5. Indexstrukturen

- Zugriffsarten und Suchanfragen
- Indexstrukturen für Primärschlüsselzugriff
  - B*-Baum,
    - Grundlagen
    - Clustered / Non-clustered Index
    - Reduzierung der Baumhöhe (Schlüsselkomprimierung, erweitertes Splitting)
  - Hash-Verfahren
    - Statische Verfahren
    - Erweiterbares Hashing
- Sekundärschlüsselzugriff
  - Invertierung
  - Bitlisten-Indizes
  - Verallgemeinerte Zugriffspfadstruktur (Join-Index)
- Mehrdimensionale Zugriffspfade
  - Eindimensionale Einbettungen
  - Grid-File
  - R-Baum
- Textsuche: Invertierte Listen, Signatur-Dateien
- Indexierung von XML-Daten

Zugriffsarten

- Sequentieller Zugriff
  - auf alle Sätze eines Satztyps (Scan)
  - in Sortierreihenfolge eines Attributes
- Direkter Zugriff
  - über den Primärschlüssel
  - über einen Sekundärschlüssel (Nicht-Primärschlüssel)
  - über zusammengesetzte Schlüssel (Attribute)
  - über mehrere unabhängige Schlüssel (Attribute)
- Navigierender Zugriff von einem Satz zu dazugehörigen Sätzen desselben oder eines anderen Satztyps

- Wichtige Anfragearten
  - exakte Anfrage (exact match queries)
  - Präfix-Match-Anfragen
  - Bereichsanfrage (range query)
  - Extremwertanfragen
  - Join-Anfragen

  • • •

Mehrdimensionale Zugriffe

- Suchbedingungen bezüglich mehrerer Attribute / Dimensionen
  - besonders wichtig für räumliche Objekte (Punkte, Polygone, Quader, ...) -> GIS, CAD, etc.
- Annahmen:
  - Satztyp/Datei $R = (A_1, \ldots A_n)$
  - Jeder Satz $t = (a_1, a_2, \ldots a_n)$ ist ein Punktobjekt
  - Attribute $A_1, \ldots A_k$ $(k < n)$ seien Schlüssel => k-dimensionaler Datenraum D
  - Anfrage Q spezifiziert Bedingungen, die von den Schlüsselwerten der Sätze in der Treffermenge erfüllt sein müssen

- Generelle Anfrageklassen:
  - *Intersection Queries*: gesuchte Sätze bilden einen Durchschnitt mit der Menge der vorhandenen Sätze (exakte und partielle Anfragen, Bereichsanfragen)
  - *Enthaltenseins- oder Überlappungsanfragen* (containment queries): gesuchte räumliche Objekte sind ganz oder überlappend in einem Suchfenster enthalten
    - ***Punktanfrage*** *(point query):* Gegeben ist ein Punkt im Datenraum D; finde alle Objekte, die ihn enthalten.
    - ***Gebietsanfrage*** *(region query):* Gegeben ist Anfragegebiet; finde alle Objekte, die es schneiden.
  - *Nächster-Nachbar-Anfragen* (best match query, nearest neighbor query): Suche nach "nächstgelegensten" Objekten

Schnittbildende Suchfragen

1. ***Exakte Anfrage*** *(exact match query):* spezifiziert für jeden Schlüssel einen Wert

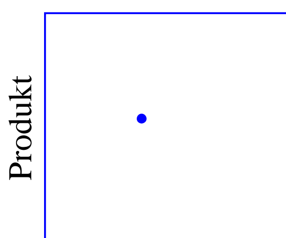
   $Q = (A_1 = a_1) \wedge (A_2 = a_2) \wedge \ldots \wedge (A_k = a_k)$
2. ***Partielle Anfrage*** *(partial match query):* spezifiziert $s < k$ Schlüsselwerte

   $Q = (A_{i1} = a_{i1}) \wedge (A_{i2} = a_{i2}) \wedge \ldots \wedge (A_{is} = a_{is})$ mit $1 < s < k$ und $1 < i_1 < i_2 < \ldots < i_s < k$
3. ***(Exakte) Bereichsanfrage*** *(range query)*: spezifiziert einen Bereich $r_i = [l_i < a_i < u_i]$ für jeden Schlüssel A_i

   $Q = (A_1 = r_1) \wedge \ldots \wedge (A_k = r_k) \equiv (A_1 > l_1) \wedge (A_1 < u_1) \wedge \ldots \wedge (A_k > l_k) \wedge (A_k < u_k)$
4. ***Partielle Bereichsanfrage*** *(partial range query):* spezifiziert für $s < k$ Schlüssel einen Bereich

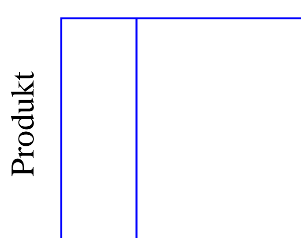
   $Q = (A_{i1} = r_{i1}) \wedge \ldots \wedge (A_{is} = r_{is})$ mit $1 < s < k$ und $1 < i_1 < \ldots < i_s < k$ und $r_{ij} = [l_{ij} < a_{ij} < u_{ij}]$, $1 < j < s$

→ bei den schnittbildenden Anfragen lassen sich alle 4 Fragetypen als allgem. Bereichsfrage ausdrücken
- genauer Bereich $[l_i = a_i = u_i]$
- vs. unendlicher Bereich $[-\infty < a_i < \infty]$



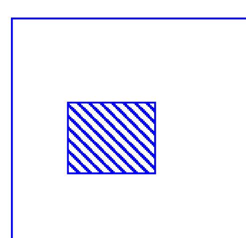
Zeit (Tage)

Punktanfrage
(exact match)



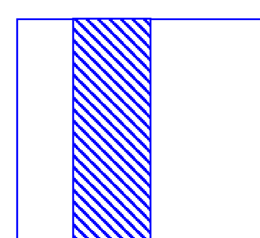
Zeit (Tage)

Partielle Punkt-anfrage
(partial match)



