

# Datenbanken Vertiefung

## Indexstrukturen

Nikolaus Augsten

nikolaus.augsten@sbg.ac.at

FB Computerwissenschaften  
Universität Salzburg

Wintersemester 2014/15

## Inhalt

- 1 Indexstrukturen für Dateien
  - Grundlagen
  - $B^+$ -Baum
  - Statisches Hashing
  - Dynamisches Hashing
  - Mehrschlüssel Indices
  - Indizes in SQL

## 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 Sudarshan: 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

- 1 Indexstrukturen für Dateien
  - Grundlagen
  - $B^+$ -Baum
  - Statisches Hashing
  - Dynamisches Hashing
  - Mehrschlüssel Indices
  - Indizes in SQL

## 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(menge) nach der Daten gesucht werden
  - *Pointer*: Pointer auf einen Datensatz (TID)
- Suchschlüssel dürfen doppelt 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:

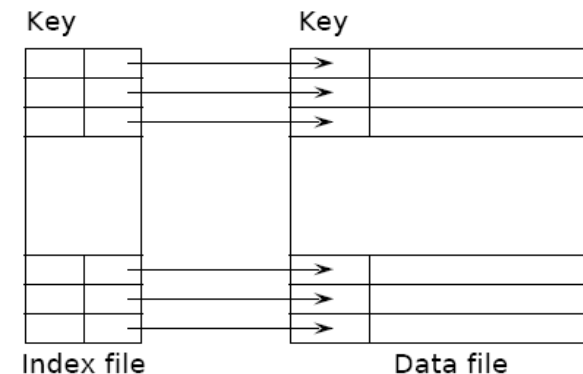
- Ordnung der Daten- und Index-Datei:
  - Primärindex
  - Clustered Index
  - Sekundärindex
- Art der Index-Einträgen:
  - sparse Index
  - dense Index

Nicht alle Kombinationen üblich/möglich:

- Primärindex ist oft sparse
- Sekundärindex ist immer dense

## Primärindex/1

- Primärindex:
  - Datensätze in der Daten-Datei sind nach Suchschlüssel sortiert
  - Suchschlüssel ist eindeutig, d.h., Suche nach 1 Schlüssel ergibt 1 Tupel

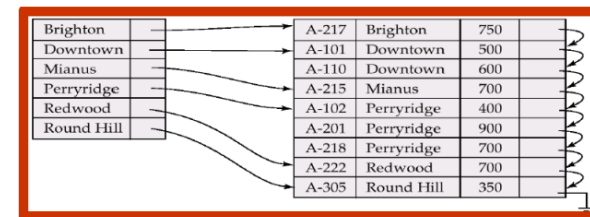


## Primärindex/2

- **Index-Datei:**
  - sequentiell geordnet nach Suchschlüssel
- **Daten-Datei:**
  - sequentiell geordnet nach Suchschlüssel
  - jeder Suchschlüssel kommt nur 1 mal vor
- **Effiziente Zugriffsarten:**
  - Punkt- und Bereichsanfragen
  - nicht-sequentieller Zugriff (random access)
  - sequentieller Zugriff nach Suchschlüssel sortiert (sequential access)

## Clustered Index

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

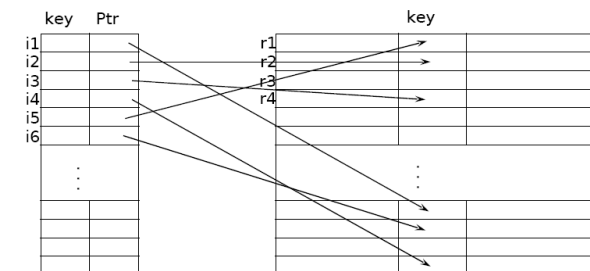


## Sekundärindex/1

- **Primär- vs. Sekundärindex:**
  - nur 1 Primärindex (bzw. Clustered Index) möglich
  - beliebig viele Sekundärindizes
  - Sekundärindex für schnellen Zugriff auf alle Felder, die nicht Suchschlüssel des Primärindex sind
- **Beispiel:** Kontos mit Primärindex 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
- **Sekundärindex** für schnellen Zugriff **erforderlich**

## Sekundärindex/2

- **Index-Datei:**
  - sequentiell nach Suchschlüssel geordnet
- **Daten-Datei:**
  - Suchschlüssel kann *mehrfach* vorkommen
  - *nicht* nach Suchschlüssel geordnet



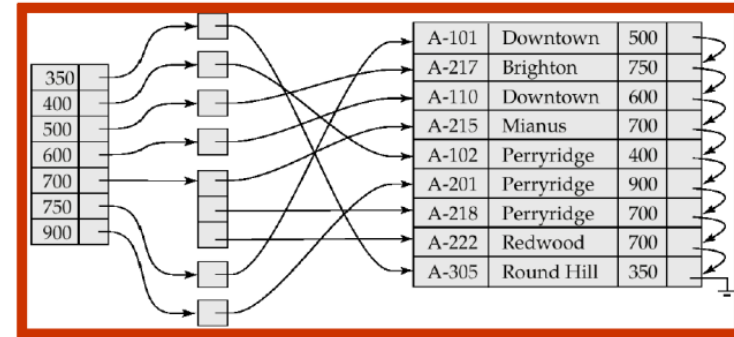
## Sekundärindex/4

- 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

## Sekundärindex/4

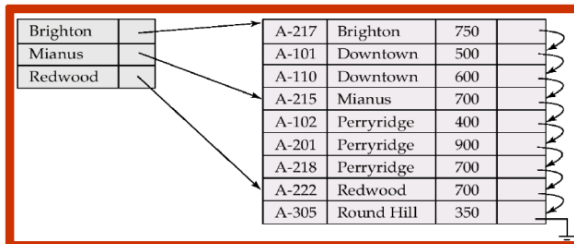
Zwei Möglichkeiten für Pointer:

- Doppelte Indexeinträge:
  - ein Indexeintrag für jeden Datensatz
- Buckets:
  - ein Indexeintrag für jeden Suchschlüssel
  - Index-Eintrag zeigt auf ein Bucket
  - Bucket enthält Pointer zu Datensätzen



