Datenbanken 2

Indexstrukturen

Nikolaus Augsten
nikolaus.augsten@plus.ac.at
FB Informatik
Universität Salzburg

database research group
https://dbresearch.uni-salzburg.at

WS 2023/24

Version 18. Oktober 2023

Inhalt

Literatur und Quellen

Lektüre zum Thema "Indexstrukturen":

- Kapitel 7 aus Kemper und Eickler: Datenbanksysteme: Eine Einführung. Oldenbourg Verlag, 2013.
- Chapter 11 in Silberschatz, Korth, and Sudarashan: Database System Concepts. McGraw Hill, 2011.

Danksagung Die Vorlage zu diesen Folien wurde entwickelt von:

- Michael Böhlen, Universität Zürich, Schweiz
- Johann Gamper, Freie Universität Bozen, Italien

Inhalt

Grundlagen/1

- Index beschleunigt Zugriff, z.B.:
  - Autorenkatalog in Bibliothek
  - Index in einem Buch
- Index-Datei besteht aus Datensätzen: den Index-Einträgen
- Index-Eintrag hat die Form

  (Suchschlüssel, Pointer)
  - *Suchschlüssel*: Attribut(liste) nach der Daten gesucht werden
  - *Pointer*: Pointer auf einen Datensatz (TID)
- Suchschlüssel darf mehrfach vorkommen
  (im Gegensatz zu Schlüsseln von Relationen)
- Index-Datei meist viel kleiner als die indizierte Daten-Datei

Grundlagen/2

- Merkmale des Index sind:
  - Zugriffszeit
  - Zeit für Einfügen
  - Zeit für Löschen
  - Speicherbedarf
  - effizient unterstützte Zugriffsarten
- Wichtigste Zugriffsarten sind:
  - Punktanfragen: z.B. Person mit SVN=1983-3920
  - Mehrpunktanfragen: z.B. Personen, die 1980 geboren wurden
  - Bereichsanfragen: z.B. Personen die mehr als 100.000 EUR verdienen

Grundlagen/3

Indextypen werden nach folgenden Kriterien unterschieden:

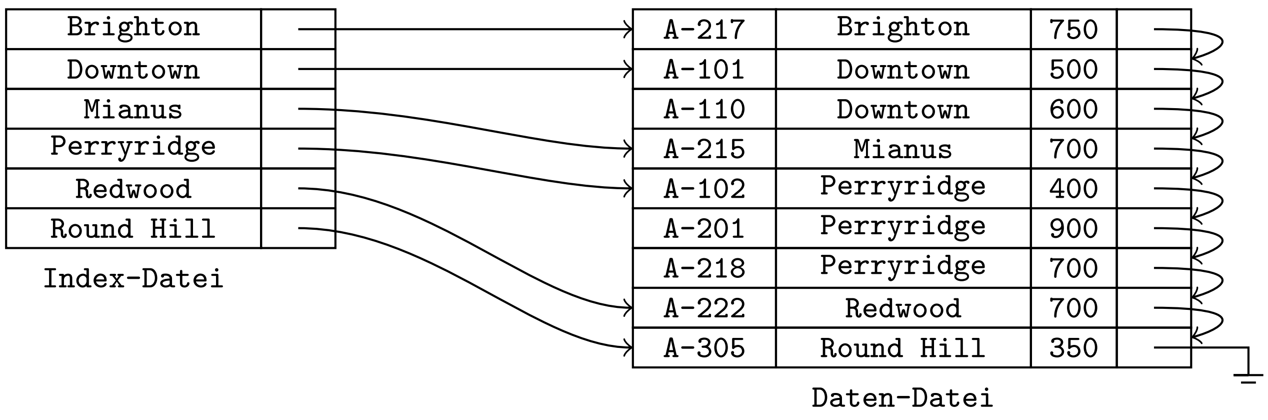
- Ordnung der Daten- und Index-Datei:
  - Clustering Index
  - Non-Clustering Index
- Art der Index-Einträge:
  - sparse Index
  - dense Index

Nicht alle Kombinationen üblich/möglich:

- Clustering Index ist oft sparse
- Non-Clustering Index ist immer dense

Clustering Index

- Index-Datei:
  - sequentiell geordnet nach Suchschlüssel
- Daten-Datei:
  - sequentiell geordnet nach Suchschlüssel
- Effiziente Zugriffsarten:
  - Punkt-, Mehrpunkt-, und Bereichsanfragen
  - nicht-sequentieller Zugriff (random access)
  - sequentieller Zugriff nach Suchschlüssel sortiert (sequential access)

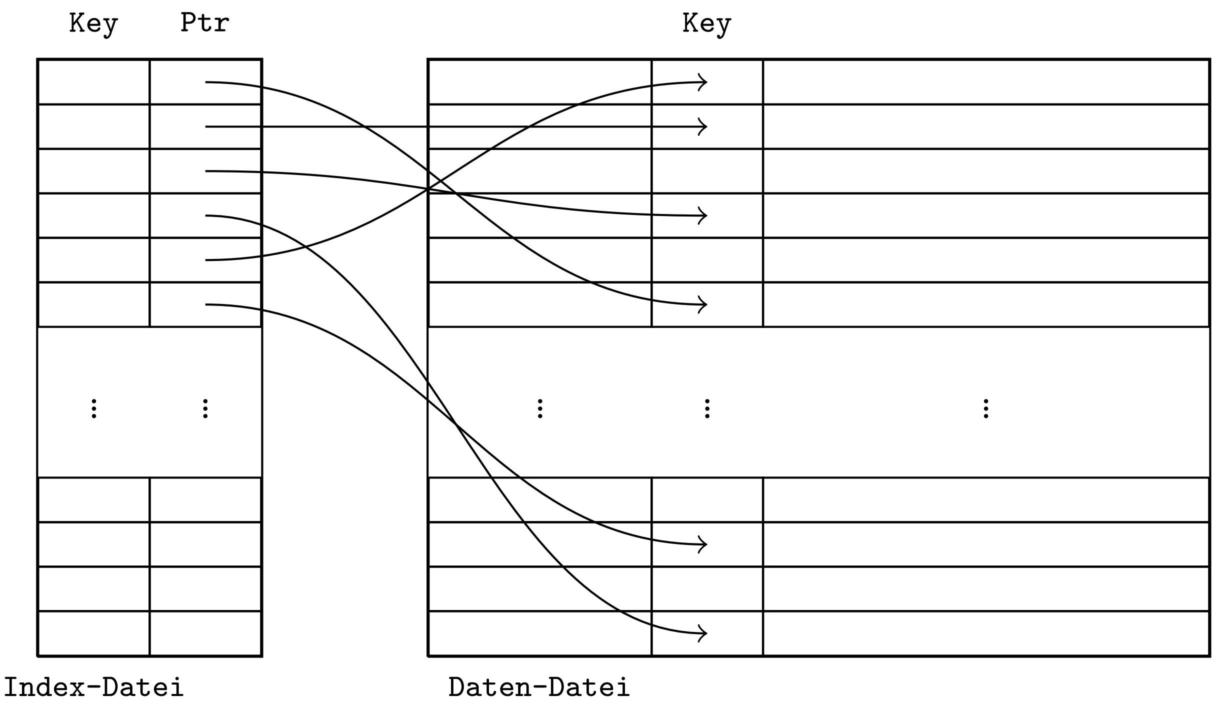


Non-Clustering Index/1

- Clustering vs. Non-Clustering Index:
  - nur 1 Clustering Index möglich
  - beliebig viele Non-Clustering Indizes
  - Non-Clustering Index für schnellen Zugriff auf alle Felder, die nicht Suchschlüssel des Clustering Index sind
- Beispiel: Konten mit Clustering Index auf Kontonummer
  - Finde alle Konten einer bestimmten Filiale.
  - Finde alle Konten mit 1000 bis 1500 EUR Guthaben.
- Ohne Index können diese Anfragen nur durch sequentielles Lesen aller Knoten beantwortet werden – sehr langsam
- Non-Clustering Index für schnellen Zugriff erforderlich

Non-Clustering Index/2

- Index-Datei:
  - sequentiell nach Suchschlüssel geordnet
- Daten-Datei:
  - *nicht* nach Suchschlüssel geordnet



Non-Clustering Index/3

- Effiziente Zugriffsarten:
  - sehr schnell für Punktanfragen
  - Mehrpunkt- und Bereichsanfragen: gut wenn nur kleiner Teil der Tabelle zurückgeliefert wird (wenige %)
  - besonders für nicht-sequentiellen Zugriff (random access) geeignet

Primär- und Sekundärindex

Folgende Begriffe finden sich häufig in der Praxis:

- Primärindex: Clustering Index mit eindeutigem Suchschlüssel
- Sekundärindex: Synonym für Non-Clustering Index

Sparse Index/1

- Sparse Index
  - ein Index-Eintrag für mehrere Datensätze
  - kleiner Index: weniger Index-Einträge als Datensätze
  - nur möglich wenn Datensätze nach Suchschlüssel geordnet sind (d.h. Clustering Index)

Brighton	
Mianus	
Redwood	

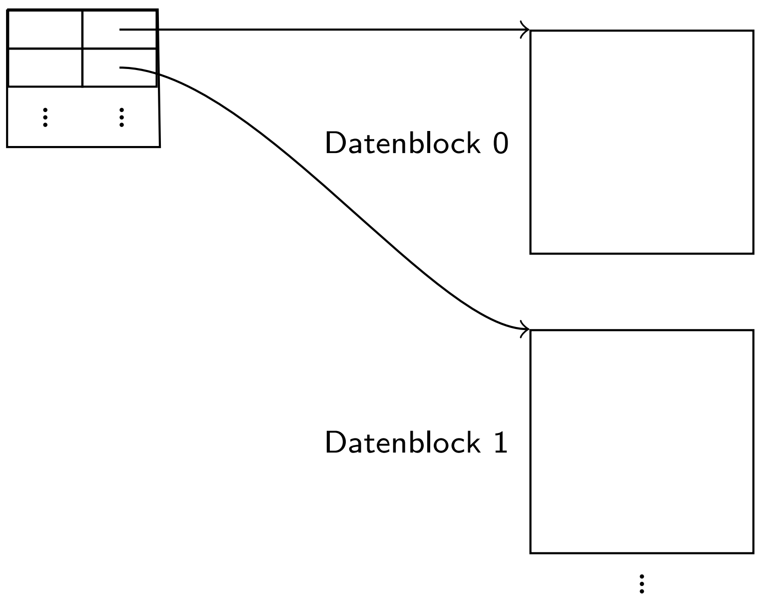
Index-Datei

A-217	Brighton	750	
A-101	Downtown	500	
A-110	Downtown	600	
A-215	Mianus	700	
A-102	Perryridge	400	
A-201	Perryridge	900	
A-218	Perryridge	700	
A-222	Redwood	700	
A-305	Round Hill	350	

Daten-Datei

Sparse Index/2

- Oft enthält ein sparse Index einen Eintrag pro Block.
- Der Suchschlüssel, der im Index für eine Block gespeichert wird, ist der kleinste Schlüssel in diesem Block.



