)$  in  $[l, r]$  liegt.

1.  $u$  ist das linke Kind von  $v$  und  $key(u) < l$ :

Sei  $w$  ein Knoten aus  $T_l^r$  und  $w'$  einer aus  $T_l'^r$ , mit  $key(w) = key(w')$  und  $key(w) \in [l, r]$ . Es muss gezeigt werden, dass wenn  $w$  ein linkes bzw. rechtes Kind mit Schlüssel  $k$  hat, dann gilt dies auch für  $w'$ . Da  $key(u) < l \leq key(w)$  gilt, kann weder  $u$  noch  $v$  im rechten Teilbaum von  $w$  liegen. Somit ist bezüglich der rechten Kinder nichts zu zeigen.

Sei  $P_l$  der linke innere Pfad von  $w$ . Ist  $v$  nicht in  $P_l$  enthalten und gilt  $v \neq w$  dann gilt  $P_l = P_l'$ . Sei  $w = v$ , dann gilt  $P_l = u \circ P_l'$ , vergleiche Abbildung ??, und da  $\text{key}(u) < l$ , bleibt das linke Kind von  $w$  unverändert. Nun sei  $v$  in  $P_l$  enthalten. Dann unterscheiden sich  $P_l$  und  $P_l'$  dadurch, dass ein Knoten mit  $\text{key}(u)$  in  $P_l'$  enthalten ist. Mit  $u < l$  gilt aber, dass sich  $w$  und  $w'$  bezüglich des Schlüssels ihres linken Kindes nicht unterscheiden.

2.  $u$  ist das linke Kind von  $v$  und  $\text{key}(v) > r$ :  
Mit vertauschen der Bezeichnungen von  $v$  und  $u$ , erreicht man von  $T'$  aus Fall 3, mit Ausführung der Rotation auf dieser Konstellation wieder  $T$  aus Fall 3. Somit muss nichts weiter gezeigt werden.
3.  $u$  ist das rechte Kind von  $v$  und  $\text{key}(u) > r$ :  
Links-Rechts-Symmetrisch zu Fall 1.
4.  $u$  ist das rechte Kind von  $v$  und  $\text{key}(v) < l$ :  
Links-Rechts-Symmetrisch zu Fall 2.

Übrig bleibt noch die Konstellation  $\text{key}(u), \text{key}(v) \in [l, r]$ . Betrachtet wird eine Rechtsrotation  $(\text{key}(u), \text{key}(v))$ , die Linksrotation ist wieder symmetrisch. Zu zeigen ist  $T_l'' = T_l'$ .

In  $T$  verändern sich maximal drei innere Pfade.

1. Sei  $u_r$  das rechte Kind von  $u$ . Sei  $u, u_r, v_1, \dots, v_n$  der linke innere Pfad von  $v$ , dann ist  $u_r', v_1', \dots, v_n'$  der linke innere Pfad von  $v'$ . Es gilt  $l \leq \text{key}(u) < \text{key}(u_r) < \text{key}(v) \leq r$ . Damit ist  $u_r'^*$  das linke Kind von  $v'^*$ .
2. Sei  $v_1, \dots, v_n$  der rechte innere Pfad von  $u$ , dann ist  $v', v_1', \dots, v_n'$  der rechte innere Pfad von  $u'$ . Damit  $v'^*$  ist das rechte Kind von  $u'^*$ .
3. Ist  $v$  das linke bzw. rechte Kind eines Knoten  $z$  mit  $\text{key}(z) \in [r, l]$ , dann sei  $v, v_1, \dots, v_n$  der linke bzw. rechte innere Pfad von  $z$ . Dann ist  $u', v', v_1', \dots, v_n'$  der linke bzw. rechte innere Pfad von  $z'$ . Dann  $u'^*$  das linke bzw. rechte Kind von  $z'^*$ .

Nun wird auf  $T_l^r$  die Rotation  $(\text{key}(u^*), \text{key}(v^*))$  ausgeführt.  $u_r'^*$  ist linkes Kind von  $v'^*$ .  $v'^*$  das rechte Kind von  $u'^*$ . Ist  $v^*$  das linke bzw. rechte Kind eines Knoten  $z^*$ , dann ist  $u'^*$  das linke bzw. rechte Kind von  $z'^*$  und  $u'^*$  das linke bzw. rechte Kind von  $z'^*$ . Damit gilt  $T_l'' = T_l'$ .