Zeit (Tage)

Bereichsanfrage

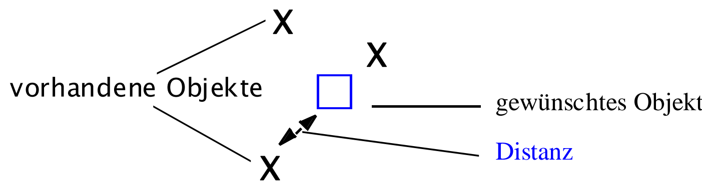


Zeit (Tage)

Partielle Bereichs-anfrage
(partial range)

Best-Match (Nearest Neighbor)-Anfragen

- gewünschtes Objekt nicht vorhanden
  => Frage nach möglichst ähnlichen Objekten



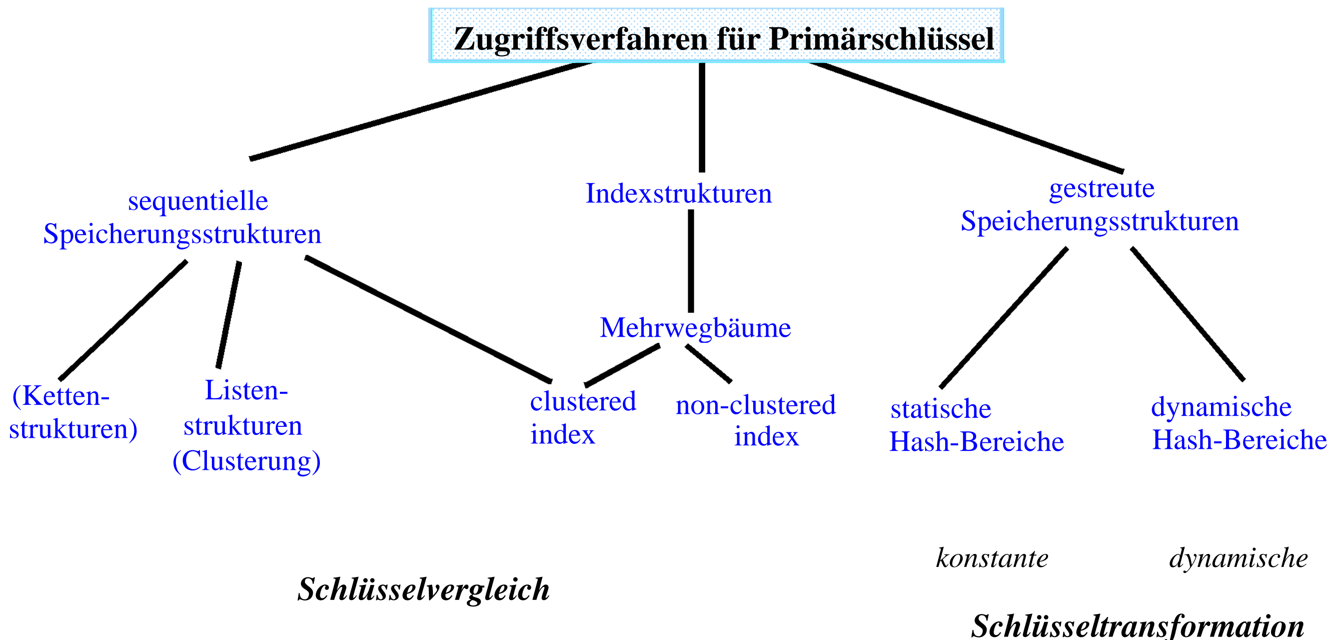
  – "best" wird bestimmt über verschiedene Arten von Distanzfunktionen
- Beispiele:
  – räumliche Distanz
  – Objekt erfüllt nur 8 von 10 geforderten Eigenschaften
  – Objekt ist durch Synonyme beschrieben
- Nearest Neighbor:

  D = Distanzfunktion

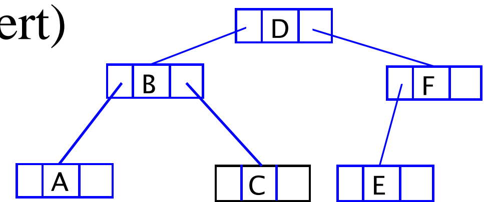
  B = Sammlung von Punkten im k-dim. Raum

  Gesucht: nächster Nachbar von p (in B)

  Der nächste Nachbar ist q, wenn $(\forall \mathbf{r} \in \mathbf{B})\ \{\mathbf{r} \neq \mathbf{q} \Rightarrow [\mathbf{D}(\mathbf{r},\mathbf{p}) > \mathbf{D}(\mathbf{q},\mathbf{p})]\}$



Mehrweg-Bäume



- Ausgangspunkt: Binäre Bäume (balanciert)
  - entwickelt für Hauptspeicher
  - für DB-Anwendungen unzureichend
- Weiterentwicklung: B- und B*-Baum
  - Seiten (Blöcke) als Baumknoten
  - Zusammenfassung mehrerer Sätze/Schlüssel in einem Knoten
  - höherer Verzweigungsgrad (Mehrwegbaum), wesentlich niedrigere Baumhöhe
- Balancierte Struktur
  - unabhängig von Schlüsselmenge, unabhängig von Einfügereihenfolge
  - dynamische Reorganisation durch Splitten und Mischen von Seiten
- Speicherung von Datensätzen: direkt im Mehrweg-Baum eingebettet oder separat
  - *direkter Index* vergrößert Baumhöhe, erspart jedoch separaten Satzzugriff über Verweis (z.B. TID)
  - direkte Speicherung nur für einen Index pro Satztyp möglich (i.a. für Primärschlüssel)
  - *indirekter Index* enthält Verweis (TID) pro Datensatz
  - Aggregatfunktionen u.ä. können ohne Zugriff auf Datenseiten berechnet werden