Dense Index/1

- Dense Index:
  - Index-Eintrag (bzw. Pointer in Bucket) für jeden Datensatz in der Daten-Datei
  - dense Index kann groß werden (aber normalerweise kleiner als Daten)
  - Handhabung einfacher, da ein Pointer pro Datensatz
- Non-Clustering Index ist immer dense

Gegenüberstellung von Index-Typen

- Alle Index-Typen machen Punkt-Anfragen erheblich schneller.
- Index erzeugt Kosten bei Updates: Index muss auch aktualisiert werden.
- Dense/Sparse und Clustering/Non-Clustering:
  - Clustering Index kann dense oder sparse sein
  - Non-Clustering Index ist immer dense
- Sortiert lesen (=sequentielles Lesen nach Suchschlüssel-Ordnung):
  - mit Clustering Index schnell
  - mit Non-Clustering Index teuer, da sich aufeinander folgende Datensätze auf unterschiedlichen Blöcken befinden (können)
- Dense vs. Sparse:
  - sparse Index braucht weniger Platz
  - sparse Index hat geringere Kosten beim Aktualisieren
  - dense Index erlaubt bestimmte Anfragen zu beantworten, ohne dass Datensätze gelesen werden müssen ("covering index")

Duplikate/1

Umgang mit mehrfachen Suchschlüsseln:

(a) Doppelte Indexeinträge:

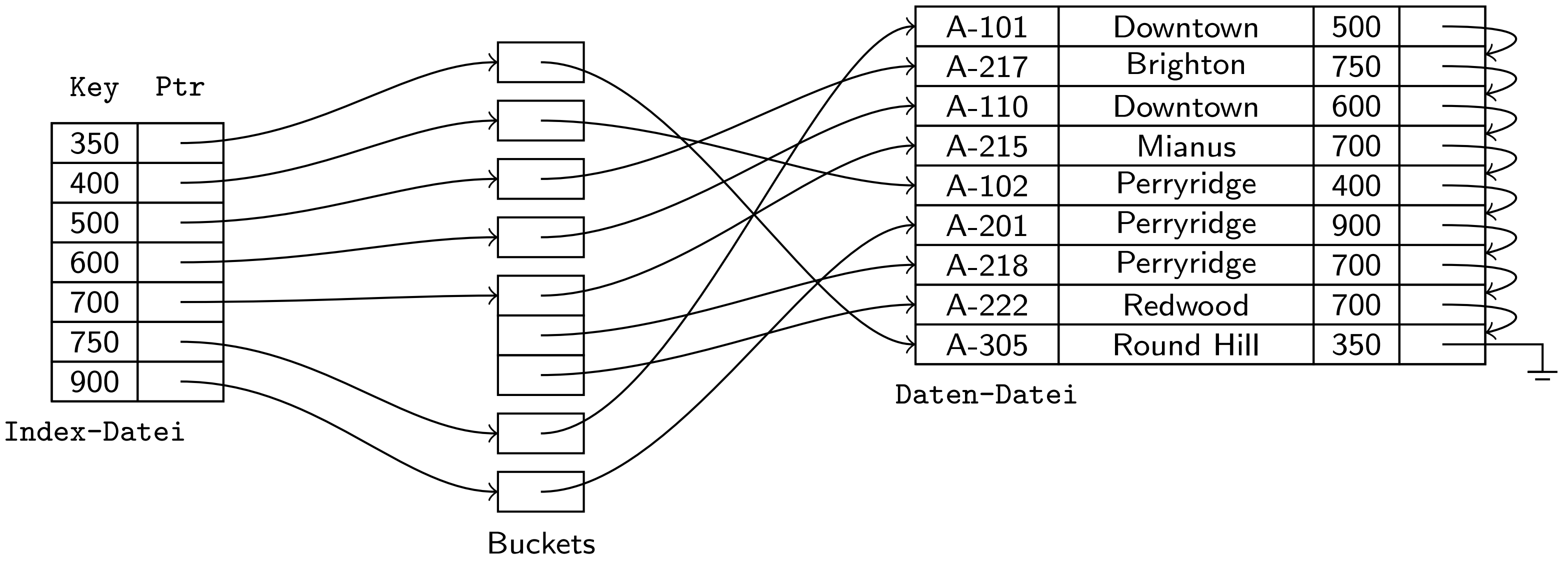
- ein Indexeintrag für jeden Datensatz

→ schwierig zu handhaben, z.B. in B^+-Baum Index

(b) Buckets:

- nur einen Indexeintrag pro Suchschlüssel
- Index-Eintrag zeigt auf ein Bucket
- Bucket zeigt auf alle Datensätze zum entsprechenden Suchschlüssel

→ zusätzlicher Block (Bucket) muss gelesen werden



Duplikate/2

Umgang mit mehrfachen Suchschlüsseln:

(c) Suchschlüssel eindeutig machen:

- Einfügen: TID wird an Suchschlüssel angehängt (sodass dieser eindeutig wird)
- Löschen: Suchschlüssel und TID werden benötigt (ergibt genau 1 Index-Eintrag)
- Suche: nur Suchschlüssel wird benötigt (ergibt mehrere Index-Einträge)

$\rightarrow$ wird in der Praxis verwendet

In den restlichen Folien wird angenommen, dass Suchschlüssel eindeutig sind bzw. eindeutig erstellt wurden.

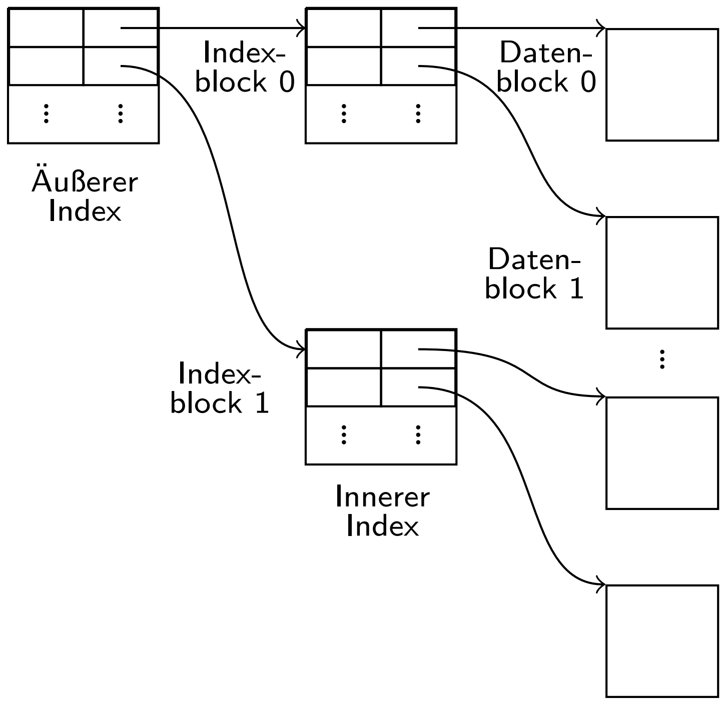
Inhalt

Inhalt

Mehrstufiger Index/1

- Großer Index wird teuer:
  - Index passt nicht mehr in Hauptspeicher und mehrere Block-Lese-Operationen werden erforderlich
  - binäre Suche: $\lfloor log_2(B) \rfloor + 1$ Block-Lese-Operationen (Index mit B Blöcken)
  - eventuelle Overflow Blöcke müssen sequentiell gelesen werden
- Lösung: Mehrstufiger Index
  - Index wird selbst wieder indiziert
  - dabei wird der Index als sequentielle Daten-Datei behandelt

Mehrstufiger Index/2



- Mehrstufiger Index:
  - Innerer Index: Index auf Daten-Datei
  - Äußerer Index: Index auf Index-Datei
- Falls äußerer Index zu groß wird, kann eine weitere Index-Ebene eingefügt werden.
- Diese Art von (ein- oder mehrstufigem) Index wird auch als ISAM (Index Sequential Access Method) oder index-sequentielle Datei bezeichnet.

Mehrstufiger Index/3

- Index Suche
  - beginne beim Root-Knoten
  - finde alle passenden Einträge und verfolge die entsprechenden Pointer
  - wiederhole bis Pointer auf Datensatz zeigt (Blatt-Ebene)
- Index Update: Löschen und Einfügen
  - Indizes aller Ebenen müssen nachgeführt werden
  - Update startet beim innersten Index
  - Erweiterungen der Algorithmen für einstufige Indizes

Inhalt

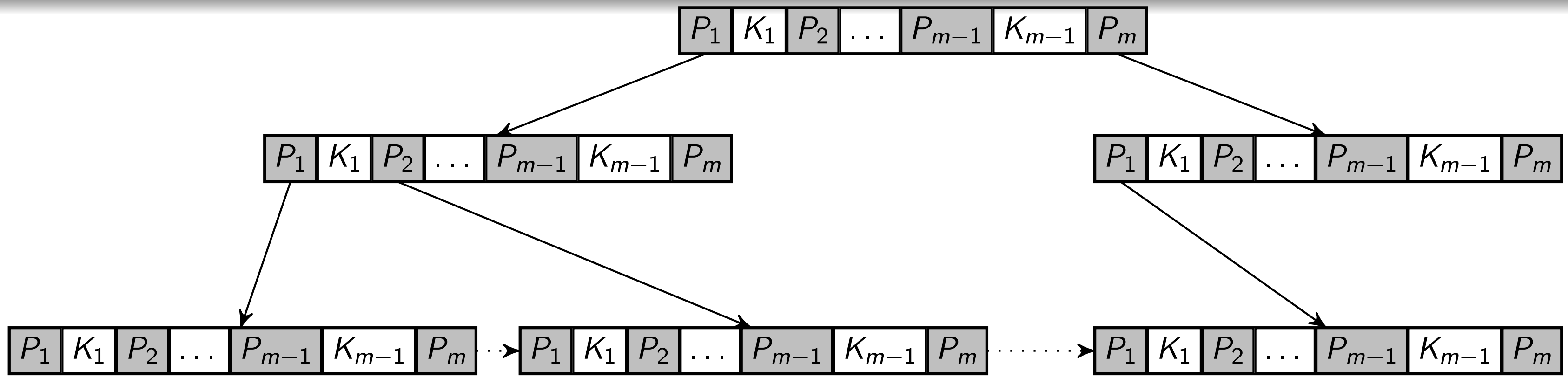
1. Grundlagen
2. Sequentielle Indextypen
   - ISAM Index
   - B^+-Baum
3. Hash Index
4. Mehrschlüssel Indizes
5. Indizes in SQL

B^+-Baum/1

B^+-**Baum**: Alternative zu index-sequentiellen Dateien:

- Vorteile von B^+-Bäumen:
  - Anzahl der Ebenen wird automatisch angepasst
  - reorganisiert sich selbst nach Einfüge- oder Lösch-Operationen durch kleine lokale Änderungen
  - reorganisieren des gesamten Indexes ist nie erforderlich
- Nachteile von B^+-Bäumen:
  - evtl. Zusatzaufwand bei Einfügen und Löschen
  - etwas höherer Speicherbedarf
  - komplexer zu implementieren
- Vorteile wiegen Nachteile in den meisten Anwendungen bei weitem auf, deshalb sind B^+-Bäume die meist-verbreitete Index-Struktur

B^+-Baum/2



- Knoten mit Grad m: enthält bis zu $m-1$ Suchschlüssel und m Pointer
  - Knotengrad $m > 2$ entspricht der maximalen Anzahl der Pointer
  - Suchschlüssel im Knoten sind sortiert
  - Knoten (außer Wurzel) sind mindestens halb voll
- Wurzelknoten:
  - als Blattknoten: 0 bis $m-1$ Suchschlüssel
  - als Nicht-Blattknoten: mindestens 2 Kinder
- Innerer Knoten: $\lceil m/2 \rceil$ bis m Kinder (=Anzahl Pointer)
- Blattknoten: $\lceil (m-1)/2 \rceil$ bis $m-1$ Suchschlüssel bzw. Daten-Pointer
- balancierter Baum: alle Pfade von der Wurzel zu den Blättern sind gleich lang (maximal $\lceil log_{\lceil m/2 \rceil}(L) \rceil$ Kanten für L Blattknoten)

Terminologie und Notation

- Ein Paar (P_i, K_i) ist ein Eintrag
- $L[i] = (P_i, K_i)$ bezeichnet den i-ten Eintrag von Knoten L
- Daten-Pointer: Pointer zu Datensätzen sind nur in den Blättern gespeichert
- Verbindung zwischen Blättern: der letzte Pointer im Blatt, P_m, zeigt auf das nächste Blatt

Anmerkung: Es gibt viele Varianten des B^+-Baumes, die sich leicht unterscheiden. Auch in Lehrbüchern werden unterschiedliche Varianten vorgestellt. Für diese Lehrveranstaltung gilt der B^+-Baum, wie er hier präsentiert wird.