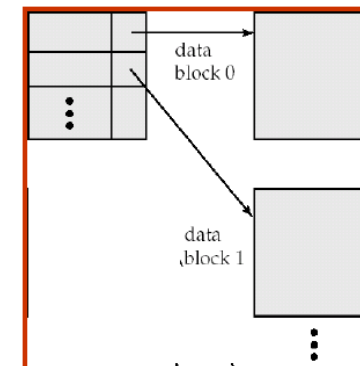
## Sparse Index/1

- 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. Primärindex oder Clustered Index)



## 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 immer kleiner als Daten)
  - Handhabung einfacher, da ein Pointer pro Datensatz
- Sekundärindex ist immer dense

## Gegenüberstellung von Index-Typen

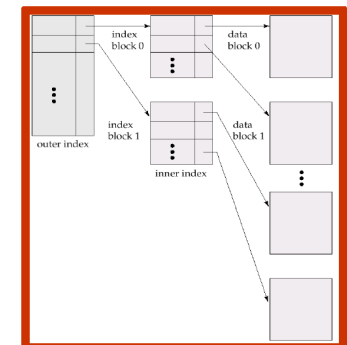
- Alle Index-Typen machen **Punkt-Anfragen erheblich schneller**.
- Index erzeugt **Kosten bei Updates**: Index muss auch aktualisiert werden.
- Dense/Sparse und Primär/Sekundär:
  - Primärindex kann dense oder sparse sein
  - Sekundärindex ist immer dense
- **Sortiert lesen** (=sequentielles Lesen nach Suchschlüssel-Ordnung):
  - mit Primärindex schnell
  - mit Sekundärindex teuer, da sich aufeinander folgende Datensätze auf unterschiedlichen Blocks 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")

## Mehrstufiger Index/1

- Großer Index wird teuer:
  - Index passt nicht mehr in Hauptspeicher und mehrere Block-Lese-Operationen werden erforderlich
  - binäre Suche:  $\lceil \log_2 b \rceil + 1$  Block-Lese-Operationen (Index mit  $b$  Blocks)
  - eventuelle Overflow Blocks 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

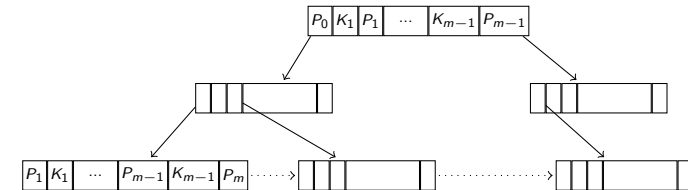
- 1 **Indexstrukturen für Dateien**
  - Grundlagen
  - $B^+$ -Baum
  - Statisches Hashing
  - Dynamisches Hashing
  - Mehrschlüssel Indices
  - Indizes in SQL

## $B^+$ -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 der gesamten Datei 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



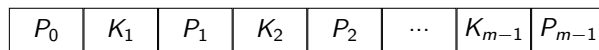
- **Knoten mit Grad  $m$ :** enthält bis zu  $m - 1$  Suchschlüssel und  $m$  Pointer
  - Knotengrad  $m > 2$  entspricht der maximalen Anzahl der Pointer
  - Suchschlüssel im Knoten sind sortiert
  - Knoten (außer Wurzel) sind mindestens halb voll
- **Wurzelknoten:**
  - als Blattknoten: 0 bis  $m -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

## Terminologie und Notation

- Ein Paar  $(P_i, K_i)$  ist ein Eintrag. Beachte:
  - Blatt: Pointer  $P_i$  ist links von Suchschlüssel  $K_i$  gespeichert
  - Innerer Knoten:  $P_i$  ist rechts von  $K_i$  gespeichert
- $L[i] = (P_i, K_i)$  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<sup>+</sup>-Baumes, die sich leicht unterscheiden. Auch in Lehrbüchern werden unterschiedliche Varianten vorgestellt. Für diese Lehrveranstaltung gilt der B<sup>+</sup>-Baum, wie er hier präsentiert wird.

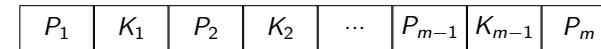
## B<sup>+</sup>-Baum Knotenstruktur/2



### Innere Knoten:

- Stellen einen **mehrstufigen sparse Index** auf die Blattknoten dar.
- Suchschlüssel im Knoten sind **eindeutig**.
- $P_0, \dots, P_{m-1}$  sind **Pointer zu Kind-Knoten**, d.h., zu Teilbäumen
- Alle **Suchschlüssel  $k$  im Teilbaum von  $P_i$**  haben folgende Eigenschaften:
  - $i = 0: k < K_1$
  - $0 < i < m - 1: K_{i-1} \leq k < K_{i+1}$
  - $i = m - 1: k > K_{m-1}$

## B<sup>+</sup>-Baum Knotenstruktur/1

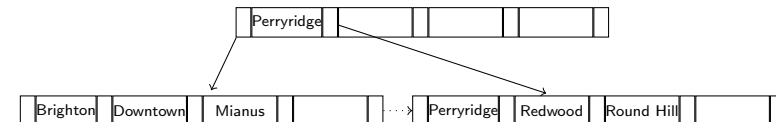


### Blatt-Knoten:

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

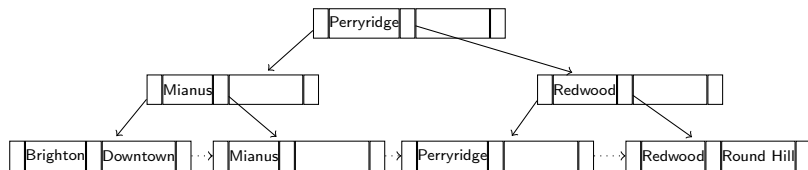
## Beispiel: B<sup>+</sup>-Baum/1

- **Index auf Konto-Relation** mit Suchschlüssel Filiale
- **B<sup>+</sup>-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