B*-Baum

- Ein B*-Baum vom Typ (k, k*, h) ist ein Baum mit folgenden Eigenschaften
  1. Jeder Weg von der Wurzel zum Blatt hat die Länge h
  2. Jeder Zwischenknoten hat mindestens k+1 Söhne. Die Wurzel ist ein Blatt oder hat mindestens 2 Söhne. Jedes Blatt hat mindestens k* Einträge.
  3. Jeder Zwischenknoten hat höchstens 2k+1 Söhne. Jedes Blatt hat höchstens 2k* Einträge
- Seitenformate:

Zwischenknoten:

Z_0	S_1	Z_1	S_2	Z_2	• • •	S_m	Z_m	frei

Blattknoten:

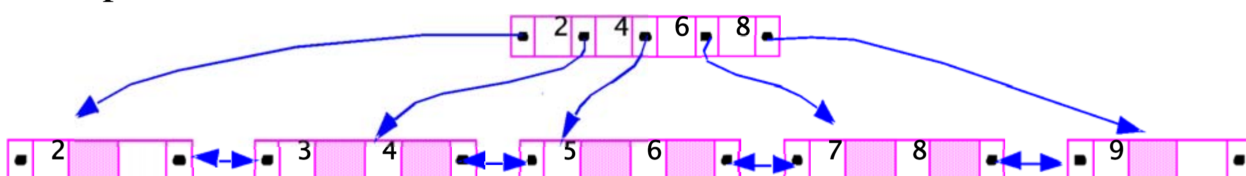
V	S_1	D_1	S_2	D_2	• • •	S_m	D_m	frei	N

Z_i = Zeiger Sohnseite
S_i = Schlüssel

D_i = Daten bzw. Verweis
V = Vorgänger-Zeiger
N = Nachfolger-Zeiger

für alle Schlüssel s im Teilbaum zu Z_i gilt: $S_i < s <= S_{i+1}$ (i=1, ..., m-1)
bzgl. Z_0 gilt: $s <= S_1$ und bzgl Z_m gilt: $S_m < s$

- Beispiel:



B*-Baum (2)

- Verzweigungsgrad (Seitengröße 8 KB, Z = 4 B, S = 4 B):

- Höhe h eines B*-Baums mit N Datenelementen:

$$1 + \log_{2k+1}\left(\frac{N}{2k^*}\right) \le h \le 2 + \log_{k+1}\left(\frac{N}{2k^*}\right) \qquad (h \ge 2)$$

- Typischer Wert für die Höhe eines B*-Baums:
  Höhe 3 – 4 bei $10^5 - 10^8$ Datensätzen

- Performance-Optimierung
  - Niedrige Höhe / hoher Verzweigungsgrad
  - möglichst kurze Schlüsselwerte / große Seiten / hohe Seitenbelegung

B*-Baum (3)

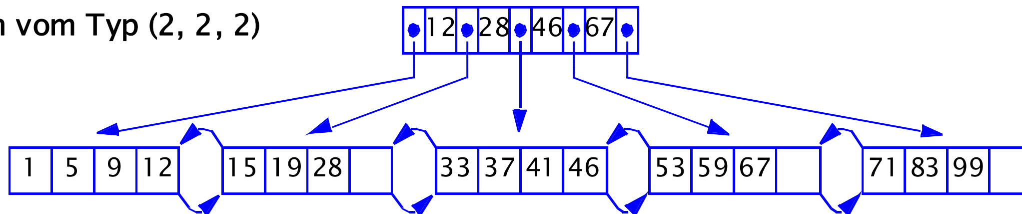
- Suche im B*-Baum
  - beginnend im Wurzelknoten; jeder Knoten wird von links nach rechts durchsucht
  - Ist der gesuchte Wert kleiner oder gleich S_i, wird die Suche in der Wurzel des von Z_{i-1} identifizierten Teilbaums fortgesetzt
  - Ist der gesuchte Wert größer als S_i, wird der Vergleich mit S_{i+1} fortgesetzt. Ist auch der letzte Schlüsselwert S_m im Knoten noch kleiner als der gesuchte Wert, wird die Suche im Teilbaum von Z_m fortgesetzt
  - der derart ermittelte Blattknoten wird von links nach rechts nach dem Schlüsselwert durchsucht; wird er nicht gefunden, war die Suche erfolglos (kein Treffer)
- Merkmale
  - innere Knoten enthalten nur Verzweigungsinformation (kleine Einträge günstig für geringe Baumhöhe)
  - für jeden Satz müssen h Seiten gelesen werden
  - Kette der Blattknoten liefert alle Sätze nach Schlüsselwert sortiert (-> Clustermöglichkeit)

- unterstützte Zugriffe/Suchanfragen:
  - direkter Schlüsselzugriff
  - sortiert sequentieller Zugriff
  - exakte Anfragen und Bereichsanfragen
  - Präfix-Match-Anfragen, Extremwertanfragen ...

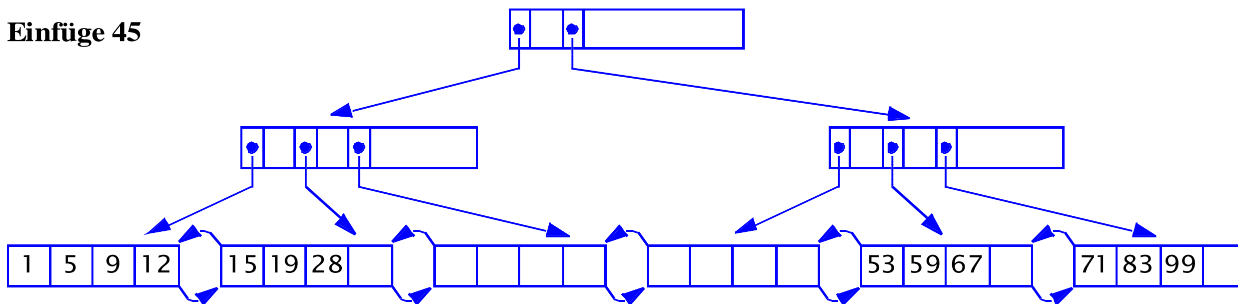
Einfügen im B*-Baum

- Vorgehensweise
  - zunächst Abstieg durch den Baum wie bei der Suche
  - Einfügen des Satzes stets im Blattknoten
  - falls Blattknoten bereits voll, muss ein neuer Knoten erzeugt und ein gleichmäßiges Aufteilen der (2k*+1) Sätze auf zwei Seiten vorgenommen werden (Splitting)
  - Splitting erfordert Anpassung der Verzweigungsinformation in den Vorgängerknoten