□



**Satz 1.1.** *Es sei  $T$  ein standard offline BST mit Schlüsselmenge  $K = \{i \in \mathbb{N} \mid i \in [j, k] \text{ mit } j, k \in \mathbb{N}\}$ . Sei  $Y$  ein für  $T$  erstellter lower bound tree und  $X$  eine zu  $T$  erstellte Zugriffsfolge mit Länge  $m$ . Dann gilt  $W(X, T) \geq_X(T_0, Y, X)$ .*

*Beweis.* Sei  $U$  die Menge der internen Knoten von  $Y$ . Die Kosten zum Ausführen von  $X$  sind die Anzahl der Einzelschritte  $+ m$ . Es reicht also aus zu zeigen, dass mehr als  $\sum_{u \in U} \text{score}(u)$  Rotationen benötigt werden. Es wird Induktion über  $n = |K|$  angewendet. Sei  $n = 1$ , dann gibt es keinen internen Knoten in  $Y$  und  $\sum_{u \in U} \text{score}(u) = 0$ . Der Induktionsanfang ist somit gemacht. Im folgenden sei  $n \geq 2$ .

Sei  $R = r_1, r_2, \dots, r_l$  die Folge der insgesamt durchgeführten Rotationen. Für  $i \in \{1, \dots, r\}$  sei  $T_i$  der BST, der entsteht nachdem  $r_i$  auf  $T_{i-1}$  ausgeführt wurde. Sei  $w$  die Wurzel von  $Y$ , mit Schlüssel  $k_w$ . Sei  $Y^1$  bzw.  $Y^2$  der linke bzw. rechte Teilbaum von  $w$ . Es ist zu beachten, dass  $Y^1$  ein lower bound tree zu  $T_1^{k_w}$  ist und  $Y^2$  einer zu  $T_{k_w}^\infty$ .  $T_{i1}^{k_w}$  wird im folgenden als  $T_i^1$  bezeichnet und  $T_{ik_w}^\infty$  als  $T_i^2$ . Da  $n \geq 2$  muss  $w$  ein interner Knoten sein. Sei  $R^1 = r_1^1, r_2^1, \dots, r_{l^1}^1 = R_1^{k_w}$  und  $R^2 = r_1^2, r_2^2, \dots, r_{l^2}^2 = R_{k_w}^\infty$ . Mit  $M$  wird die Folge bezeichnet, die entsteht, wenn aus  $R$  alle Rotationen entfernt werden, die in  $R^1$  oder  $R^2$  enthalten sind. Sei  $l_M$  die Länge von  $M$ . Es muss  $l = l^1 + l^2 + l_M$  gelten, da keine Rotation sowohl in  $R^1$  als auch in  $R^2$  enthalten sein kann.  $X_1$  ist die Folge die entsteht wenn aus  $X$  alle Schlüssel  $k > k_w$  entfernt werden.  $X_2$  entsteht durch entfernen aller Schlüssel  $k < k_w$  aus  $X$ . Für  $j \in \{1, 2\}$ , sei  $U^j$  die Menge der internen Knoten von  $Y^j$ . Sei  $T_0^{j*}, T_1^{j*}, \dots, T_{l^j}^{j*}$  die entstehende Folge, wenn aus  $T_0^j, T_1^j, \dots, T_{l^j}^j$  die  $T_t^j$  entfernt werden für die  $T_{t-1}^j = T_t^j$  gilt.

Mit Lemma 1.2 kann  $T_t^{j*}$  durch Ausführung der Rotation  $r_t^j$  auf  $T_{t-1}^{j*}$  abgeleitet werden. Dadurch folgt durch dieses Lemma, dass wenn ein Knoten mit Schlüssel  $k < w$  bzw.  $k > w$  die Wurzel von  $T_t$  ist dann muss die Wurzel von  $T_t^1$  bzw.  $T_t^2$  auch Schlüssel  $k$  haben.  $R^j$  bringt also der Reihe nach, die Knoten mit den Schlüsseln aus  $X^j$  an die Wurzel von  $T^j$  und  $X^j$  kann als Zugriffsfolge für  $T^j$  aufgefasst werden. Da die Knotenzahl in  $T^j$  kleiner  $n$  sein muss gilt mit der Induktionsvoraussetzung  $l_j \geq \sum_{u \in U^j} \text{score}(u)$ .