B^+-Baum Knotenstruktur/1

P_1	K_1	P_2	K_2	P_3	$\dots$	P_{m-1}	K_{m-1}	P_m

Blatt-Knoten:

- $K_1, \dots, K_{m-1}$ sind Suchschlüssel
- P_1, ..., P_{m-1} sind Daten-Pointer
- Suchschlüssel sind sortiert: $K_1 < K_2 < K_3 < \dots < K_{m-1}$
- Daten-Pointer P_i, $1 \leq i \leq m-1$, zeigt auf einen Datensatz mit Suchschlüssel K_i
- P_m zeigt auf das nächste Blatt in Suchschlüssel-Ordnung

B^+-Baum Knotenstruktur/2

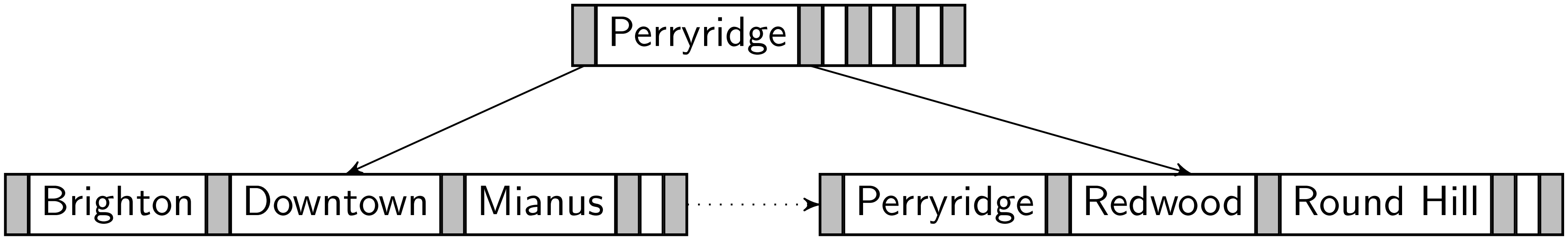
P_1	K_1	P_2	K_2	P_3	...	P_{m-1}	K_{m-1}	P_m

Innere Knoten:

- Stellen einen mehrstufigen sparse Index auf die Blattknoten dar
- Suchschlüssel im Knoten sind eindeutig
- $P_1, \ldots, P_m$ sind Pointer zu Kind-Knoten, d.h., zu Teilbäumen
- Alle Suchschlüssel k im Teilbaum von P_i haben folgende Eigenschaften:
  - $i = 1$: $k < K_1$
  - $1 < i < m$: $K_{i-1} \leq k < K_i$
  - $i = m$: $k \geq K_{m-1}$

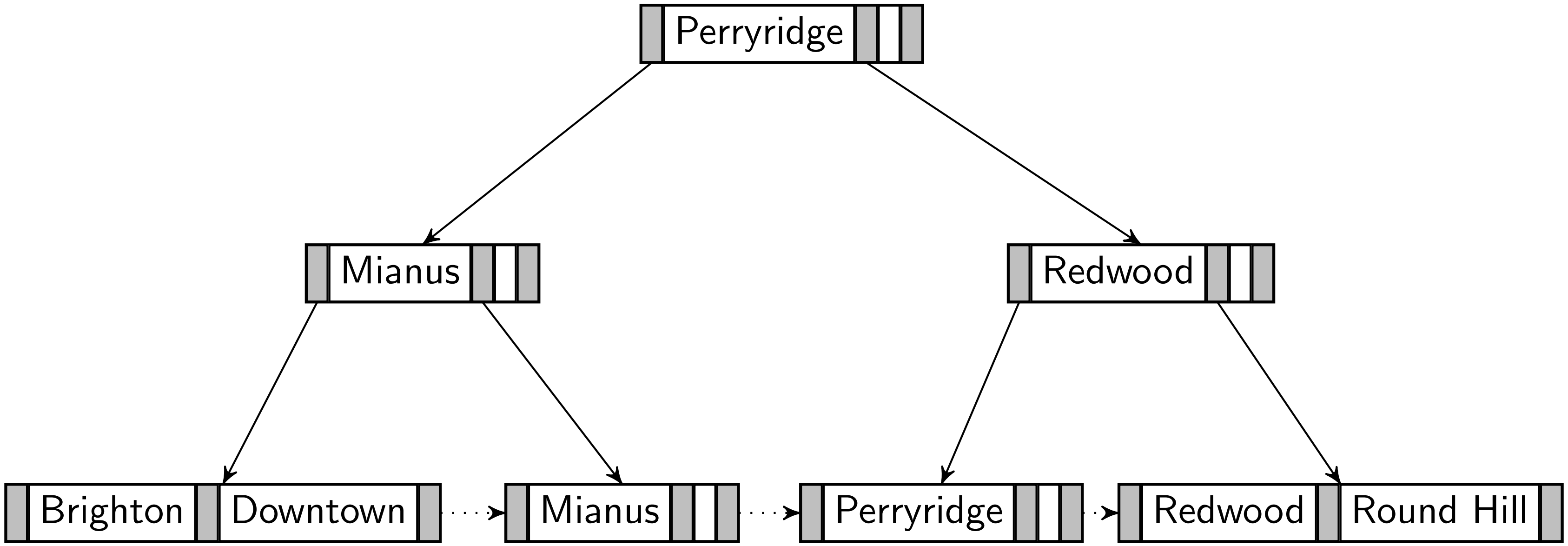
Beispiel: B^+-Baum/1

- Index auf Konto-Relation mit Suchschlüssel Filiale
- B^+-Baum mit Knotengrad $m = 5$:
  - Wurzel: mindestens 2 Pointer zu Kind-Knoten
  - Innere Knoten: $\lceil m/2 \rceil = 3$ bis $m = 5$ Pointer zu Kind-Knoten
  - Blätter: $\lceil (m-1)/2 \rceil = 2$ bis $m - 1 = 4$ Suchschlüssel



Beispiel: B^+-Baum/2

- B^+-Baum für Konto-Relation (Knotengrad $m = 3$)
  - Wurzel: mindestens 2 Pointer zu Kind-Knoten
  - Innere Knoten: $\lceil m/2 \rceil = 2$ bis $m = 3$ Pointer zu Kind-Knoten
  - Blätter: $\lceil (m-1)/2 \rceil = 1$ bis $m - 1 = 2$ Suchschlüssel

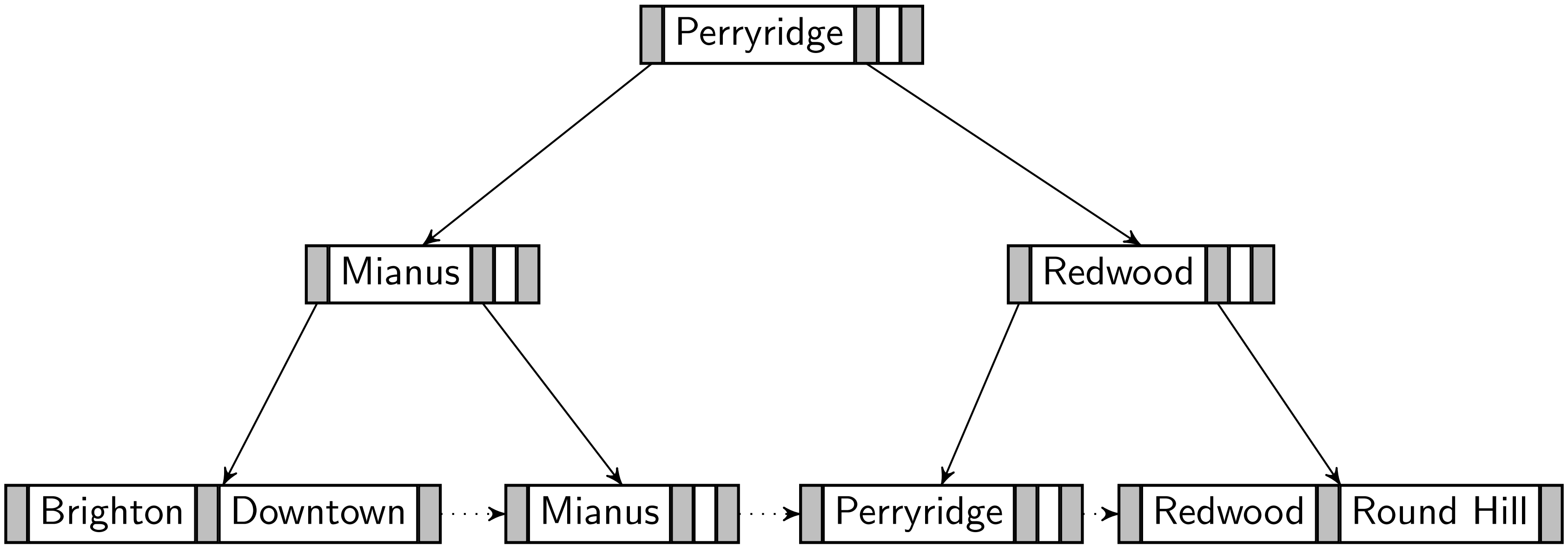


Suche im B^+-Baum/1

- Algorithmus: Suche alle Datensätze mit Suchschlüssel k (Annahme: dense B^+-Baum Index):
  1. $C \leftarrow$ Wurzelknoten
  2. **while** C keine Blattknoten **do**
     suche im Knoten C nach dem größten Schlüssel $K_i \leq k$
     if ein Schlüssel $K_i \leq k$ existiert
     then $C \leftarrow$ Knoten auf den P_{i+1} zeigt
     else $C \leftarrow$ Knoten auf den P_1 zeigt
  3. **if** es gibt einen Schlüssel K_i in C sodass $K_i = k$
     then folge Pointer P_i zum gesuchten Datensatz
     else kein Indexeintrag mit Suchschlüssel k existiert

Suche im B^+-Baum/2

- Beispiel: Finde alle Datensätze mit Suchschlüssel $k =$*Mianus*
  - Beginne mit dem Wurzelknoten
  - Kein Schlüssel $K_i \leq$*Mianus* existiert, also folge P_1
  - $K_1 =$*Mianus* ist der größte Suchschlüssel $K_i \leq$*Mianus*, also folge P_2
  - Suchschlüssel *Mianus* existiert, also folge dem ersten Datensatz-Pointer P_1 um zum Datensatz zu gelangen



Suche im B^+-Baum/3

- Suche durchläuft Pfad von Wurzel bis Blatt:
  - Länge des Pfads höchstens $\lceil log_{\lceil m/2 \rceil}(L) \rceil$ für L Blattknoten
    $\Rightarrow \lceil log_{\lceil m/2 \rceil}(L) \rceil + 1$ Blöcke[1] müssen gelesen werden
  - sind die Blattknoten nur minimal voll ($\lceil (m-1)/2 \rceil$), ergibt sich die maximale Anzahl der Blattknoten: $L = \left\lceil \frac{K}{\lceil (m-1)/2 \rceil} \right\rceil$
  - Wurzelknoten bleibt in der Praxis im Hauptspeicher, oft auch dessen Kinder, dadurch werden 1–2 Block-Zugriffe pro Suche gespart
- Suche effizienter als in sequentiellem Index:
  - bis zu $\lfloor log_2(B) \rfloor + 1$ Blöcke[1] lesen im einstufigen sequentiellen Index (binäre Suche, Index mit B Blöcken, $B = \lceil K/(m-1) \rceil$)

[1] nur Index Blöcke werden gezählt, Datenzugriff hier nicht berücksichtigt

Integrierte Übung 2.1

Es soll ein Index mit $K = 10^6$ verschiedenen Suchschlüsseln erstellt werden. Ein Knoten kann maximal 200 Schlüssel mit den entsprechenden Pointern speichern. Es soll nach einem bestimmten Suchschlüssel k gesucht werden.

a) Wie viele Block-Zugriffe erfordert ein B^+-Baum Index maximal, wenn kein Block im Hauptspeicher ist?

b) Wie viele Block-Zugriffe erfordert ein einstufiger, sequentieller Index mit binärer Suche?