B*-Baum vom Typ (2, 2, 2)

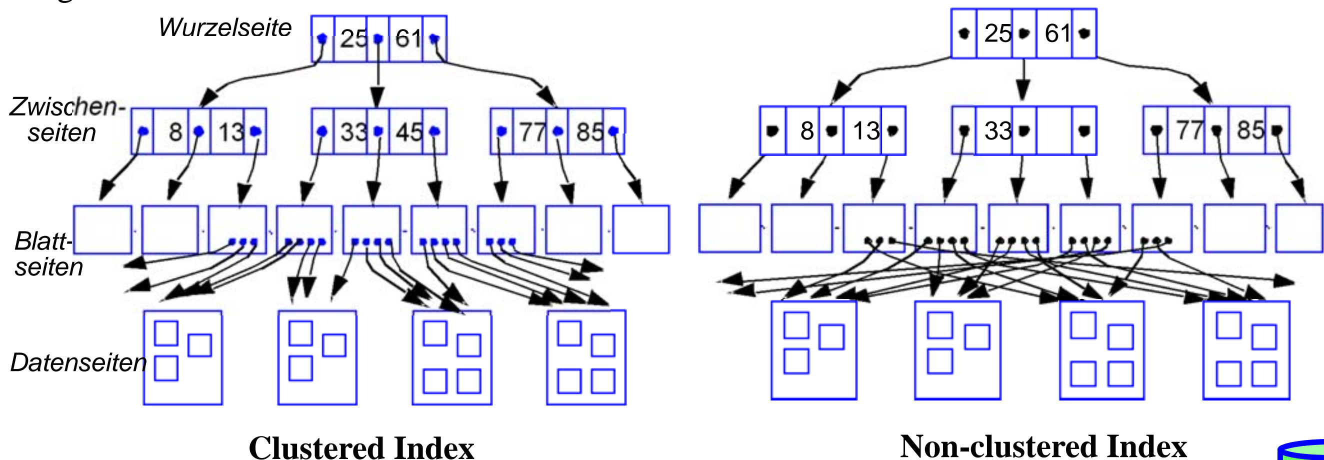


Einfüge 45



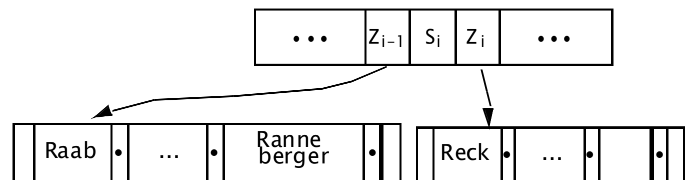
B*-Baum mit/ohne Clusterung der Sätze

- Index mit Clusterbildung (clustered index)
  - Clusterbildung der Sätze in den Datenseiten mit Sortierung nach Indexattribut oder direkte Speicherung der Sätze in Indexblättern
  - sehr effiziente Bearbeitung von Präfix-Match- und Bereichsanfragen sowie sortierter Ausgabe
  - maximal 1 Clustered Index pro Relation
- Non-clustered Index
  - impliziert indirekten Index
  - gut v.a. für selektive Anfragen und Berechnung von Aggregatfunktionen sowie bei relativ großen Sätzen