Sei  $\sigma = \text{key}(w) \circ X$ . Sei  $a$  eine  $w$ -Transition. Nun wird angenommen dass  $\sigma_{a-1} < \text{key}(w) \wedge \sigma_a > \text{key}(w)$ . Der andere Fall kann davon problemlos abgeleitet werden. Sei  $y$  der Knoten in  $T$  mit  $\text{key}(y) = \sigma_{a-1}$  und  $z$  der Knoten in  $T$  mit  $\text{key}(z) = \sigma_a$ . Nach  $\text{access}(\sigma_{a-1})$  ist  $y$  die Wurzel von  $T$ .  $z$  muss sich im rechten Teilbaum von  $y$  befinden. Nach  $\text{access}(\sigma_a)$  ist  $z$  die Wurzel von  $T$ .  $y$  muss sich im linken Teilbaum von  $z$  befinden. Somit muss während  $\text{access}(\sigma_a)$  die Rotation  $(\text{key}(z), \text{key}(y))$  ausgeführt worden sein.  $(\text{key}(z), \text{key}(y))$  muss in  $M$  enthalten sein. Für jede  $w$ -Transition ist also mindestens eine Rotation

in  $M$  enthalten, also  $l_M \geq \text{score}(w)$ .  
Zusammengefasst ergibt sich:

$$l = l^1 + l^2 + l_M \geq \sum_{u \in U^1} \text{score}(u) + \sum_{u \in U^2} \text{score}(u) + \text{score}(w)$$

□

Daraus folgt direkt  $\text{OPT}(X) \geq {}_X(T, Y, X)$  für beliebige BST  $T$ .

### 1.3 bit reversal permutation

In diesem Abschnitt wird gezeigt, dass es Zugriffsfolgen mit Länge  $m$  für BST  $T$  gibt, so dass für die Laufzeit  $\Theta(m \log n)$  gilt, mit  $n$  ist die Anzahl der Knoten von  $T$ . Hier werden speziell die Zugriffsfolgen betrachtet, die als **bit reversal permutation** bezeichnet werden. Auf  $O(m \log n)$  wird hier nicht weiter eingegangen. Die balancierten BST garantieren jedoch diese Schranke und mit dem Rot-Schwarz-Baum wird später ein solcher noch vorgestellt.  $\Omega(m \log n)$  wird mit Hilfe der ersten unteren Schranke von Wilber gezeigt und ein Beweis ist ebenfalls in [2] enthalten.

Nun wird zunächst der Aufbau einer solchen Zugriffsfolge eingegangen. Sei  $l \in \mathbb{N}$  und  $i \in \{0, 1, \dots, l-1\}$ . Eine Folge  $b_{l-1}, b_{l-2}, \dots, b_0$  mit  $b_i \in \{0, 1\}$ , kann als Zahl zur Basis 2 interpretiert werden.  $T$  enthält alle Schlüssel die als solche Folge dargestellt werden können. Die Schlüsselmenge von  $T$  ist deshalb  $K_l = \{0, 1, \dots, 2^l - 1\}$ . Die Funktion  $br_l(k): K \rightarrow K$  ist wie folgt definiert. Sei  $b_{l-1}, b_{l-2}, \dots, b_0$  die Binärdarstellung von  $k$ , dann gilt

$$br_l(k) = \sum_{i=0}^{l-1} b_{(l-1-i)} \cdot 2^i$$

$br_l(k)$  gibt also gerade den Wert der „umgekehrten“ Binärdarstellung von  $k$  zurück. Die bit reversal permutation zu  $l$  ist die Zugriffsfolge  $br_l(0), br_l(1), \dots, br_l(2^l - 1)$ . Diese wird ab jetzt mit  $X$  bezeichnet. Tabelle 1 zeigt die bit reversal permutation mit  $l = 4$ . Sei  $y = \max(K_l)/2 = 2^{l-1} - 0,5$ . Da  $b_0$  in den Binärdarstellungen zu  $0, 1, \dots, 2^l - 1$  alterniert, alterniert  $b_{l-1}$  in  $X$ . Aus  $2^{l-1} > y$  folgt  $br_l(k) < y \Rightarrow br_l(k+1) > y$  und  $br_l(k) > y \Rightarrow br_l(k+1) < y$ . Da  $|K_l| = 2^l$  kann zu  $T$  ein vollständig balancierter lower bound tree  $Y$  erstellt werden. Sei  $w$  die Wurzel von  $Y$ . Da im linken Teilbaum von  $w$  genau so viele Blätter wie im rechten vorhanden sein müssen, kann nur  $y$  der Schlüssel von  $w$  sein. Zu einer Zugriffsfolge  $X = x_0, x_1, \dots, x_m$