Einfügen in B^+-Baum/1

- Datensatz mit Suchschlüssel k einfügen:
  1. füge Datensatz in Daten-Datei ein (ergibt Pointer)
  2. finde Blattknoten für Suchschlüssel k
  3. **falls** im Blatt noch Platz ist **dann**:
     - füge (Pointer, Suchschlüssel)-Paar so in Blatt ein, dass Ordnung der Suchschlüssel erhalten bleibt
  4. **sonst** (Blatt ist voll) teile Blatt-Knoten:
     a) sortiere alle Suchschlüssel (einschließlich k)
     b) die Hälfte der Suchschlüssel bleiben im alten Knoten
     c) die andere Hälfte der Suchschlüssel kommt in einen neuen Knoten
     d) füge den kleinsten Eintrag des neuen Knotens in den Eltern-Knoten des geteilten Knotens ein
     e) **falls** Eltern-Knoten voll ist **dann**:
     teile den Knoten und propagiere Teilung nach oben, sofern nötig

Einfügen in B^+-Baum/2

- Aufteilvorgang:
  - falls nach einer Teilung der neue Schlüssel im Elternknoten nicht Platz hat wird auch dieser geteilt
  - im schlimmsten Fall wird der Wurzelknoten geteilt und der B^+-Baum wird um eine Ebene tiefer

Algorithmus: Einfügen in B^+-Baum/1 – Blattknoten

→ Knoten L, Suchschlüssel k, Pointer p zu Datensatz

Algorithm 1: B+Tree-Insert(L, k, p)

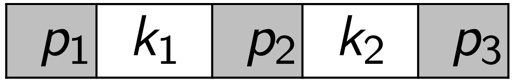
```
if L has fewer than m − 1 key values then
    insert(k, p) into L
else                                                    // Knoten teilen
    T ← L ∪ (k, p); sort T;                             // temporärer Speicher
    create new node L';

    L'.p_m ← L.p_m;                                     // füge neuen Knoten L' in
    remove all entries from L;                          // ...verkettete Liste
    L.p_m ← L';                                         // ...von Blättern ein

    copy T.p_1 through T.k_⌈m/2⌉ into L;               // Verteile Einträge auf L
    copy T.p_⌈m/2⌉+1 through T.k_m into L';            // ...und L'

    k' ← T.k_⌈m/2⌉+1;                                   // neuen Knoten L' mit Schlüssel k'
    B+Tree-InsertInParent(L, k', L');                   // ...in Elternknoten verlinken
```

Algorithmus: Einfügen in B^+-Baum/2 – Innerer Knoten

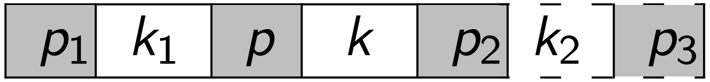
Algorithm 2: B+Tree-InsertInParent(L, k, L')

```
if L is root then                                              // Wurzel teilen
    create new root with children L, L' and key value k;
    return;
P ← parent(L);                                   // Paar (k, p) soll in Knoten P
p ← pointer to L';                                       // ...eingefügen werden
if P has fewer than m pointers then                  // Teilen nicht erforderlich
    insert(k, p) into P;
else                                                     // Elternknoten teilen
    T ← P ∪ (k, p);
    erase all entries from P;                               // alter Elternknoten
    create new node P';                                     // neuer Elternknoten
    copy T.p_1 through T.p_⌈m/2⌉ into P;               // Verteile Einträge auf P
    copy T.p_⌈m/2⌉+1 through T.p_m+1 into P';                         // ...und P'
    k' ← T.k_⌈m/2⌉;                          // neuen Knoten P' mit Schlüssel k' in
    B+Tree-InsertInParent(P, k', P');       // ...Großelternknoten verlinken
```

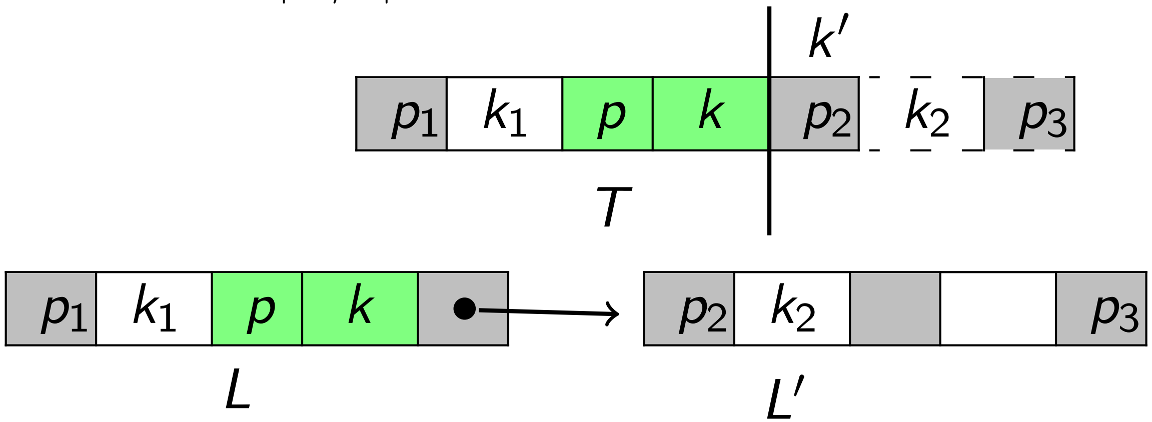
Blatt teilen/1

Kopiere L nach T und füge (k, p) ein:  $m = 3$

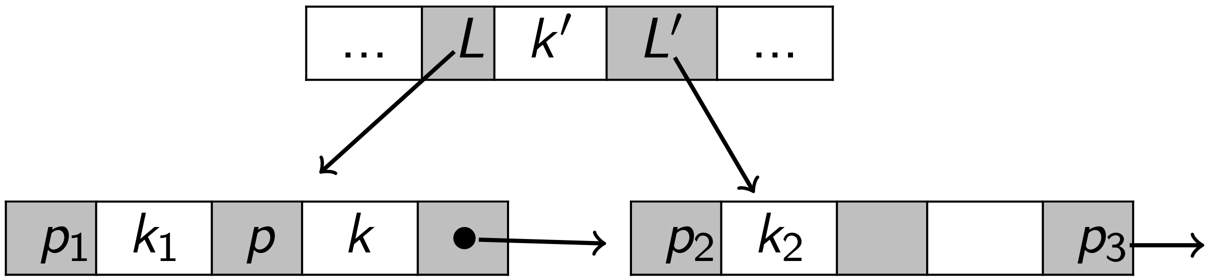
1. Anhängen und sortieren (z.B.: $k_1 < k < k_2$)

   T 

2. Teilen ($k' = T.k_{\lceil m/2 \rceil + 1} = T.k_3$)

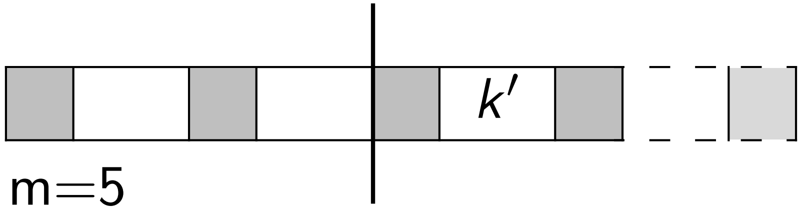
3. (k', L') in Elternknoten von L einfügen

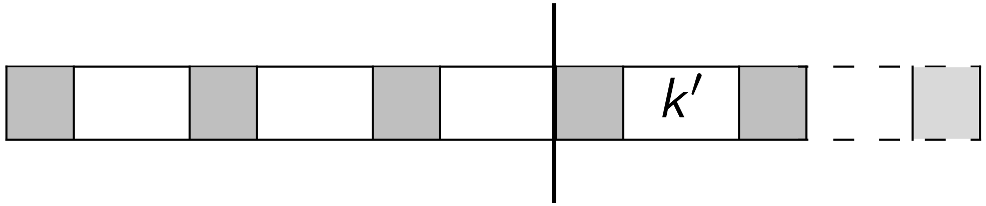
Blatt teilen/2

$$k' = T.k_{\lceil m/2 \rceil + 1}$$

- m gerade, z.B.: m=4

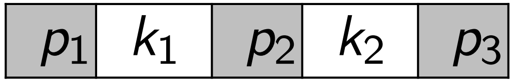


- m ungerade, z.B.: m=5



Innere Knoten teilen/1

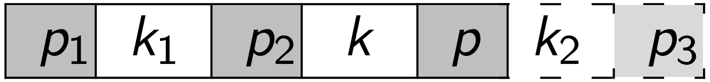
P



Kopiere P nach T und füge (k, p) ein:

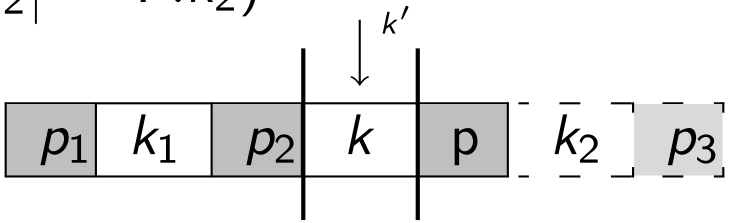
1. Anhängen und sortieren (z.B.: $k_1 < k < k_2$)

   T

2. Teilen ($k' = T.k_{\lceil m/2 \rceil} = T.k_2$)

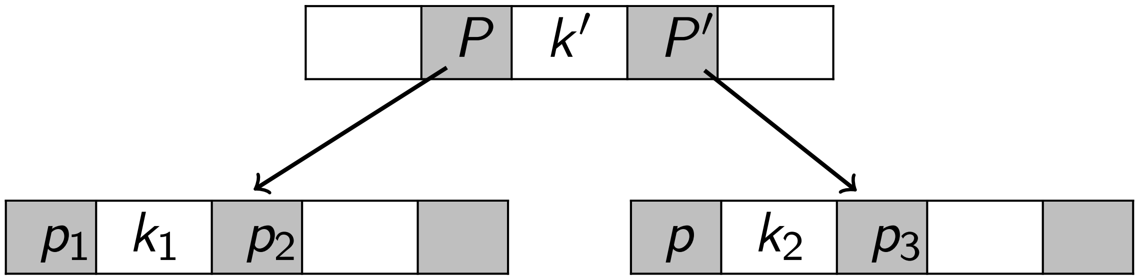
   T

P P'