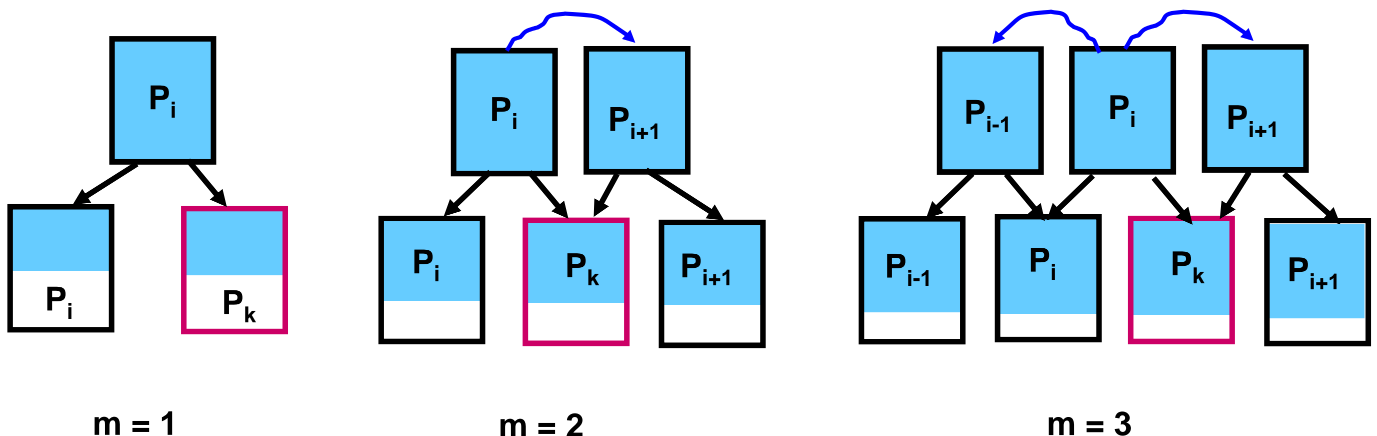
Reduzierung der Baumhöhe

- geringere Baumhöhe durch Vergrößerung der Baumbreite (Fan-Out) -> mehr Einträge pro Seite
  - größere Seiten
  - höherer Füllgrad der Seiten (-> verallgemeinerte Splitting-Verfahren)
  - kleinere Einträge, z.B. durch Beschränkung der Daten/-Verweise auf Blätter (B*-Baum) oder/und durch Schlüsselkomprimierung
- Zeichenkomprimierung ermöglicht weit höhere Anzahl von Einträgen pro Seite, v.a. für lange, alphanumerische Schlüssel (z.B. Namen)
- Präfix-Komprimierung
  - mit Vorgängerschlüssel übereinstimmender Schlüsselanfang (Präfix) wird nicht wiederholt
  - v.a. wirkungsvoll für Blattseiten in B*-Bäumen
  - höherer Aufwand zur Schlüsselrekonstruktion
- Suffix-Komprimierung
  - für innere Knoten ist vollständige Wiederholung von Schlüsselwerten für Wegweiserfunktion meist nicht erforderlich
  - Weglassen des zur eindeutigen Lokalisierung nicht benötigten Schlüsselendes (Suffix)
  - *Präfix-B*-Bäume*: Verwendung minimaler Separatoren (Präfixe) in inneren Knoten



Verallgemeinertes Splitting bei B*-Bäumen

- Splitting erfolgt für m volle Seiten
- Standard m=1: Überlauf führt zu zwei halb vollen Seiten:
  b_{min}=0,5 (50%), b_{avg}=ln 2 (ca. 69%), b_{max}=1 (100%)
- m>1 verbessert Speicherbelegung (reduziert Seitenzahl / Baumhöhe)
  $b_{min}=m/(m+1)$, $b_{avg}=\ln((m+1)/m)$, $b_{max}=1$



Hash-Verfahren

- direkte Berechnung der Speicheradresse eines Satzes über Schlüssel (Schlüsseltransformation)
- Hash-Funktion h: S --> {1, 2, ..., n}

  S = Schlüsselraum
  *n = Größe des statischen Hash-Bereiches in Seiten (**Buckets**)*

- Vielzahl von Hash-Funktionen nutzbar, z.B. Divisionsrestverfahren
  - alphanumerische Schlüssel können zunächst auf numerischen Wert abgebildet werden, z.B. durch "Faltung"
- Idealfall: jeder Satz wird in zugeordneter Seite gefunden: Zugriffsfaktor 1
  - aber: injektive Hash-Funktion meist nicht möglich -> Kollisionsbehandlung
- Statische Hash-Bereiche mit Kollisionsbehandlung
  - vorhandene Schlüsselmenge K ($K \subseteq S$) soll möglichst gleichmäßig auf die n Buckets verteilt werden
  - Behandlung von Synonymen: Aufnahme im selben Bucket, wenn möglich; ggf. Anlegen und Verketten von Überlaufseiten
  - typischer Zugriffsfaktor: 1.1 bis 1.4

Statisches Hash-Verfahren mit Überlaufbereichen: Beispiel

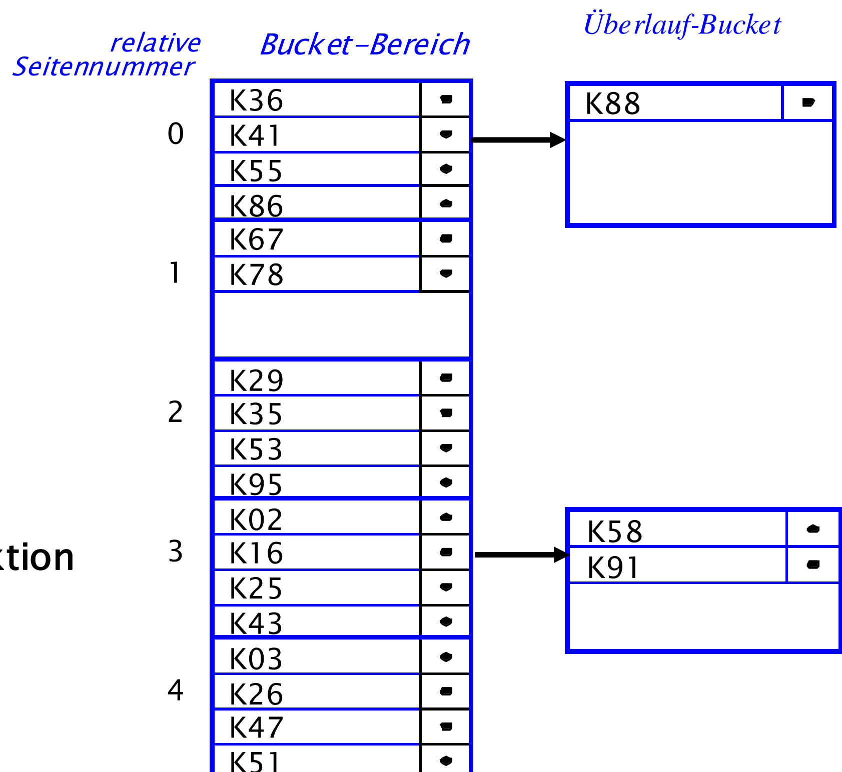
Adreßberechnung für Schlüssel K02

1. Faltung

$$
\begin{array}{l}
1101\ 0010 \\
\oplus\ 1111\ 0000 \\
\oplus\ 1111\ 0010 \\
\hline
1101\ 0000 = 208_{10}
\end{array}
$$

2. Anwendung der Hash-Funktion

208 mod 5 = 3

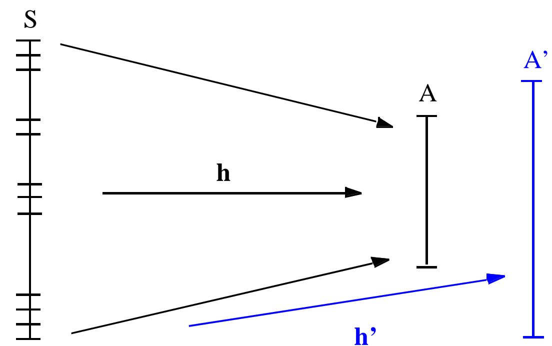


Dynamische Hash-Verfahren

- Wachstumsproblem bei statischen Verfahren
  - Statische Allokation von Speicherbereichen: Speicherausnutzung?
  - Bei Erweiterung des Adressraumes: Re-Hashing