$i$	$\text{bin}(i)$	$\text{bin}(\text{br}(i))$	$x_i$
0	0000	0000	0
1	0001	1000	8
2	0010	0100	4
3	0011	1100	12
4	0100	0010	2
5	0101	1010	10
6	0110	0110	6
7	0111	1110	14
8	1000	0001	1
9	1001	1001	9
10	1010	0101	5
11	1011	1101	13
12	1100	0011	3
13	1101	1011	11
14	1110	0111	7
15	1111	1111	15

**Tabelle 1:** bit reversal permutation für  $l = 4$

bezeichnet  $X_l^r$  wieder die Zugriffsfolge, die entsteht wenn aus  $X$  alle Schlüssel  $k$ , mit  $k < l \vee k > r$  entfernt werden.  $X + i$  mit  $i \in \mathbb{N}$  bezeichnet im Folgenden die Folge  $x_0 + i, x_1 + i, \dots, x_m + i$ .

**Korollar 1.1.** *Sei  $l \in \mathbb{N}$ . Sei  $T$  ein BST mit Schlüsselmenge  $K_l = \{0, 1, \dots, 2^l - 1\}$  und  $n = 2^l$ . Sei  $X = x_0, x_1, \dots, x_{n-1}$  die bit reversal permutation zu  $l$  und  $Y$  der vollständig balancierte lower bound tree zu  $T$ . Dann gilt  $W(X, T) \geq n \log_2(n) + 1$ .*

*Beweis.* Sei  $U$  die Menge der internen Knoten von  $Y$ . Mit Satz 1.2 reicht es aus

$$\sum_{u \in U} \text{score}(u) \geq n \log_2 n + 1 - n$$

zu zeigen. Dies geschieht mit Induktion über  $l$ . Für  $l = 0$  besteht  $Y$  aus einem einzigen Blatt. Damit gilt

$$W(X, T) \geq \sum_{u \in U} \text{score}(u) + 1 > 0 = n \log_2 n + 1 - n.$$

Nun sei  $l > 0$ . Sei  $w$  die Wurzel von  $Y$ , mit  $k_w = \text{key}(w)$ . Sei  $T_0^{k_w}$  ein BST

mit Schlüsselmenge  $K_0^{k_w} = \{k \in \mathbb{N} | k \leq k_w\} = \{k \in \mathbb{N} | k \leq 2^{l-1} - 1\}$  und  $T_{k_w}^\infty$  ein BST mit Schlüsselmenge  $K_{k_w}^\infty = \{k \in \mathbb{N} | \exists n \in K_0^{k_w} : k = n + 2^{l-1}\}$ . Sei  $Y^1$  bzw.  $Y^2$  der linke bzw. rechte Teilbaum von  $w$  und  $U^1$  bzw.  $U^2$  die Menge der internen Knoten von  $Y^1$  bzw.  $Y^2$ .  $Y^1$  und  $Y^2$  sind vollständig balancierte lower bound trees zu  $T_0^{k_w}$  und  $T_{k_w}^\infty$ .  $X_0^{k_w}$  ist die bit reversal permutation für  $T_0^{k_w}$ . Außerdem gilt  $X_{k_w}^\infty = X_0^{k_w} + 2^{l-1}$ . Mit der Induktionsvoraussetzung gilt deshalb, für  $i \in \{1, 2\}$ ,

$$\sum_{u \in U^i} \text{score}(u) \geq \frac{n}{2} \log_2 \left( \frac{n}{2} \right) + 1 - \frac{n}{2}$$

Aus  $(x_j < k_w \Rightarrow x_{j-1} > k_w) \wedge (x_j > k_w \Rightarrow x_{j-1} < k_w)$  folgt  $\text{score}(w) \geq n - 1$ . Zusammenfassen ergibt

$$\begin{aligned} \sum_{u \in U} \text{score}(u) &\geq 2 \left( \frac{n}{2} \log_2 \left( \frac{n}{2} \right) + 1 - \frac{n}{2} \right) + n - 1 \\ &= n(l - 1) + 1 \\ &= nl + 1 - n \\ &= n \log_2(n) + 1 - n \end{aligned}$$