Innere Knoten teilen/2

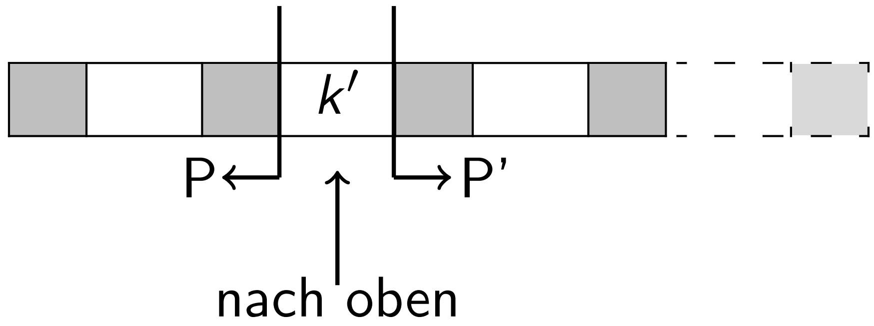
3. (k', P') in Elternknoten von P einfügen



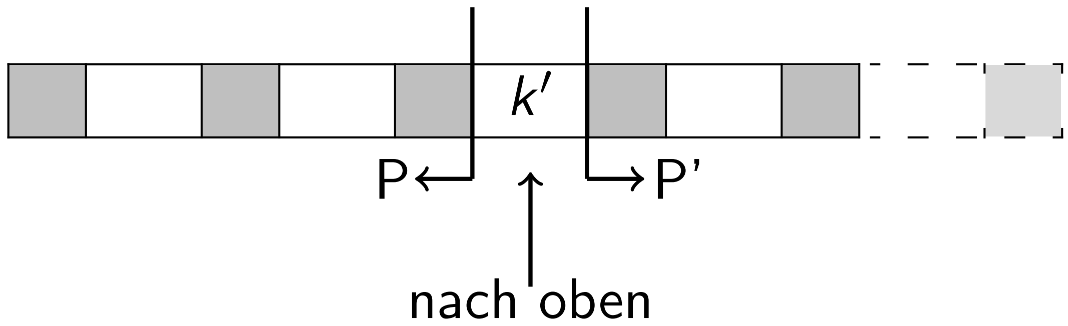
Innere Knoten teilen/3

$k' = T.k_{\lceil m/2 \rceil}$

- m gerade, z.B.: m=4

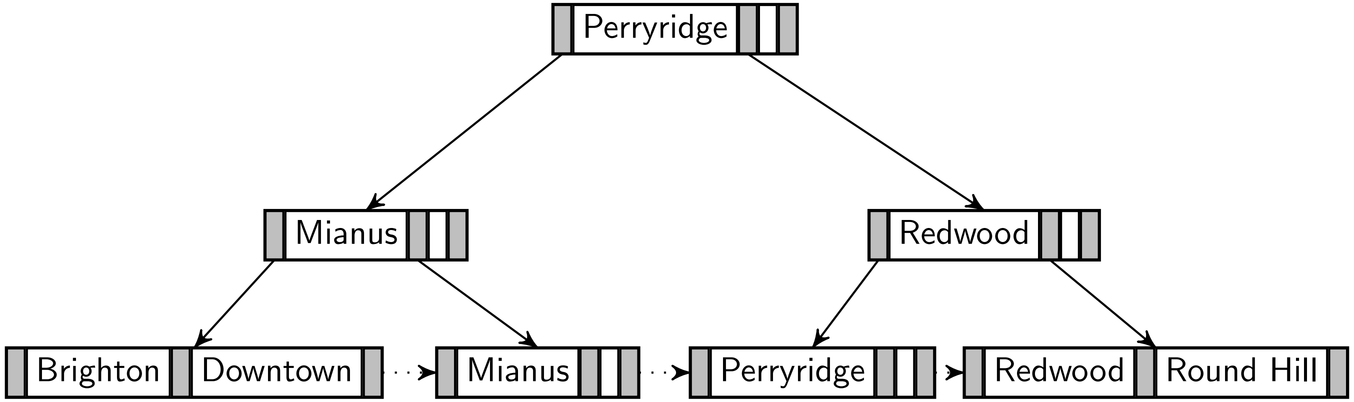


- m ungerade, z.B.: m=5

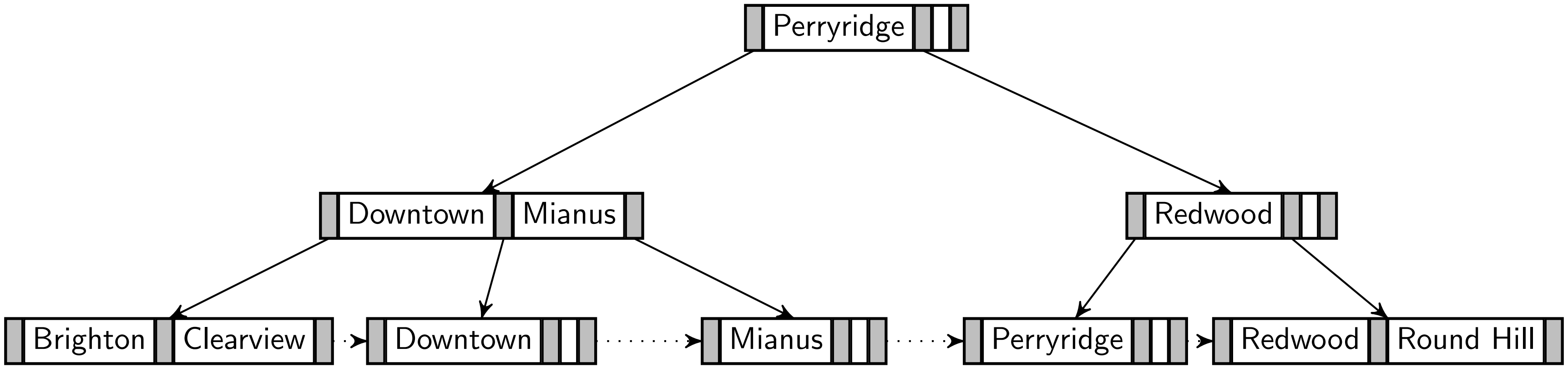


Beispiel: Einfügen in B^+-Baum/1

- B^+-Baum vor Einfügen von *Clearview*

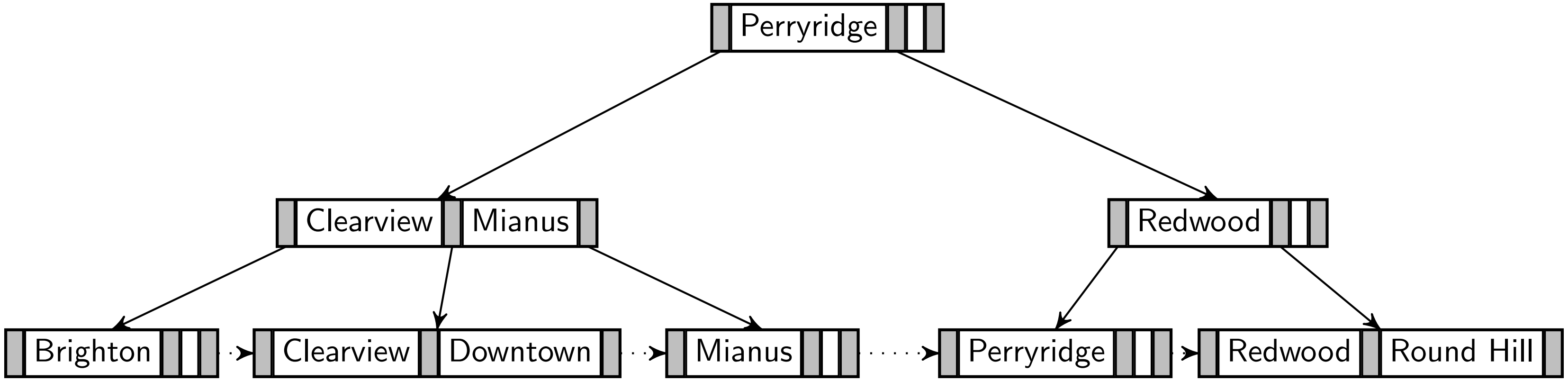


- B^+-Baum nach Einfügen von *Clearview*

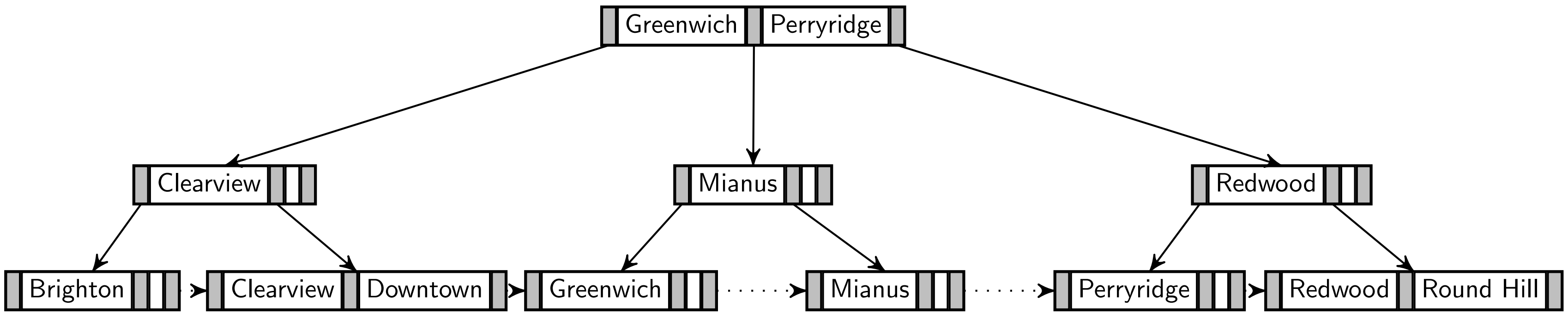


Beispiel: Einfügen in B^+-Baum/2

- B^+-Baum vor Einfügen von *Greenwich*



- B^+-Baum nach Einfügen von *Greenwich*



Löschen von B^+-Baum/1

Datensatz mit Suchschlüssel k löschen:

1. finde Blattknoten mit Suchschlüssel k
2. lösche k von Knoten
3. **falls** Knoten durch Löschen von k zu wenige Einträge hat:
   a. Einträge im Knoten und einem Geschwisterknoten passen in 1 Knoten **dann**:
      - **vereinige** die beiden Knoten in einen einzigen Knoten (den linken, falls er existiert; ansonsten den rechten) und lösche den anderen Knoten
      - lösche den Eintrag im Elternknoten der zwischen den beiden Knoten ist und wende Löschen rekursiv an

   b. Einträge im Knoten und einem Geschwisterknoten passen *nicht* in 1 Knoten **dann**:
      - **verteile** die Einträge zwischen den beiden Knoten sodass beide die minimale Anzahl von Einträgen haben
      - aktualisiere den entsprechenden Suchschlüssel im Eltern-Knoten

Löschen von B^+-Baum/2

- Vereinigung:
  - Vereinigung zweier Knoten propagiert im Baum nach oben bis ein Knoten mit mehr als $\lceil m/2 \rceil$ Kindern gefunden wird
  - falls die Wurzel nach dem Löschen nur mehr ein Kind hat, wird sie gelöscht und der Kind-Knoten wird zur neuen Wurzel