  → Alle Sätze erhalten eine **neue Adresse**

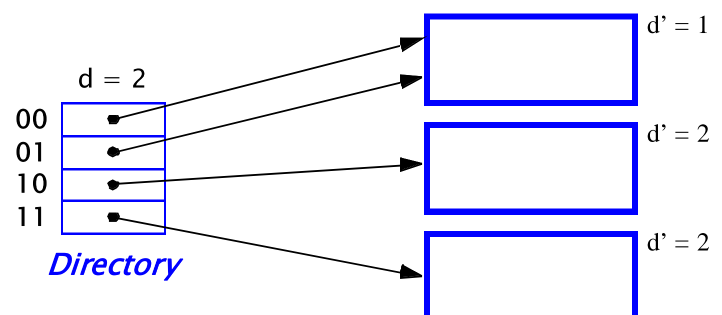
  sehr hoher Reorganisationsaufwand!



- Entwurfsziele für bessere Hash-Verfahren
  - dynamische Struktur, die Wachstum und Schrumpfung des Hash-Bereichs erlaubt
  - keine Überlauftechniken
  - Zugriffsfaktor $\leq$ 2 für die direkte Suche
- Viele konkurrierende Ansätze
  - Extendible Hashing
  - Virtual Hashing und Linear Hashing
  - Dynamic Hashing

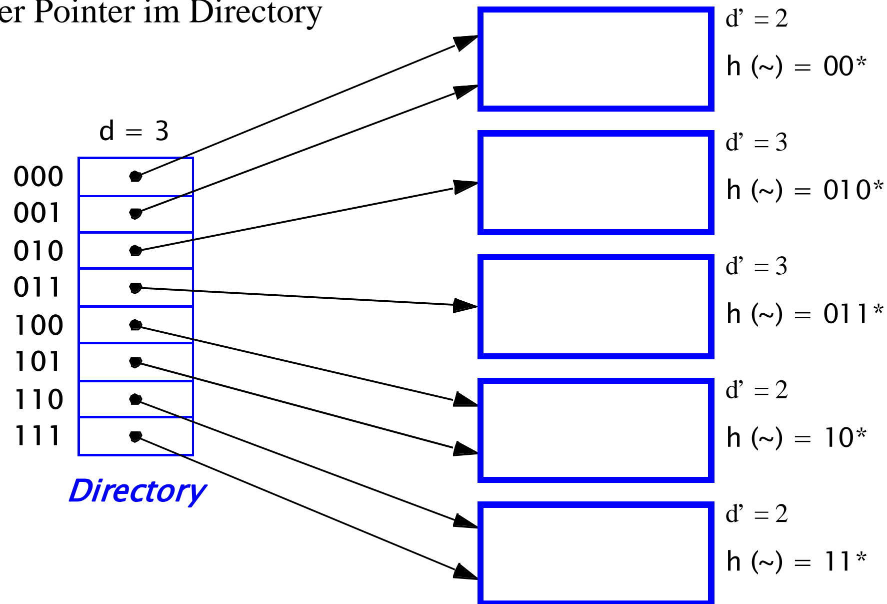
Erweiterbares Hash-Verfahren (Extendible Hashing)

- dynamisches Wachsen und Schrumpfen des Hash-Bereiches
  - Buckets werden erst bei Bedarf bereitgestellt
  - hohe Speicherplatzbelegung möglich
- keine Überlauf-Bereiche, jedoch Zugriff über Directory
  - max. 2 Seitenzugriffe
  - Hash-Funktion generiert Pseudoschlüssel zu einem Satz
  - d Bits des Pseudoschlüssels werden zur Adressierung verwendet (d = globale Tiefe)
  - Directory enthält 2^d Einträge; Eintrag verweist auf Bucket, in dem alle zugehörigen Sätze gespeichert sind
  - in einem Bucket werden nur Sätze gespeichert, deren Pseudoschlüssel in den ersten d' Bits übereinstimmen (d' = lokale Tiefe)
  - d = MAX (d')



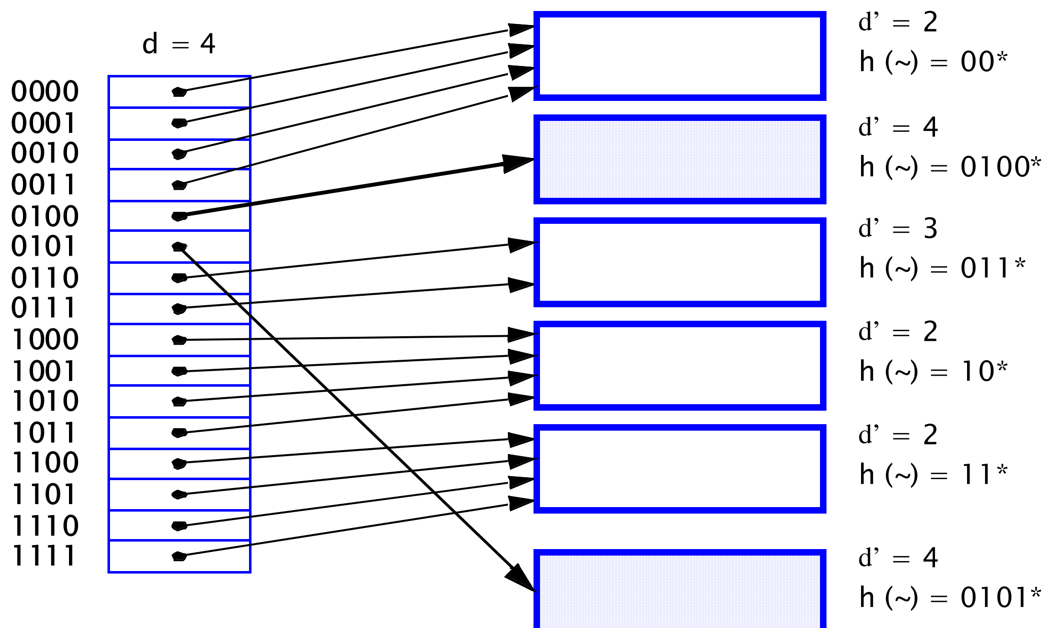
Erweiterbares Hashing: Splitting von Buckets