□

Die Schlüsselmenge wurde beim Korollar auf  $K_l = \{0, 1, \dots, 2^l - 1\}$  festgelegt. Vielleicht wäre es aber mit einer anderen Schlüsselmenge  $K$  möglich  $X$  schneller auszuführen? In jedem Fall müsste  $K_l \subseteq K$  gelten. Sei  $R$  die Folge von Rotationen, die beim Ausführen von  $X$  bei einem BST  $T$  mit Schlüsselmenge  $K$  entsteht. Sei  $y = 2^l - 1$ . Mit Lemma 1.2 ist dann  $R_0^y$  eine Folge von Rotationen zum Ausführen von  $X$  auf  $T_0^y$  und die Länge von  $R$  kann nicht kleiner als die von  $R_0^y$  sein.

## 1.4 Amortisierte Laufzeitanalyse

Im nächsten Abschnitt werden die Kosten von amortisierten Laufzeitanalysen verwendet. Deshalb wird diese hier nun vorgestellt. Sei  $i \in \{0, \dots, m\}$ . Bei der **amortisierten Laufzeitanalyse** wird eine Folge von  $m$  Operationen betrachtet. Hierbei kann es sich  $m$  mal um die gleiche Operation handeln, oder auch um verschiedene. Die **tatsächlichen Kosten**  $t_i$  stehen für die Kosten zum ausführen der  $i$ -ten Operation. Durch aufaddieren der tatsächlichen Kosten jeder einzelnen Operation erhält man **tatsächlichen Gesamtkosten**. Stehen für die Laufzeit der Operationen jeweils nur obere Schranken zur Verfügung, kann man mit diesen genau so vorgehen, um eine obere Schranke für

die Gesamtlaufzeit zu erhalten. So erzeugte obere Schranken können jedoch unnötig hoch sein. Die Idee bei einer amortisierten Analyse ist es, eingesparte Zeit durch schnell ausgeführte Operationen, den langsameren Operationen zur Verfügung zu stellen. Dabei wird insbesondere der aktuelle Zustand der zugrunde liegenden Datenstruktur vor und nach einer Operation betrachtet. Es gibt drei Methoden zur amortisierten Analyse, bei BST wird in der Regel die **Potentialfunktionmethode** verwendet.

**Potentialfunktionmethode** Eine Potentialfunktion  $\Phi(D)$  ordnet einem Zustand einer Datenstruktur  $D$  eine natürliche Zahl, **Potential** genannt, zu. Es bezeichnet  $\Phi(D_i)$  das Potential von  $D$  nach Ausführung der  $i$ -ten Operation. Die **amortisierten Kosten**  $a_i$  einer Operation berücksichtigen die von der Operation verursachte Veränderung am Potential,  $a_i = t_i + \Phi(D_i) - \Phi(D_{i-1})$ . Um die **amortisierten Gesamtkosten**  $A$  zu berechnen bildet man die Summe der amortisierten Kosten aller Operationen.

$$A = \sum_{i=1}^m a_i = \sum_{i=1}^m (t_i + \Phi(D_i) - \Phi(D_{i-1})) = \Phi(D_m) - \Phi(D_0) + \sum_{i=1}^m t_i$$

Folgendes gilt für die Summe der  $t_i$ :

$$\begin{aligned} \sum_{i=1}^m t_i &= \sum_{i=1}^m (a_i - \Phi(D_i) + \Phi(D_{i-1})) = \Phi(D_0) - \Phi(D_m) + \sum_{i=1}^m a_i \\ \Rightarrow \left( \Phi(D_m) \geq \Phi(D_0) \Rightarrow \sum_{i=1}^m a_i \geq \sum_{i=1}^m t_i \right) \end{aligned}$$

Ist das Potenzial nach Ausführung der Operationsfolge also nicht kleiner als zu Beginn, dann sind die amortisierten Gesamtkosten eine obere Schranke für die tatsächlichen Gesamtkosten. Die wesentliche Aufgabe ist es nun eine Potentialfunktion zu finden, bei der die amortisierten Gesamtkosten möglichst niedrig sind und für die gilt  $\Phi(D_m) \geq \Phi(D_0)$ . Dies wird jetzt noch an einem einfachen Beispiel demonstriert.