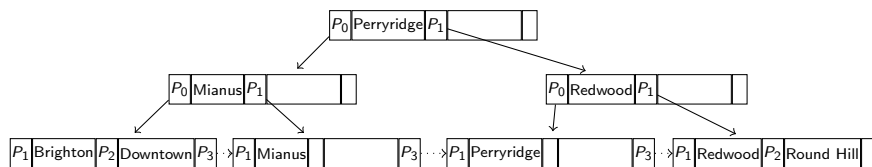
- $B^+$ -Baum für Konto-Relation (Knotengrad  $m = 3$ )
  - Wurzel: mindestens 2 Pointer zu Kind-Knoten
  - Innere Knoten:  $\lceil m/2 \rceil = 2$  bis  $m = 3$  Pointer zu Kind-Knoten
  - Blätter:  $\lceil (m - 1)/2 \rceil = 1$  bis  $m - 1 = 2$  Suchschlüssel

Suche im  $B^+$ -Baum/1

- Algorithmus: Suche alle Datensätze mit Suchschlüssel  $k$  (Annahme: denses  $B^+$ -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  $P_i$  zeigt
    - else**  $C \leftarrow$  Knoten auf den  $P_o$  zeigt
  3. **if** es gibt einen Schlüssel  $K_i$  in  $C$  sodass  $K_i = k$ 
    - then** folge Pointer  $P_i$  zum gesuchten Datensatz (oder Bucket)
    - else** kein Datensatz mit Suchschlüssel  $k$  existiert

Suche im  $B^+$ -Baum/2

- Beispiel: Finde alle Datensätze mit Suchschlüssel  $k = \text{Mianus}$ 
  - Beginne mit dem Wurzelknoten
  - Kein Schlüssel  $K_i \leq \text{Mianus}$  existiert, also folge  $P_0$
  - $K_1 = \text{Mianus}$  ist der größte Suchschlüssel  $K_i \leq \text{Mianus}$ , also folge  $P_1$
  - Suchschlüssel  $\text{Mianus}$  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 Pfades höchstens  $\lceil \log_{\lceil m/2 \rceil}(K) \rceil$
  - Wurzelknoten bleibt im Hauptspeicher, oft auch dessen Kinder, dadurch werden 1–2 Block-Zugriffe pro Suche gespart
- Suche effizienter als in sequentiellem Index:
  - $\lceil \log_{\lceil m/2 \rceil}(K) \rceil$  Blocks lesen im  $B^+$ -Baum
  - $\lceil \log_2(b) \rceil$  Blocks lesen im einstufigen sequentiellen Index (binäre Suche, Index mit  $b$  Blocks,  $b = \lceil K/(m - 1) \rceil$ )



## Integrierte Übung 1

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

- Wie viele Block-Zugriffe erfordert ein  $B^+$ -Baum Index maximal, wenn kein Block im Hauptspeicher ist?
- Wie viele Block-Zugriffe erfordert ein einstufiger, sequentieller Index mit binärer Suche?

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

Einfügen in  $B^+$ -Baum/1

- Datensatz mit Suchschlüssel  $k$  einfügen:**

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

Algorithmus: Einfügen in  $B^+$ -Baum

→ Knoten  $L$ , Suchschlüssel  $k$ , Pointer  $p$  (zu Datensatz oder Knoten)

---

**Algorithm 1:** B+TreInsert( $L, k, p$ )
 

---

**if**  $L$  is not yet full **then**

  insert ( $k, p$ ) into  $L$

**else**

$L \leftarrow L \cup (k, p)$ ;

  create new node  $L'$ ;

**if**  $L$  is a leaf **then**

$k' \leftarrow \text{key of } L[\lceil (m+1)/2 \rceil]$  ;

    move entries greater or equal to  $k'$  from  $L$  to  $L'$ ;

**else**

$k' \leftarrow \text{key of } L[\lceil m/2 \rceil]$  ;

    move entries greater or equal to  $k'$  from  $L$  to  $L'$ ;

    delete entry with value  $k'$  from  $L'$ ;

**if**  $L$  is not the root **then** B+TreInsert(parent( $L$ ),  $k', L'$ ) **else** create new root with children  $L$  and  $L'$  and value  $k'$

---

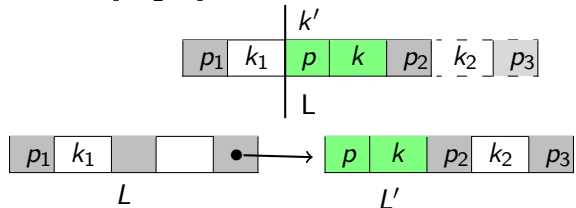
## Blatt teilen/1

Füge  $(k, p)$  in  $L$  ein:  $p_1 \ k_1 \ p_2 \ k_2 \ p_3$

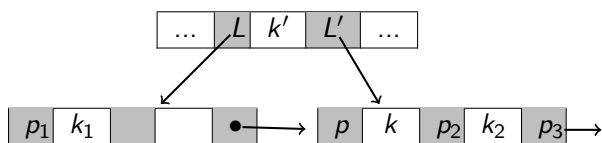
1. Anhängen und sortieren (z.B.:  $k_1 < k < k_2$ )

$L$   $p_1 \ k_1 \ p \ k \ p_2 \ k_2 \ p_3 \rightarrow$

2. Teilen ( $k' = L \lceil \frac{m+1}{2} \rceil = L \lceil 2 \rceil$ )



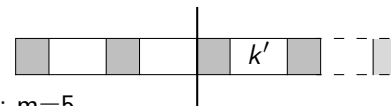
3.  $(k', L')$  in Elternknoten von  $L$  einfügen



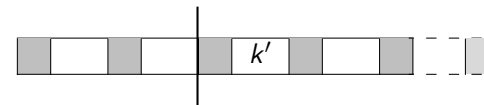
## Blatt teilen/2

$$k' = L \lceil \frac{m+1}{2} \rceil$$

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



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



## Innere Knoten teilen/1

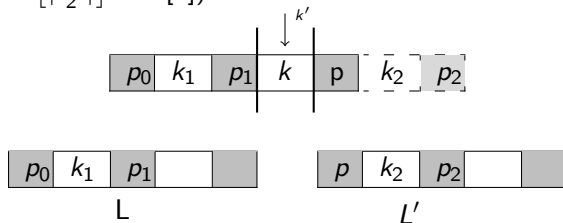
$L$   $p_0 \ k_1 \ p_1 \ k_2 \ p_2$

Füge  $(k, p)$  in  $L$  ein:

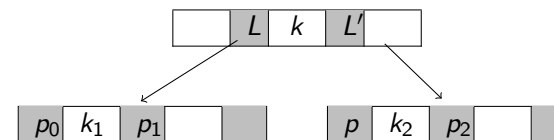
1. Anhängen und sortieren (z.B.:  $k_1 < k < k_2$ )

$L$   $p_0 \ k_1 \ p_1 \ k \ p \ k_2 \ p_2 \rightarrow$

2. Teilen ( $k' = L \lceil \frac{m}{2} \rceil = L \lceil 2 \rceil$ )



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

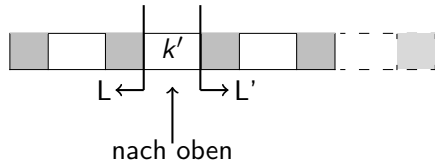


## Innere Knoten teilen/2

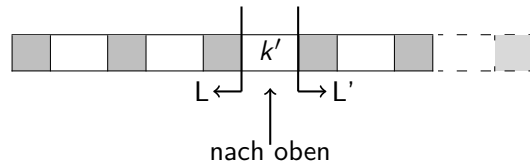
### Innere Knoten teilen/3

$$k' = L \left[ \lceil \frac{m}{2} \rceil \right]$$

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

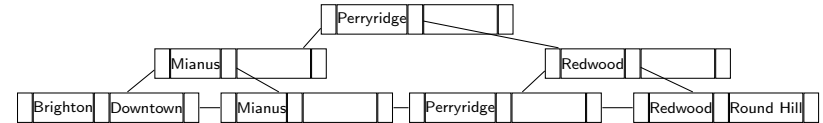


- m ungerade, z.B.: m=5

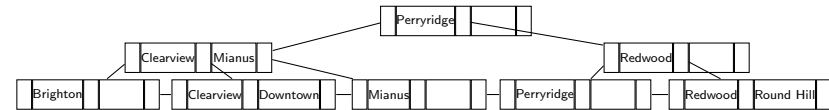


### Beispiel: Einfügen in B<sup>+</sup>-Baum/1

- B<sup>+</sup>-Baum vor Einfügen von *Clearview*

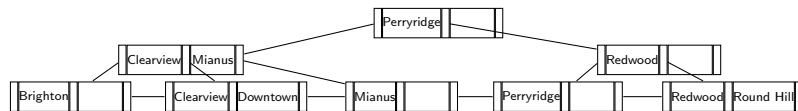


- B<sup>+</sup>-Baum nach Einfügen von *Clearview*

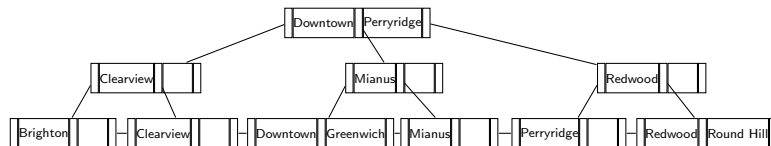


### Beispiel: Einfügen in B<sup>+</sup>-Baum/2

- B<sup>+</sup>-Baum vor Einfügen von *Greenwich*



- B<sup>+</sup>-Baum nach Einfügen von *Greenwich*



### Löschen von B<sup>+</sup>-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**:
    - **vereine** 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<sup>+</sup>-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<sup>+</sup>-Baum

### Algorithm 2: B+TreeDelete(L,k,p)

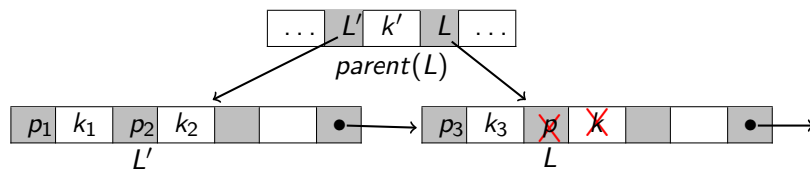
```

delete (p,k) from L;
if L is root with one child then root := child;
else if L has too few entries then
    L' is previous sibling of L [next if there is no previous];
    k' is value in parent that is between L and L';
    if entries L and L' fit on one page then // vereinigen // Blatt
        if L is leaf then move entries from L to L';
        else move k' and all entries from L to L'; // innerer Knoten
        B+TreeDelete(parent(L),k',L)
    else // verteilen // Blatt
        if L is leaf then
            move last [first] entry of L' to L;
            replace k' in parent(L) by value of first entry in L [L'];
        else // innerer Knoten
            move last [first] entry of L' to L;
            replace k' in parent(L) by value of first entry of L [L'];
            replace value of first entry in L [L'] by k';
    
```

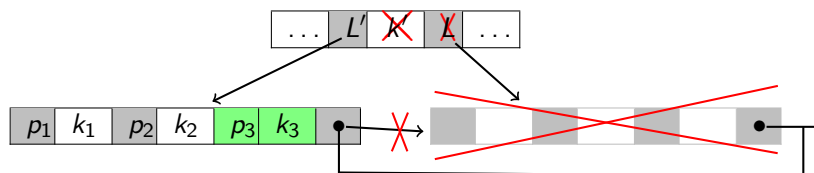
## Löschen aus Blatt/1

(k, p) wird aus L gelöscht:

1. Vereinigen (m = 4)  
Vorher:



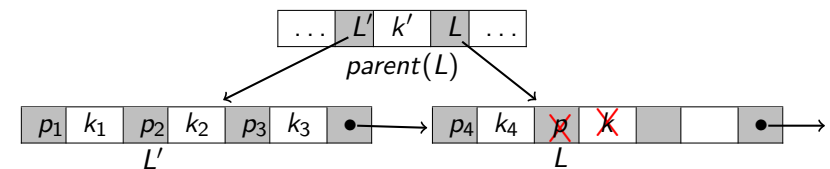
Nachher:



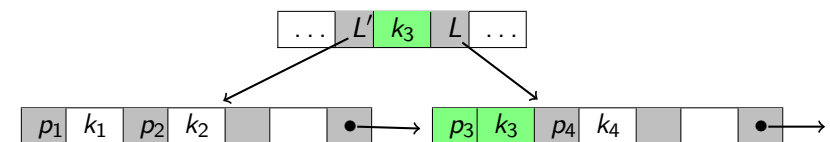
## Löschen aus Blatt/2

(k, p) wird aus L gelöscht:

2. Verteilen (m = 4)  
Vorher:



Nachher:

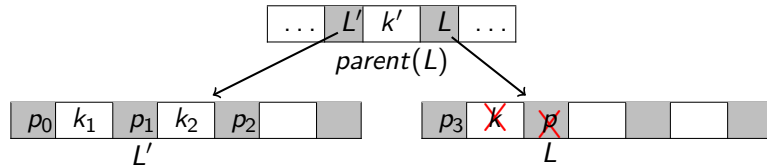


## Löschen aus innerem Knoten/1

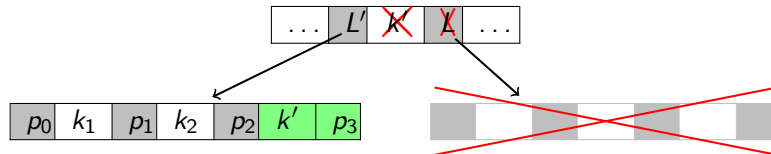
(k, p) wird aus L gelöscht:

1. Vereinigen (m = 4)

Vorher:



Nachher:

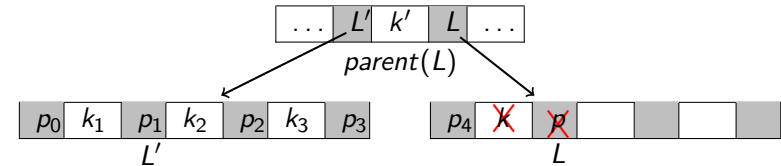


## Löschen aus innerem Knoten/2

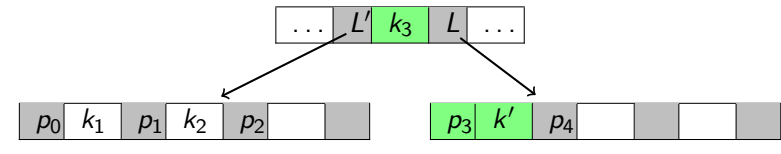
(k, p) wird aus L gelöscht:

2. Verteilen (m = 4)

Vorher:

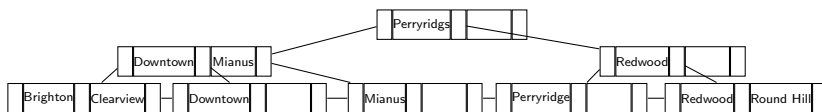


Nachher:

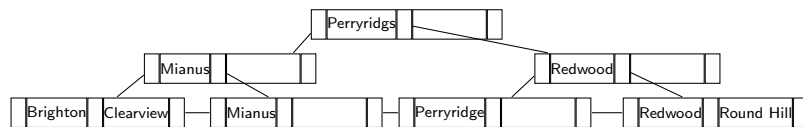


## Beispiel: Löschen von B<sup>+</sup>-Baum/1

- Vor Löschen von *Downtown*:



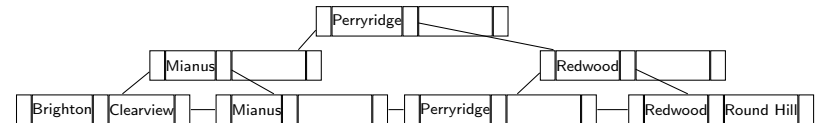
- Nach Löschen von *Downtown*:



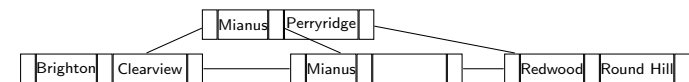
- Nach Löschen des Blattes mit *Downtown* hat der Elternknoten noch genug Pointer.
- Somit propagiert die Vereinigung durch Löschen nicht weiter nach oben.

## Beispiel: Löschen von B<sup>+</sup>-Baum/2

- Vor Löschen von *Perryridge*:



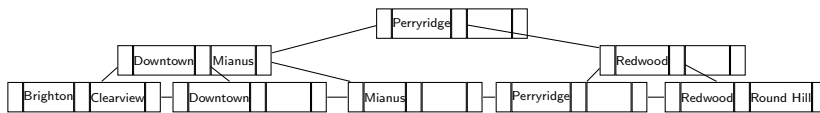
- Nach Löschen von *Perryridge*:



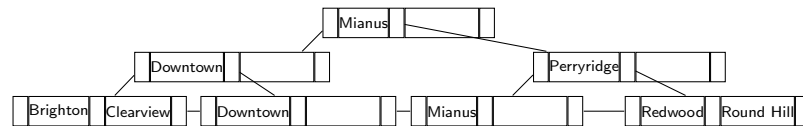
- Blatt mit *Perryridge* hat durch Löschen zu wenig Einträge und wird mit dem (rechten) Nachbarknoten **vereinigt**.
- Dadurch hat der Elternknoten zu wenig Pointer und wird mit seinem (linken) Nachbarknoten **vereinigt** (und ein Eintrag wird vom gemeinsamen Elternknoten gelöscht).
- Die Wurzel hat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

Beispiel: Löschen von  $B^+$ -Baum/3

- Vor Löschen von *Perryridge*:



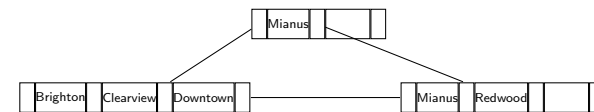
- Nach Löschen von *Perryridge*:



- 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  $\lceil \log_{\lceil m/2 \rceil}(K) \rceil$  für  $K$  Suchschlüssel
  - $m$  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

- 1 Indexstrukturen für Dateien
  - Grundlagen
  - $B^+$ -Baum
  - Statisches Hashing
  - Dynamisches Hashing
  - Mehrschlüssel Indices
  - Indizes in SQL

## Statisches Hashing

- **Nachteile von ISAM und  $B^+$ -Baum Indices:**
  - $B^+$ -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 Datei Organisation