- Fall 1: Überlauf für Bucket mit lokaler Tiefe kleiner der globalen Tiefe d
  - lokale Neuverteilung der Daten
  - Erhöhung der lokalen Tiefe
  - lokale Korrektur der Pointer im Directory



Erweiterbares Hashing: Splitting von Buckets (2)

- Fall 2: Überlauf eines Buckets, dessen lokale Tiefe gleich der globalen Tiefe ist
  - lokale Neuverteilung der Daten (Erhöhung der lokalen Tiefe)
  - Verdopplung des Directories (Erhöhung der globalen Tiefe)
  - globale Korrektur/Neuverteilung der Pointer im Directory



Grobvergleich der Zugriffskosten (#Seiten)

Beispielangaben für N = 10^6 Sätze

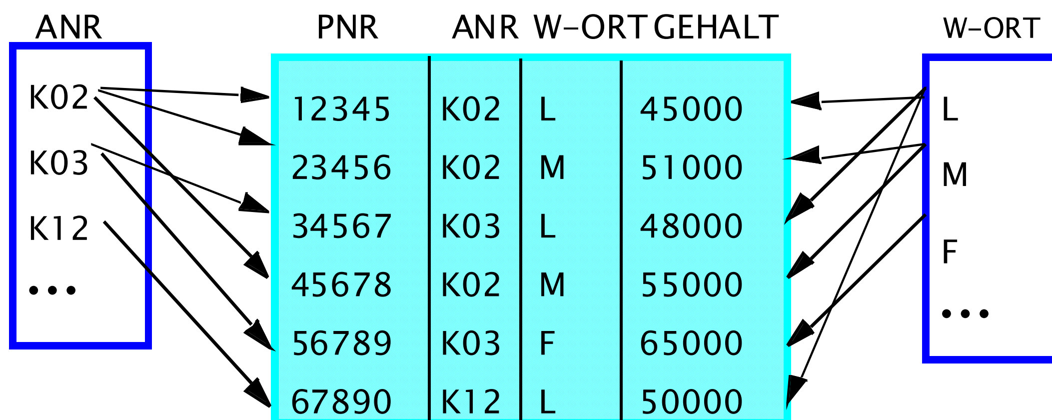
Speicherungs-/Indexstruktur	Direkter Zugriff	Sortiert-sequentielle Verarbeitung
gekette Liste sequentielle Liste/Clusterung	$O(N) \approx 5 \cdot 10^5$ $O(N) \approx 10^4$	$O(N) \approx 10^6$ $O(N) \approx c \cdot 10^4$
Mehrwegbäume (B*-Bäume) Clustered index	$O(\log_k N) \approx 3 - 5$ $O(\log_k N) \approx 3 - 5$	$O(N) \approx 10^6$ $O(N) \approx c \cdot 10^4$
Statisches Hashing mit Überlaufbereich	$O(1)$ ($\approx 1.1 - 1.4$)	$O(N \log_2 N)$ (*)
Erweiterbares Hashing	$O(1) = 2$	$O(N \log_2 N)$ (*)

c vergleichsweise kleine Konstante

(*) Physisch sequentielles Lesen, Sortieren und sequentielles Verarbeiten der gesamten Sätze

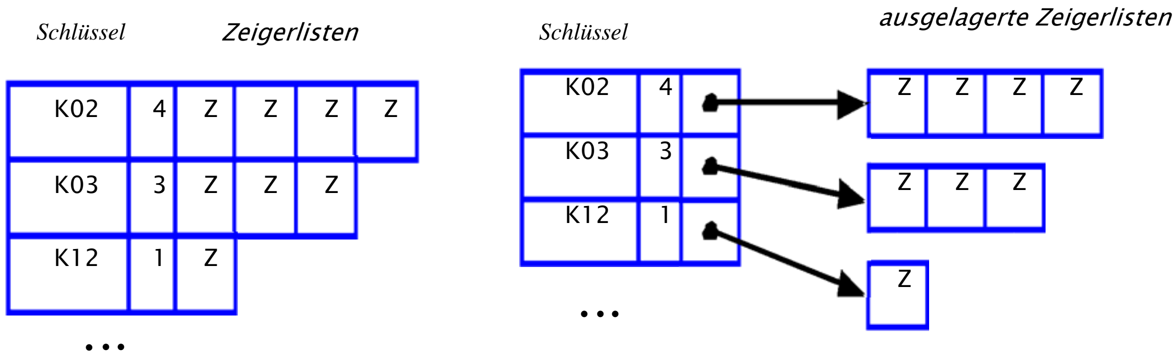
Zugriffspfade für Sekundärschlüssel

- *Sekundärschlüssel*: nicht-identifizierendes Attribut; i.a. keine Eindeutigkeit
- Suchanfragen liefern i.a. mehr als 1 Treffer (Satzmengen)