**Potentialfunktionmethode am Beispiel eines Stack** Der Stack verfügt wie gewöhnlich über eine Operation *push* zum Ablegen eines Elementes auf dem Stack und über *pop* zum Entfernen des oben liegenden Elementes. Zusätzlich gibt es eine Operation *popAll*, die so oft *pop* aufruft, bis der Stack leer ist. Sei  $n$  die Anzahl der Elemente die maximal im Stack enthalten sein kann. *push* und *pop* können in konstanter Zeit durchgeführt werden und wir berechnen jeweils eine Kosteneinheit. Für die Laufzeit von *popAll* gilt  $O(n)$ ,

da *pop* bis zu  $n$  mal aufgerufen wird. Für die Gesamtlaufzeit einer Folge von  $m$  Operationen kann  $O(mn)$  angegeben werden. Mit einer amortisierten Analyse wird nun aber  $O(m)$  für *popAll* gezeigt. Als  $\Phi$  verwenden wir eine Funktion, welche die aktuelle Anzahl der im Stack enthaltenen Elemente zurück gibt.  $\Phi_0$  setzen wir auf 0, das heißt wir starten mit einem leeren Stack. *push* erhöht also das Potential um eins, während *pop* es um eins vermindert. Nun werden die amortisierten Kosten bestimmt.

$$\begin{aligned} a_{push} &= t_{push} + \Phi_i - \Phi_{i-1} &= 2 \\ a_{pop} &= t_{pop} + \Phi_i - \Phi_{i-1} &= 0 \\ a_{popAll} &= n \cdot a_{pop} &= 0 \end{aligned}$$

Alle drei Operationen haben konstante amortisierte Kosten. Auf jedem Fall gilt  $\Phi_m \geq \Phi_0 = 0$ . Für die Ausführungszeit der Folge gilt deshalb  $O(m)$ . Bei diesem einfachen Beispiel ist sofort klar warum es funktioniert. Aus einem zu Beginn leerem Stack kann nur entfernt werden, was zuvor eingefügt wurde. *push* zahlt für die Operation, welche das eingefügte Element eventuell wieder entfernt gleich mit, bleibt bei den Kosten aber konstant. Deshalb kann *pop* amortisiert kostenlos durchgeführt werden, wodurch einer der beiden Faktoren zur Berechnung der Kosten von *popAll* zu 0 wird.

## 1.5 Eigenschaften eines dynamisch optimalen BST

Im folgendem werden einige obere Laufzeitschranken für Zugriffssequenzen vorgestellt. Es ist bekannt, dass es obere Schranken sind, da mit dem Splaybaum ein BST bekannt ist, der jede der Schranken einhält. Der Splaybaum wird später noch vorgestellt. Es wird wieder ohne Verlust der Allgemeinheit eine Schlüsselmenge  $K = \{1, 2, \dots, n\}$  angenommen. Wenn nicht anders angegeben wird  $X = x_1, x_2, \dots, x_m$  als Zugriffssequenz verwendet. Es wird  $m \geq n$  und angenommen.

**Balanced Property** Ein BST erfüllt das balanced property, wenn er  $X$  in amortisiert  $O((m \log(n)))$  Zeit ausführt.

**Static Finger Property** Die Idee hinter dieser Eigenschaft ist, dass es einfacher ist, Zugriffssequenzen schnell auszuführen, wenn ihre Schlüssel betragsmäßig nahe beieinander liegen. Sei  $k_f \in K$ . Ein BST erfüllt static finger

wenn für die amortisierte Laufzeit von  $X$

$$O\left(n \log_2 n + \sum_{i=1}^m \log(|k_f - x_i| + 1)\right)$$

gilt. Ein BST mit der static finger Eigenschaft erfüllt auch die balanced Eigenschaft, denn  $|k_f - x_i| < n$ .

**Statisch optimal** Sei  $k \in K$  und  $q(k)$  die Anzahl des Vorkommens von  $k$  in  $X$ . Ein BST ist statisch optimal wenn er Zugriffssequenzen, in denen jeder seiner Schlüssel zumindest einmal enthalten ist, in amortisiert

$$O\left(\sum_{k=1}^n q(k) \log\left(\frac{m}{q(k)}\right)\right)$$

Zeit ausführt. Der Name kommt daher, dass es sich hierbei um eine untere Schranke für die Ausführungszeit von  $X$  bei statischen BST handelt, siehe [3].