- **Statisches Hashing** ist eine **Form der Dateioorganisation:**
  - Datensätze werden in Buckets gespeichert
  - Zugriff erfolgt über eine Hashfunktion
  - Eigenschaften: konstante Zugriffszeit, kein Index erforderlich
- **Bucket:** Speichereinheit die ein oder mehrere Datensätze enthält
  - ein Block oder mehrere benachbarte Blocks auf der Platte
  - alle Datensätze mit bestimmtem Suchschlüssel sind im selben Bucket
  - Datensätze im Bucket können verschiedene Suchschlüssel haben
- **Hash Funktion  $h$ :** bildet Menge der Suchschlüssel  $K$  auf Menge der Bucket Adressen  $B$  ab
  - wird in konstanter Zeit (in der Anzahl der Datensätze) berechnet
  - mehrere Suchschlüssel können auf dasselbe Bucket abbilden
- **Suchen eines Datensatzes** mit Suchschlüssel:
  - verwende Hash Funktion um Bucket Adresse aufgrund des Suchschlüssels zu bestimmen
  - durchsuche Bucket nach Datensätzen mit Suchschlüssel

## Beispiel: Hash Datei Organisation

- **Beispiel:** Organisation der Konto-Relation als Hash Datei mit Filialname als Suchschlüssel.
- 10 Buckets
- Numerischer Code des  $i$ -ten Zeichens im 26-Buchstaben-Alphabet wird als  $i$  angenommen, z.B.,  $\text{code}(B)=2$ .
- **Hash Funktion  $h$** 
  - Summe der Codes aller Zeichen modulo 10:
  - $h(\text{Perryridge}) = 125 \bmod 10 = 5$
  - $h(\text{Round Hill}) = 113 \bmod 10 = 3$  ( $\text{code}(' ') = 0$ )
  - $h(\text{Brighton}) = 93 \bmod 10 = 3$

bucket 0				bucket 5	A-102 Perryridge 400		
					A-201 Perryridge 900		
					A-218 Perryridge 700		
bucket 1				bucket 6			
bucket 2				bucket 7	A-215 Mianus 700		
bucket 3	A-217 Brighton 750			bucket 8	A-101 Downtown 500		
	A-305 Round Hill 350				A-110 Downtown 600		
bucket 4	A-222 Redwood 700			bucket 9			

## Hash Funktionen/1

- Die **Worst Case Hash Funktion** bildet alle Suchschlüssel auf das gleiche Bucket ab.
  - Zugriffszeit wird linear in der Anzahl der Suchschlüssel.
- Die **Ideale Hash Funktion** hat folgende Eigenschaften:
  - Die Verteilung ist **uniform** (gleichverteilt), d.h. jedes Bucket ist der gleichen Anzahl von Suchschlüsseln aus der Menge aller Suchschlüssel zugewiesen.
  - Die Verteilung ist **random** (zufällig), d.h. im Mittel erhält jedes Bucket gleich viele Suchschlüssel unabhängig von der Verteilung der Suchschlüssel.

## Hash Funktionen/2

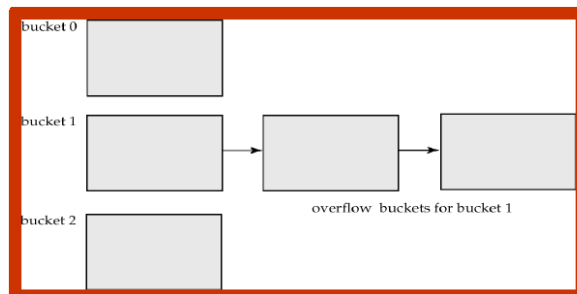
- **Beispiel:** 26 Buckets und eine Hash Funktion welche Filialnamen die mit dem  $i$ -ten Buchstaben beginnen dem Bucket  $i$  zuordnet.
  - keine Gleichverteilung, da es für bestimmte Anfangsbuchstaben erwartungsgemäß mehr Suchschlüssel gibt, z.B. erwarten wir mehr Filialen die mit B beginnen als mit Q.
- **Beispiel:** Hash Funktion die Kontostand nach gleich breiten Intervallen aufteilt: 1 - 10000  $\rightarrow$  0, 10001 - 20000  $\rightarrow$  1, usw.
  - uniform, da es für jedes Bucket gleich viele mögliche Werte von Kontostand gibt
  - nicht random, da Kontostände in bestimmten Intervallen häufiger sind, aber jedem Intervall 1 Bucket zugeordnet ist
- **Typische Hash Funktion:** Berechnung auf interner Binärdarstellung des Suchschlüssels, z.B. für String  $s$  mit  $n$  Zeichen,  $b$  buckets:
  - $(s[0] + s[1] + \dots + s[n-1]) \bmod b$ , oder
  - $(31^{n-1}s[0] + 31^{n-2}s[1] + \dots + s[n-1]) \bmod b$

## Bucket Overflow/1

- **Bucket Overflow:** Wenn in einem Bucket nicht genug Platz für alle zugehörigen Datensätze ist, entsteht ein Bucket overflow. Das kann aus zwei Gründen geschehen:
  - zu wenig Buckets
  - Skew: ungleichmäßige Verteilung der Hashwerte
- **Zu wenig Buckets:** die Anzahl  $n_B$  der Buckets muss größer gewählt werden als die Anzahl der Datensätze  $n$  geteilt durch die Anzahl der Datensätze pro Bucket  $f$ :  $n_B > n/f$
- **Skew:** Ein Bucket ist überfüllt obwohl andere Buckets noch Platz haben. Zwei Gründe:
  - viele Datensätze haben gleichen Suchschlüssel (ungleichmäßige Verteilung der Suchschlüssel)
  - Hash Funktion erzeugt ungleichmäßige Verteilung
- Obwohl die Wahrscheinlichkeit für Overflows reduziert werden kann, können **Overflows nicht gänzlich vermieden** werden.
  - Overflows müssen behandelt werden
  - Behandlung durch Overflow Chaining

## Bucket Overflow/2

- **Overflow Chaining (closed hashing)**
  - falls ein Datensatz in Bucket  $b$  eingefügt wird und  $b$  schon voll ist, wird ein Overflow Bucket  $b'$  erzeugt, in das der Datensatz gespeichert wird
  - die Overflow Buckets für Bucket  $b$  werden in einer Liste verkettet
  - für einen Suchschlüssel in Bucket  $b$  müssen auch alle Overflow Buckets von  $b$  durchsucht werden