Algorithmus: Löschen im B^+-Baum

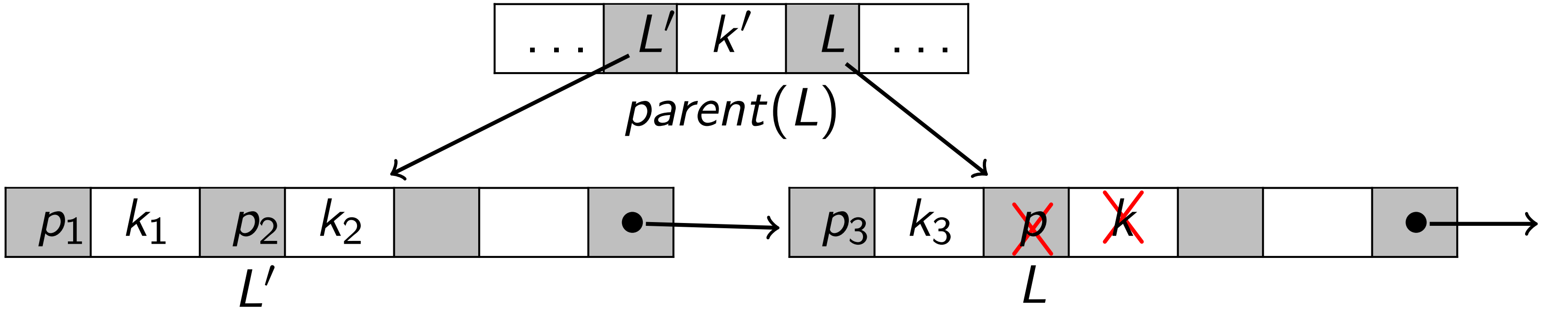
Algorithm 3: B+TreeDelete(L, k, p)

```
delete(k, p) from L
if L is root and has only one remaining child then
    make the child the new root and delete L
else if L has too few values/pointers then
    L' ← previous sibling of L [next, if there is no previous];
    k' ← value between L and L' in parent(L);
    if entries in L and L' can fit in a single node then          // vereinigen
        if L is a predecessor of L' then swap L with L';
        if L is not a leaf then L' ← L' ∪ k' and all (k_i, p_i) from L;
        else L' ← L' ∪ all (k_i, p_i) from L;
        B+TreeDelete(parent(L), k', L);
    else                                                         // verteilen
        if L' is a predecessor of L then
            if L is a nonleaf node then
                remove the last (k, p) of L';
                insert the former last p of L' and k' as the first pointer and value in L;
            else move the last (p, k) of L' as the first pointer and value to L;
            replace k' in parent(L) by the former last k of L';
        else symmetric to the then case (switch first ↔ last,...);
```

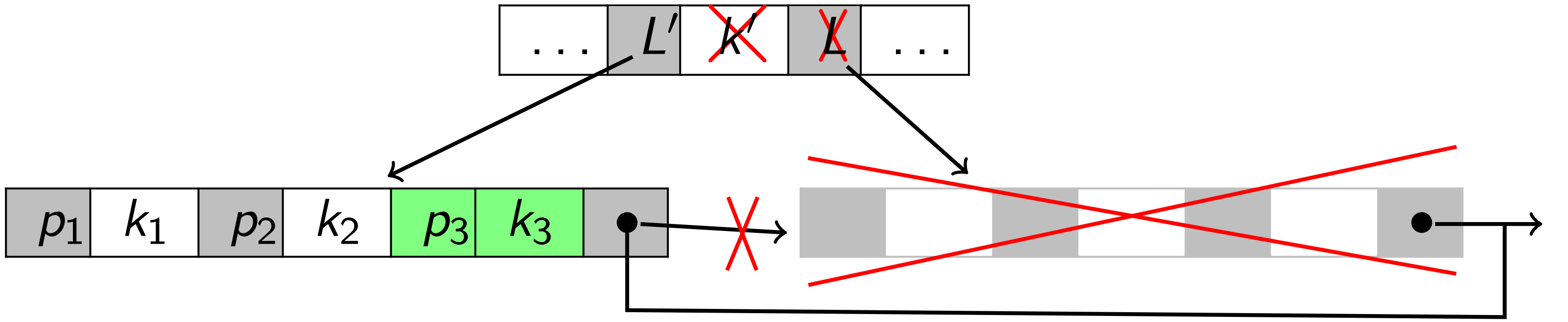
Löschen aus Blatt/1

(k, p) wird aus L gelöscht:

1. Vereinigen $(m = 4)$
   Vorher:



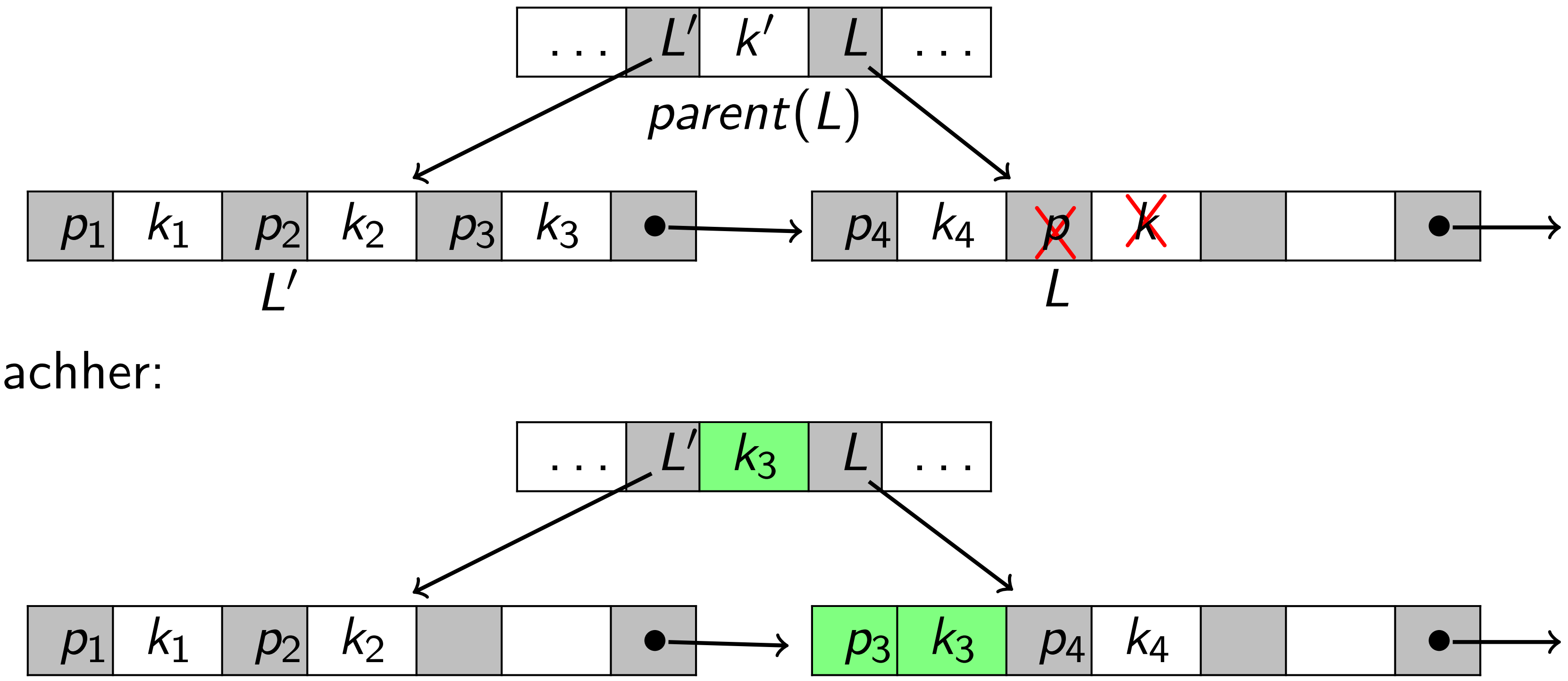
   Nachher:



Löschen aus Blatt/2

(k, p) wird aus L gelöscht:

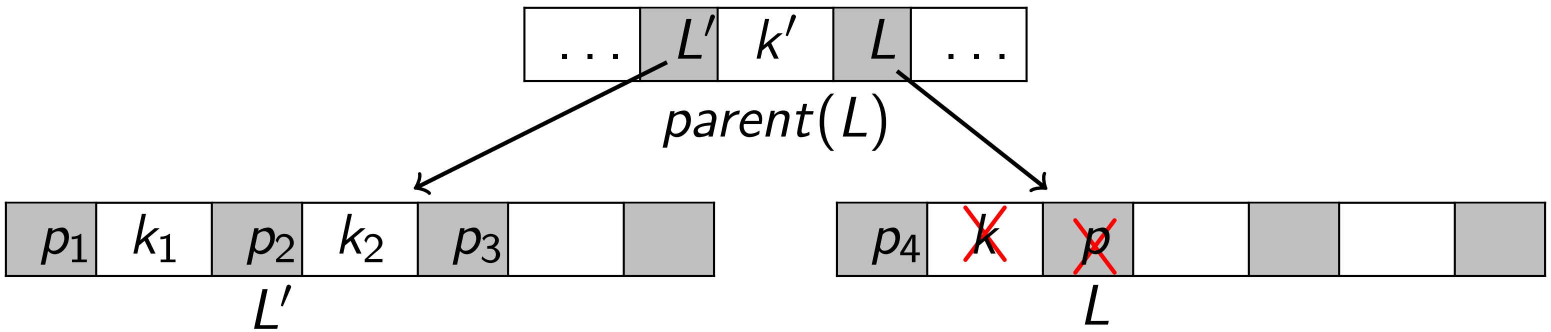
2. Verteilen $(m = 4)$
   Vorher:



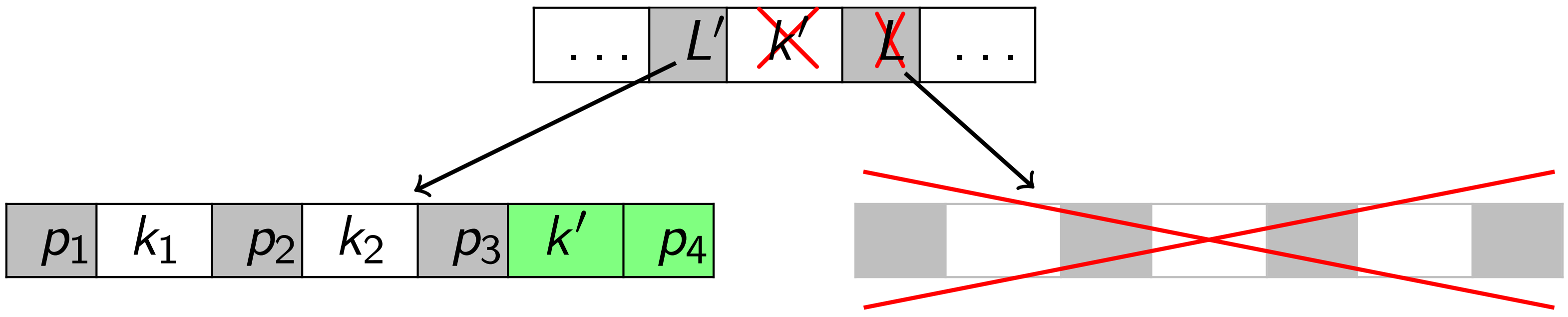
Löschen aus innerem Knoten/1

(k, p) wird aus L gelöscht:

1. Vereinigen $(m = 4)$
   Vorher:



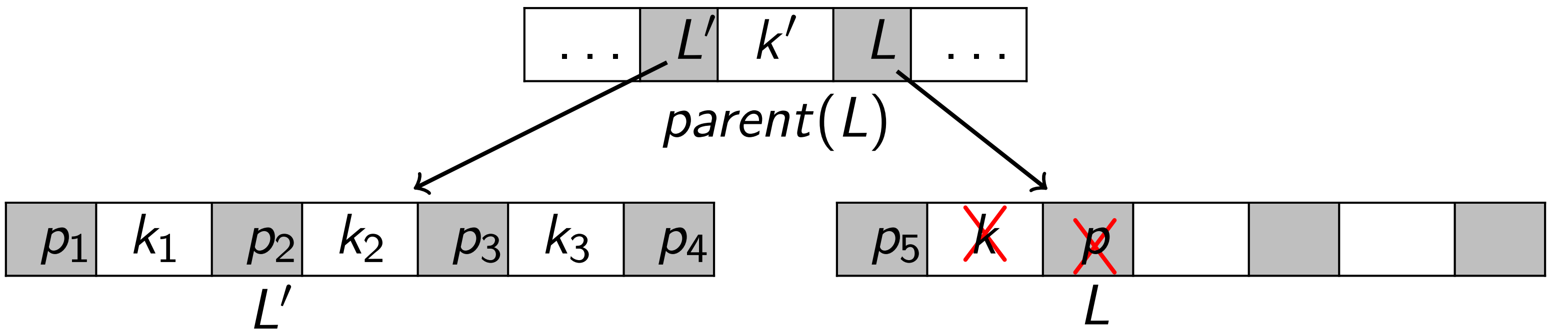
   Nachher:



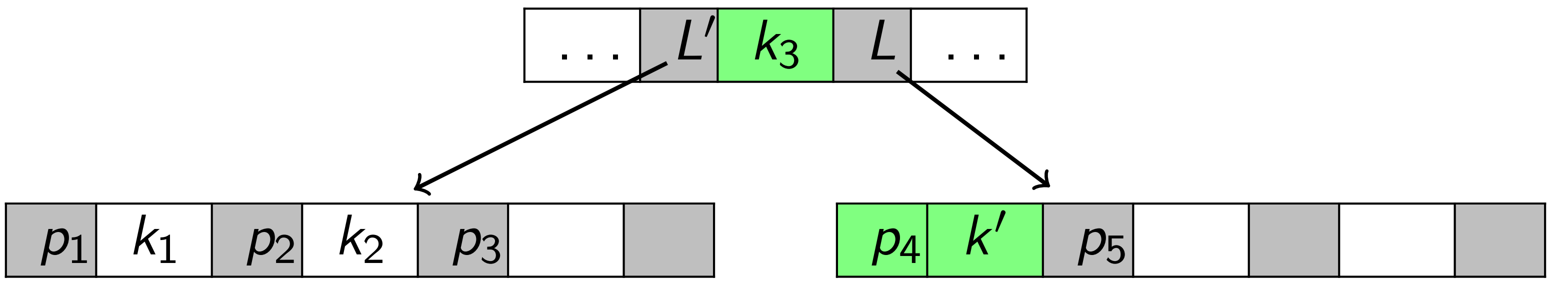
Löschen aus innerem Knoten/2

(k, p) wird aus L gelöscht:

2. Verteilen $(m = 4)$
   Vorher:

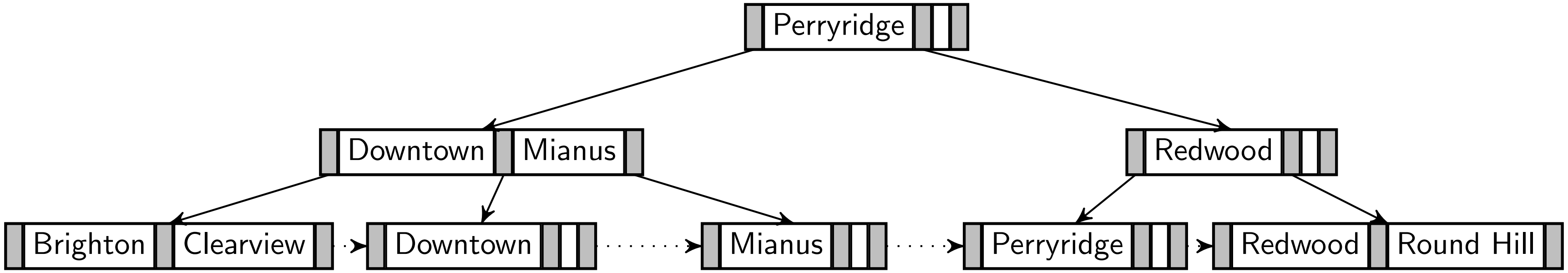


   Nachher:

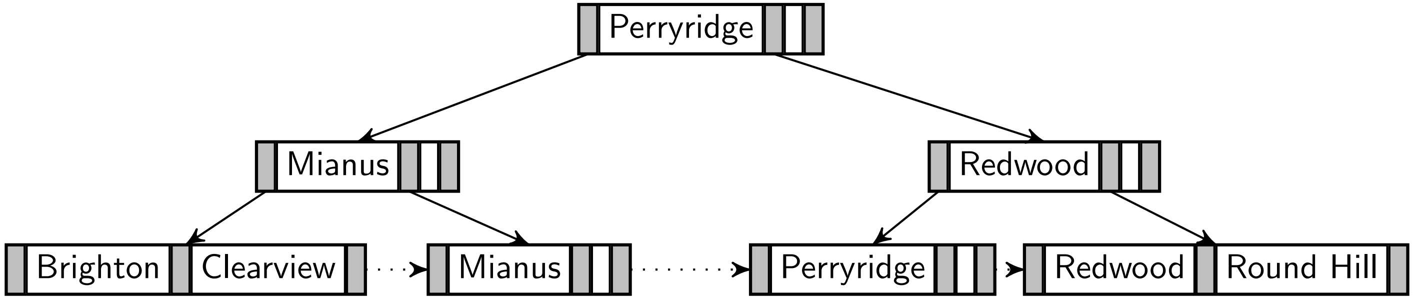


Beispiel: Löschen von B^+-Baum/1

- Vor Löschen von *Downtown*:



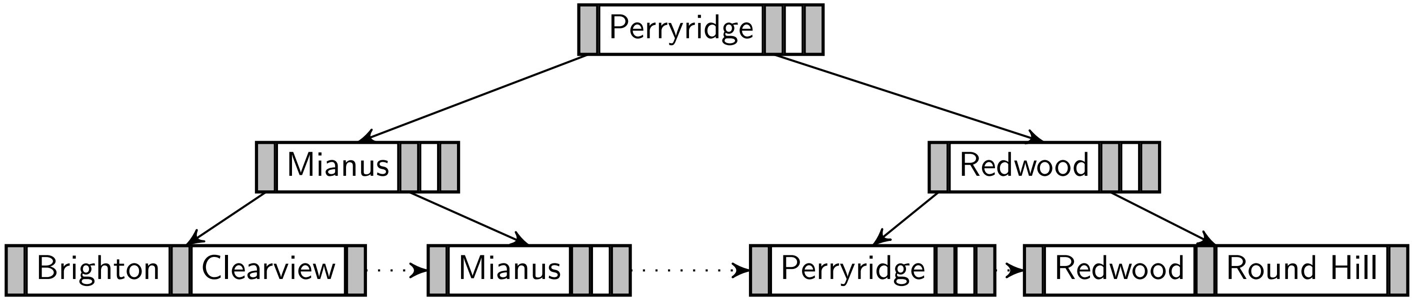
- Nach Löschen von *Downtown*:



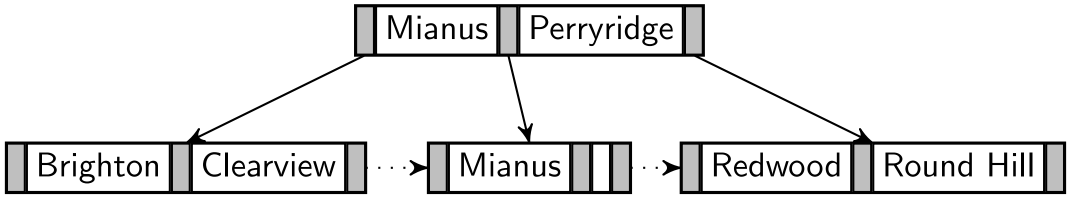
- Nach Löschen des Blattes mit *Downtown* hat der Elternknoten noch genug Pointer.
- Somit propagiert Löschen nicht weiter nach oben.

Beispiel: Löschen von B^+-Baum/2

- Vor Löschen von *Perryridge*:



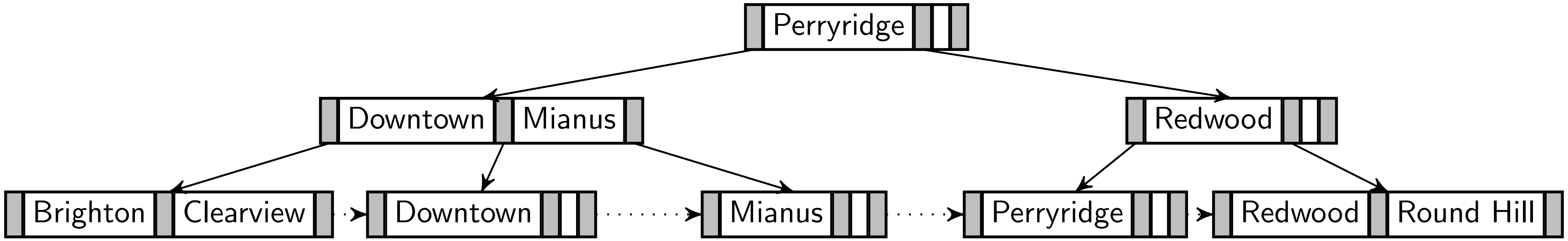
- Nach Löschen von *Perryridge*:



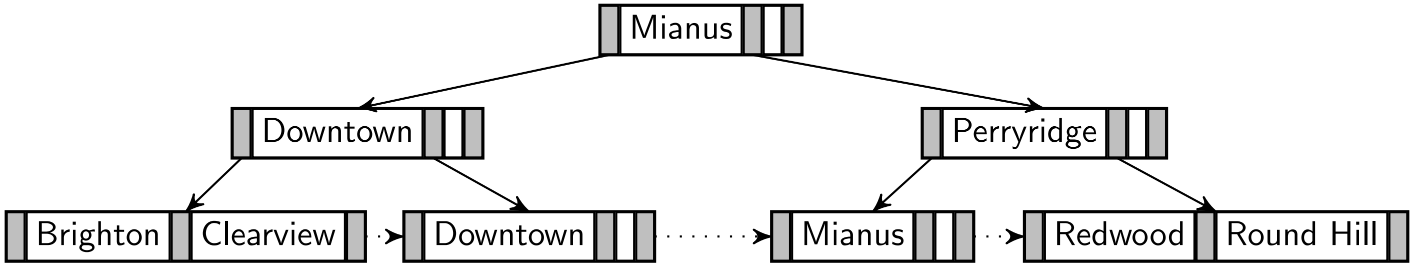
- Blatt mit *Perryridge* hat durch Löschen zu wenig Einträge und wird mit dem (rechten) Geschwisterknoten vereinigt.
- Dadurch hat der Elternknoten zu wenig Pointer und wird mit seinem (linken) Geschwisterknoten vereinigt (und ein Eintrag wird vom gemeinsamen Elternknoten gelöscht).
- Die Wurzel hat jetzt nur noch 1 Kind und wird gelöscht.