**Working Set Property** Ein BST mit dem working set property führt Zugriffsfolgen schnell aus, bei denen auf die gleichen Schlüssel in kurzen Abständen zugegriffen wird. Für  $x_i$  sei  $J_i = \{j \in \mathbb{N} | j < i \wedge x_j = x_i\}$ . Sei  $t_{xi} = \max(J)$ , falls  $J$  nicht leer ist, ansonsten  $t_{xi} = 0$ .  $t_{xi}$  liefert also den Index des vorherigen Zugriffs auf  $x_i$ , falls ein solcher existiert. Sei  $w_i = |\{x_j | t_{xi} < j \leq i\}|$ . Ein BST erfüllt das working set property wenn seine amortisierte Laufzeit für  $X$

$$O\left(n \log_2 n + \sum_{i=1}^m \log w_i\right)$$

gilt.

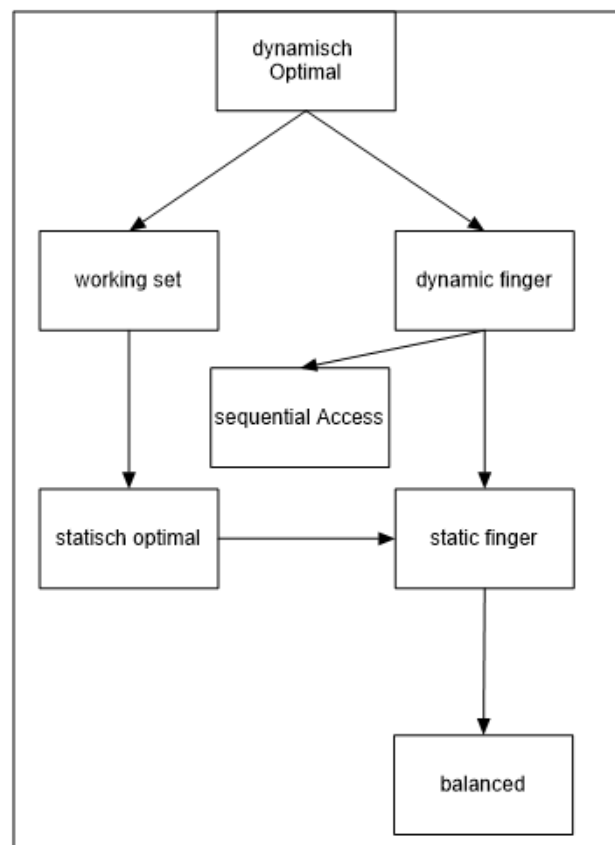
**Dynamic Finger Property** Diese Eigenschaft ist static finger sehr ähnlich, man kann jedoch durch das Unified Property nicht direkt auf dynamic finger schließen. Ein BST erfüllt das Dynamic Finger Property, wenn für die amortisierte Laufzeit von  $X$

$$O\left(m + \sum_{i=2}^m \log(|x_{i-1} - x_i| + 1)\right)$$

gilt.

**Sequential Access Property** Ein BST erfüllt das Sequential Access Property, wenn er die Zugriffsfolge  $1, 2, \dots, n$  in amortisiert von  $O(n)$  Zeit ausführen kann.

Abbildung 1 zeigt Implikationen zwischen den Eigenschaften und basiert auf einer Abbildung aus 1.



**Abbildung 1:** Implikationen zwischen den Eigenschaften, abgeleitet aus einer Abbildung aus [4]



## Literatur

- [1] Karel Culik and Derick Wood. A note on some tree similarity measures. *Information Processing Letters*, 15(1):39 – 42, 1982.
- [2] Robert. Wilber. Lower bounds for accessing binary search trees with rotations. *SIAM Journal on Computing*, 18(1):56–67, 1989.
- [3] Norman Abramson. *Information theory and coding*. McGraw-Hill electronic sciences series. McGraw-Hill, New York, NY, 1963.
- [4] Parinya Chalermsook, Mayank Goswami, László Kozma, Kurt Mehlhorn, and Thatchaphol Saranurak. The landscape of bounds for binary search trees. *CoRR*, abs/1603.04892, 2016.