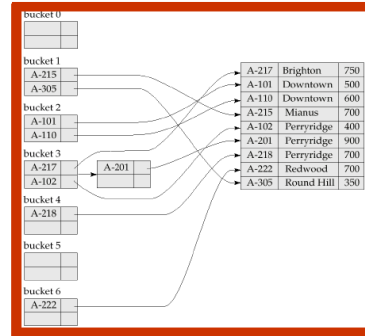
## Bucket Overflow/3

- **Open Hashing:** Die Menge der Buckets ist fix und es gibt keine Overflow Buckets.
  - überzählige Datensätze werden in ein anderes (bereits vorhandenes) Bucket gegeben, z.B. das nächste das noch Platz hat (linear probing)
  - wird z.B. für Symboltabellen in Compilern verwendet, hat aber wenig Bedeutung in Datenbanken, da Löschen schwieriger ist



## 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 **Sekundärindex**:
  - ist deshalb immer "dense"
  - Primär- bzw. Clustered Hash Index entspricht einer Hash Datei Organisation (zusätzliche Index-Ebene überflüssig)

## Inhalt

### 1 Indexstrukturen für Dateien

- Grundlagen
- $B^+$ -Baum
- Statisches Hashing
- **Dynamisches Hashing**
- Mehrschlüssel Indices
- Indizes in SQL

## Probleme mit Statischem Hashing

- **Richtige Anzahl** von Buckets ist kritisch für Performance:
  - zu wenig Buckets: Overflows reduzieren Performance
  - zu viele Buckets: Speicherplatz wird verschwendet (leere oder unterbesetzte Buckets)
- **Datenbank wächst oder schrumpft** mit der Zeit:
  - großzügige Schätzung: Performance leidet zu Beginn
  - knappe Schätzung: Performance leidet später
- **Reorganisation** des Index als einziger Ausweg:
  - Index mit neuer Hash Funktion neu aufbauen
  - sehr teuer, während der Reorganisation darf niemand auf die Daten schreiben
- **Alternative:** Anzahl der Bucket dynamisch anpassen

## Dynamisches Hashing

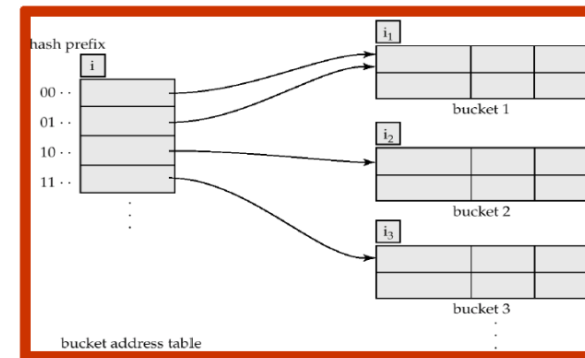
- **Dynamisches Hashing** (dynamic hashing): Hash Funktion wird dynamisch angepasst.
- **Erweiterbares Hashing** (extendible hashing): Eine Form des dynamischen Hashing.

## Erweiterbares Hashing

- Hash Funktion  $h$  berechnet Hash Wert für sehr viele Buckets:
  - eine  $b$ -Bit Integer Zahl
  - typisch  $b = 32$ , also 4 Milliarden (möglichen) Buckets
- Hash-Prefix:
  - nur die  $i$  höchstwertigen Bits (MSB) des Hash-Wertes werden verwendet
  - $0 \leq i \leq b$  ist die *globale Tiefe*
  - $i$  wächst oder schrumpft mit Datenmenge, anfangs  $i = 0$
- Verzeichnis: (directory, bucket address table)
  - Hauptspeicherstruktur: Array mit  $2^i$  Einträgen
  - Hash-Prefix indiziert einen Eintrag im Verzeichnis
  - jeder Eintrag verweist auf ein Bucket
  - mehrere aufeinanderfolgende Einträge im Verzeichnis können auf dasselbe Bucket zeigen

## Erweiterbares Hashing

- Buckets:
  - Anzahl der Buckets  $\leq 2^i$
  - jedes Bucket  $j$  hat eine *lokale Tiefe*  $i_j$
  - falls mehrere Verzeichnis-Pointer auf dasselbe Bucket  $j$  zeigen, haben die entsprechenden Hash Werte dasselbe  $i_j$  Prefix.
- Beispiel:  $i = 2, i_1 = 1, i_2 = i_3 = 2$ ,



## Erweiterbares Hashing: Suche

- Suche: finde Bucket für Suchschlüssel  $K$ 
  1. berechne Hash Wert  $h(K) = X$
  2. verwende die  $i$  höchstwertigen Bits (Hash Prefix) von  $X$  als Adresse ins Verzeichnis
  3. folge dem Pointer zum entsprechenden Bucket

## Erweiterbares Hashing: Einfügen

- Einfügen: füge Datensatz mit Suchschlüssel  $K$  ein
  1. verwende Suche um richtiges Bucket  $j$  zu finden
  2. **If** genug freier Platz in Bucket  $j$  **then**
    - füge Datensatz in Bucket  $j$  ein
  3. **else**
    - teile Bucket und versuche erneut

## Erweiterbares Hashing: Bucket teilen

- **Bucket  $j$  teilen** um Suchschlüssel  $K$  einzufügen
  - If  $i > i_j$**  (mehrere Pointer zu Bucket  $j$ ) **then**
    - lege neues Bucket  $z$  an und setze  $i_z$  und  $i_j$  auf das alte  $i_j + 1$
    - aktualisiere die Pointer die auf  $j$  zeigen (die Hälfte zeigt nun auf  $z$ )
    - lösche alle Datensätze von Bucket  $j$  und füge sie neu ein (sie verteilen sich auf Buckets  $j$  und  $z$ )
    - versuche  $K$  erneut einzufügen
  - Else if  $i = i_j$**  (nur 1 Pointer zu Bucket  $j$ ) **then**
    - erhöhe  $i$  und verdopple die Größe des Verzeichnisses
    - ersetze jeden alten Eintrag durch zwei neue Einträge die auf dasselbe Bucket zeigen
    - versuche  $K$  erneut einzufügen
- **Overflow Buckets** müssen nur erzeugt werden, wenn das Bucket voll ist und alle Suchschlüssel im Bucket identisch sind (d.h., teilen würde nichts nützen)