Beispiel: Löschen von B^+-Baum/3

- Vor Löschen von *Perryridge*:



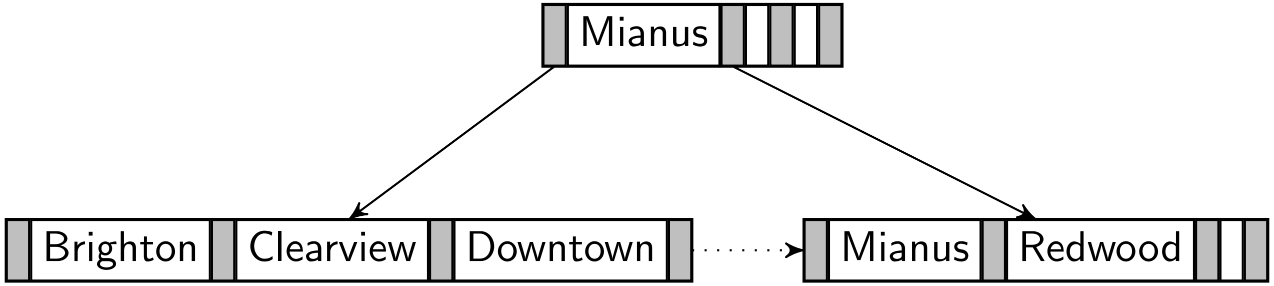
- Nach Löschen von *Perryridge*:



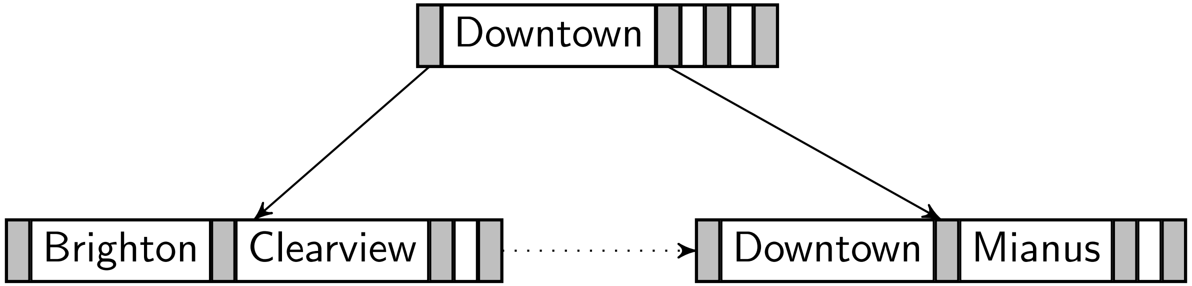
- Elternknoten von Blatt mit *Perryridge* hat durch Löschen zu wenig Einträge und erhält einen Pointer vom linken Nachbarn (Verteilung von Einträgen).
- Schlüssel im Elternknoten des Elternknotens (Wurzel in diesem Fall) ändert sich ebenfalls.

Beispiel: Löschen von B^+-Baum/4

- Vor Löschen von *Redwood*:



- Nach Löschen von *Redwood*:



- Knoten von Blatt mit *Redwood* hat durch Löschen zu wenig Einträge und erhält einen Eintrag vom linken Nachbarn (Verteilung von Einträgen).
- Schlüssel im Elternknoten (Wurzel in diesem Fall) ändert sich ebenfalls.

Zusammenfassung B^+-Baum

- Knoten mit Pointern verknüpft:
  - logisch nahe Knoten müssen nicht physisch nahe gespeichert sein
  - erlaubt mehr Flexibilität
  - erhöht die Anzahl der nicht-sequentiellen Zugriffe
- B^+-Bäume sind flach:
  - maximale Tiefe $\lceil log_{\lceil m/2 \rceil}(L) \rceil$ für L Blattknoten
  - m ist groß in der Praxis (z.B. $m = 200$)
- Suchschlüssel als "Wegweiser":
  - einige Suchschlüssel kommen als Wegweiser in einem oder mehreren inneren Knoten vor
  - zu einem Wegweiser gibt es nicht immer einen Suchschlüssel in einem Blattknoten (z.B. weil der entsprechende Datensatz gelöscht wurde)
- Einfügen und Löschen sind effizient:
  - nur $O(log(K))$ viele Knoten müssen geändert werden
  - Index degeneriert nicht, d.h. Index muss nie von Grund auf rekonstruiert werden

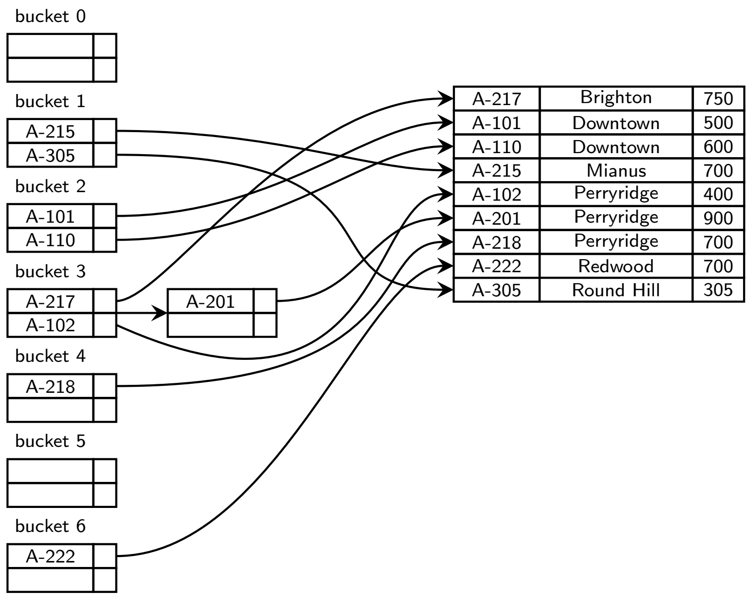
Inhalt

Statisches Hashing

- Nachteile von ISAM und B^+-Baum Indizes:
  - B^+-Baum: Suche muss Indexstruktur durchlaufen
  - ISAM: binäre Suche in großen Dateien
  - das erfordert zusätzliche Zugriffe auf Plattenblöcke
- Hashing:
  - erlaubt es auf Daten direkt und ohne Indexstrukturen zuzugreifen
  - kann auch zum Bauen eines Index verwendet werden

Hash Index

- Hash Index: organisiert (Suchschlüssel,Pointer) Paare als Hash Datei
  - Pointer zeigt auf Datensatz
  - Suchschlüssel kann mehrfach vorkommen
- Beispiel: Index auf Konto-Relation
  - Hash Funktion h: Quersumme der Kontonummer modulo 7
  - Beachte: Konto-Relation ist nach Filialnamen geordnet



- Hash Index ist immer Non-Clustering Index:
  - ist deshalb immer "dense"
  - Primär- bzw. Clustering Hash Index entspricht einer Hash Datei Organisation (zusätzliche Index-Ebene überflüssig)

B^+-Baum vs. Hash Index

- Hash Index degeneriert wenn es sehr viele identische (Hashwerte für) Suchschlüssel gibt – Overflows!
- Im Average Case für Punktanfragen in n Datensätzen:
  - Hash index: $O(1)$ (sehr gut)
  - B^+-Baum: $O(\log n)$
- Worst Case für Punktanfragen in n Datensätzen:
  - Hash index: $O(n)$ (sehr schlecht)
  - B^+-Baum: $O(\log n)$
- Anfragetypen:
  - Punktanfragen: Hash und B^+-Baum
  - Mehrpunktanfragen: Hash und B^+-Baum
  - Bereichsanfragen: Hash Index nicht brauchbar

Inhalt

Zugriffe über mehrere Suchschlüssel/1

- Wie kann Index verwendet werden, um folgende Anfrage zu beantworten?

  select *AccNr*
  from *account*
  where *BranchName* = *"Perryridge"* **and** *Balance* = *1000*
- Strategien mit mehreren Indizes (jeweils 1 Suchschlüssel):
  a) *BranchName* = *"Perryridge"* mit Index auf *BranchName* auswerten; auf Ergebnis-Datensätzen *Balance* = *1000* testen.
  b) *Balance* = *1000* mit Index auf *Balance* auswerten; auf Ergebnis-Datensätzen *BranchName* = *"Perryridge"* testen.
  c) Verwende *BranchName* Index um Pointer zu Datensätzen mit *BranchName* = *"Perryridge"* zu erhalten; verwende *Balance* Index für Pointer zu Datensätzen mit *Balance* = *1000*; berechne die Schnittmenge der beiden Pointer-Mengen.

Zugriffe über mehrere Suchschlüssel/2

- Nur die dritte Strategie nützt das Vorhandensein mehrerer Indizes.
- Auch diese Strategie kann eine schlechte Wahl sein:
  - es gibt viele Konten in der "Perryridge" Filiale
  - es gibt viele Konten mit Kontostand 1000
  - es gibt nur wenige Konten die beide Bedingungen erfüllen
- Effizientere Indexstrukturen müssen verwendet werden:
  - (traditionelle) Indizes auf kombinierten Schlüsseln
  - spezielle mehrdimensionale Indexstrukturen, z.B., Grid Files, Quad-Trees, Bitmap Indizes.

Zugriffe über mehrere Suchschlüssel/3

- Annahme: Geordneter Index mit kombiniertem Suchschlüssel *(BranchName, Balance)*
- Kombinierte Suchschlüssel haben eine Ordnung (*BranchName* ist das erstes Attribut, *Balance* ist das zweite Attribut)
  - Folgende Bedingung wird effizient behandelt (alle Attribute):
    where *BranchName* = *"Perryridge"* **and** *Balance* = *1000*
  - Folgende Bedingung wird effizient behandelt (Prefix):
    where *BranchName* = *"Perryridge"*
  - Folgende Bedingung ist ineffizient (kein Prefix der Attribute):
    where *Balance* = *1000*

Inhalt

Index Definition in SQL

- SQL-92 definiert keine Syntax für Indizes da diese nicht Teil des logischen Datenmodells sind.
- Jedoch alle Datenbanksysteme stellen Indizes zur Verfügung.
- Index erzeugen:

  create index <IdxName> **on** <RelName> (<AttrList>)

  z.B. **create index** BrNaIdx **on** branch (branch-name)
- **Create unique index** erzwingt eindeutige Suchschlüssel und definiert indirekt ein Schlüsselattribut.
- Primärschlüssel (**primary key**) und Kandidatenschlüssel (**unique**) werden in SQL bei der Tabellendefinition spezifiziert.
- Index löschen:

  drop index <index-name>

  z.B. **drop index** BrNaIdx

Beispiel: Indizes in PostgreSQL

- **CREATE [UNIQUE] INDEX** name **ON** table_name
  "(" col [**DESC**] { "," col [**DESC**] } ")" [...]

- Beispiele:
  - **CREATE INDEX** MajIdx **ON** Enroll (Major);
  - **CREATE INDEX** MajIdx **ON** Enroll **USING HASH** (Major);
  - **CREATE INDEX** MajMinIdx **ON** Enroll (Major, Minor);

Indexes in Oracle

- B^+-Baum Index in Oracle:

  CREATE [UNIQUE] INDEX name **ON** table_name
  "(" col [**DESC**] { "," col [**DESC**] } ")" [**pctfree** n] [. . .]

- Anmerkungen:
  - pct_free gibt an, wieviel Prozent der Knoten anfangs frei sein sollen.
  - UNIQUE sollte nicht verwendet werden, da es ein logisches Konzept ist.
  - Oracle erstellt einen B^+-Baum Index für jede **unique** oder **primary key** definition bei der Erstellung der Tabelle.

- Beispiele:

  CREATE TABLE BOOK (
  ISBN **INTEGER**, Author **VARCHAR2 (30)** , . . .);
  CREATE INDEX book_auth **ON** book(Author);

Anmerkungen zu Indizes in Datenbanksystemen

- Indizes werden automatisch nachgeführt wenn Tupel eingefügt, geändert oder gelöscht werden.
- Indizes verlangsamen deshalb Änderungsoperationen.
- Einen Index zu erzeugen kann lange dauern.
- Bulk Load: Es ist (viel) effizienter, zuerst die Daten in die Tabelle einzufügen und nachher alle Indizes zu erstellen als umgekehrt.

Zusammenfassung

- Index Typen:
  - Clustering vs. Non-Clustering Index
  - Dense oder Sparse
- B^+-Baum:
  - universelle Indexstruktur, auch für Bereichsanfragen
  - Garantien zu Tiefe, Füllgrad und Effizienz
  - Einfügen und Löschen
- Hash Index:
  - statisches und erweiterbares Hashing
  - kein Index für Primärschlüssel nötig
  - gut für Prädikate mit "="
- Mehrschlüssel Indizes: schwieriger, da es keine totale Ordnung in mehreren Dimensionen gibt
- Indizes in SQL