## Erweiterbares Hashing: Löschen

- **Löschen** eines Suchschlüssels  $K$ 
  1. suche Bucket  $j$  für Suchschlüssel  $K$
  2. entferne alle Datensätze mit Suchschlüssel  $K$
  3. Bucket  $j$  kann mit Nachbarbucket(s) **verschmelzen** falls
    - alle Suchschlüssel in einem Bucket Platz finden
    - die Buckets dieselbe lokale Tiefe  $i_j$  haben
    - die  $i_j - 1$  Prefixe der entsprechenden Hash-Werte identisch ist
  4. Verzeichnis kann **verkleinert** werden, wenn  $i_j < i$  für alle Buckets  $j$

## Integrierte Übung 2

Betrachten Sie die folgende Hashfunktion:

Schlüssel	Hashwert
Brighton	0010
Downtown	1010
Mianus	1100
Perryridge	1111
Redwood	0011

Nehmen Sie Buckets der Größe 2 an und erweiterbares Hashing mit einem anfangs leeren Verzeichnis. Zeigen Sie die Hashtabelle nach folgenden Operationen:

- füge 1 Brighton und 2 Downtown Datensätze ein
- füge 1 Mianus Datensatz ein
- füge 1 Redwood Datensatz ein
- füge 3 Perryridge Datensätze ein

## Integrierte Übung 3

Betrachten Sie die folgende Hashfunktion:

Schlüssel	Hashwert
Brighton	0010
Downtown	1010
Mianus	1100
Perryridge	1111
Redwood	0011

Gehen Sie vom Ergebnis der vorigen Übung aus und führen Sie folgende Operationen durch:

- 1 Brighton und 1 Downtown löschen
- 1 Redwood löschen
- 2 Perryridge löschen

## Erweiterbares Hashing: Pro und Kontra

- **Vorteile** von erweiterbarem Hashing
  - bleibt effizient auch wenn Datei wächst
  - Overhead für Verzeichnis ist normalerweise klein im Vergleich zu den Einsparungen an Buckets
  - keine Buckets für zukünftiges Wachstum müssen reserviert werden
- **Nachteile** von erweiterbarem Hashing
  - zusätzliche Ebene der Indirektion – macht sich bemerkbar, wenn Verzeichnis zu groß für den Hauptspeicher wird
  - Verzeichnis vergrößern oder verkleinern ist relativ teuer

 $B^+$ -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

## Berkeley DB

## o Database access methods:

- B+tree
- Hash (Extended Linear Hashing)
- Fixed/Variable Length Records
- Duplicate records per key in the B+tree and Hash access methods.
- Retrieval by record number in the B+tree access method.
- Keyed and sequential (forward and reverse) retrieval, insertion, modification and deletion.
- Memory-mapped read-only databases.
- Retrieval into user-specified or allocated memory.
- Partial-record data storage and retrieval.
- Architecture independent databases.
- Maximum B+tree depth of 255.
- Individual database files up to  $2^{48}$  bytes, individual key or data elements up to  $2^{32}$  bytes (or available memory).

**Berkeley DB**

The Berkeley Database Package (DB) is being used by many different organizations in many different applications! Here are a few of which you've probably heard:



[Netcape SuiteSpot](#), an integrated suite of intranet and Internet server software, lets you communicate, access, and share information throughout your organization. The [Enterprise](#), [Catalog](#), [Directory](#) and [Mail](#) servers all use Berkeley DB.



The Isode Ltd. [LDAPX.500 Enterprise Directory Server](#) uses Berkeley DB as its primary database. Berkeley DB is also used in its [X.400/Internet Message Switch](#) and [X.400 Message Store](#) products. Here's the [press release](#) from isode about Berkeley DB.



[Sendmail](#) is the program that routes electronic mail throughout the Internet. Sendmail is used on almost every UNIX-like system, and it uses Berkeley DB.



The [OSF Distributed Computing Environment](#) (DCE) is an industry-standard, vendor-neutral set of distributed computing technologies. It provides security services to protect and control access to data, name services that make it easy to find distributed resources, and a highly scalable model for organizing widely scattered users, services, and data. The DCE backing store library ([Open Group RFC #45](#)) is a subset of Berkeley DB.

## Inhalt

## 1 Indexstrukturen für Dateien

- Grundlagen
- $B^+$ -Baum
- Statisches Hashing
- Dynamisches Hashing
- Mehrschlüssel Indices
- Indizes in SQL

## 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 Indices (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 mehrere Indices.
- 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) Indices auf kombinierten Schlüsseln
  - spezielle mehrdimensionale Indexstrukturen, z.B., Grid Files, Quad-Trees, Bitmap Indices.

## 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

- 1 Indexstrukturen für Dateien
  - Grundlagen
  - $B^+$ -Baum
  - Statisches Hashing
  - Dynamisches Hashing
  - Mehrschlüssel Indices
  - Indizes in SQL

## Index Definition in SQL

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

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

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

```
drop index <index-name>
```

 z.B. **drop index** BrNaldx

## Beispiel: Indices 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<sup>+</sup>*-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<sup>+</sup>*-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);
```
- Hash-partitionierter Index in Oracle:
 

```
CREATE INDEX CustLNameIX ON customers (LName) GLOBAL  
 PARTITION BY HASH (LName) PARTITIONS 4;
```

## Anmerkungen zu Indices in Datenbanksystemen

- Indices werden **automatisch nachgeführt** wenn Tupel eingefügt, geändert oder gelöscht werden.
- Indices **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 Indices zu erstellen als umgekehrt.

## Zusammenfassung

- Index Typen:
  - Primary, Clustering und Sekundär
  - Dense oder Sparse
- $B^+$ -Baum:
  - universelle Indexstruktur, auch für Bereichsanfragen
  - Garantien zur Tiefe, Füllgrad und Effizienz
  - Einfügen und Löschen
- Hash Index:
  - statisches und erweiterbares Hashing
  - keine Index für Primärschlüssel nötig
  - gut für Prädikate mit “=”
- Mehrschlüssel Indices: schwieriger, da es keine totale Ordnung in mehreren Dimensionen gibt
- Indices in SQL