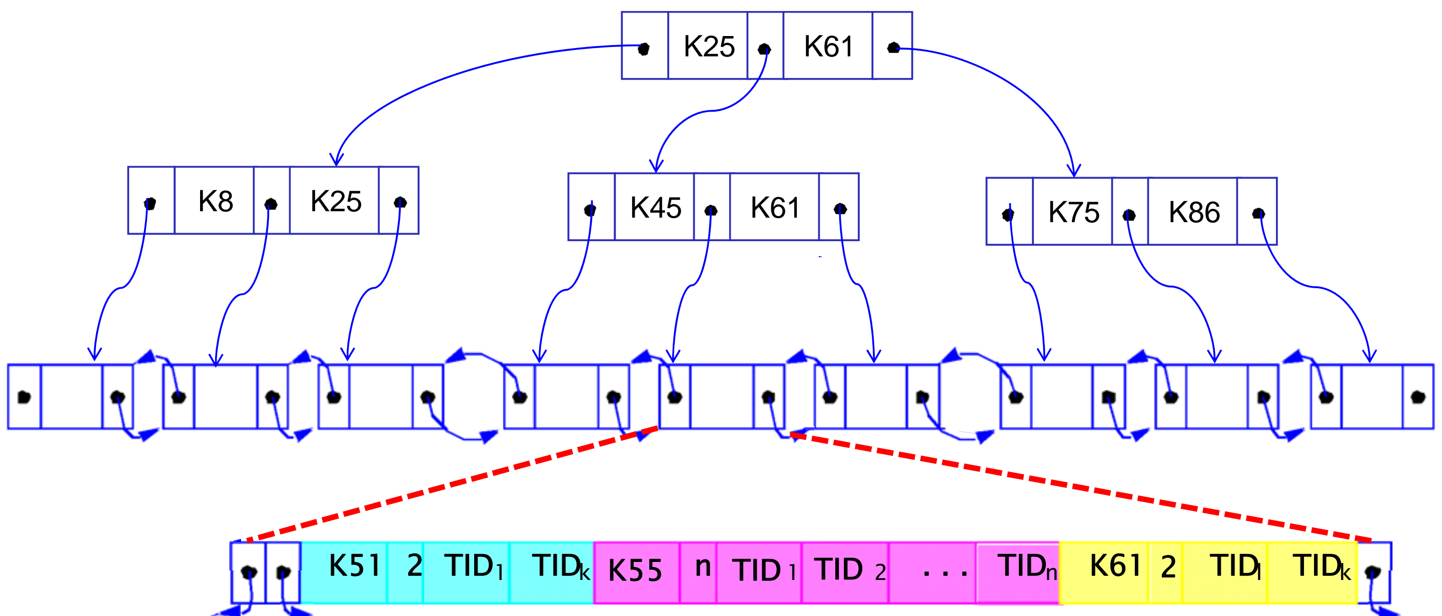
Invertierungstechniken

- Invertierung: Indexstruktur mit Zeigerlisten bzw. Bitvektoren (N Bit pro Wert) pro Attributwert
- effiziente Berechnung mengenalgebraischer Operationen (Durchschnitt/AND-Bedingung, Vereinigung/OR-Bedingung; Komplement / NOT)



- Speicherplatzbedarf für Zeigerlisten (TID-Listen) vs. Bitlisten
  - N Sätze;
    TID-Länge t
    k unterschiedliche Attributwerte

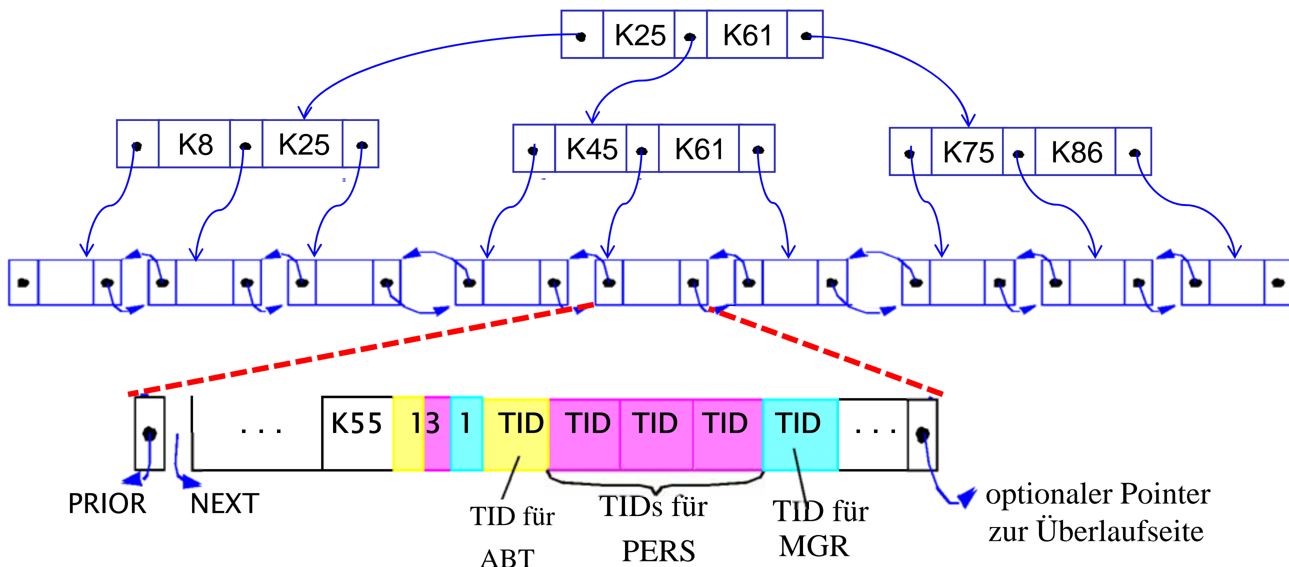
B*-Baum-Nutzung für Sekundärschlüssel



ANR-Index für Mitarbeiter-Tabelle

Verallgemeinerte Zugriffspfadstruktur (Join-Index)

- B*-Baum kann als gemeinsamer Index für Primär- und Fremdschlüssel verwendet werden
- Unterstützung von Joins bzw. hierarchischen Zugriffen zwischen Relationen
- Beispiel: ANR-Index für ABT und PERS und MGR



Verallgemeinerte Zugriffspfadstruktur: Bewertung

- Prinzip
  - kombinierte Realisierung von Primär-, Sekundär- und hierarchischen Zugriffspfaden
  - gemeinsame Verwendung von B*-Baum für mehrere Satztypen, für die Beziehungen (1:1, 1:n, n:1, n:m) durch Wertegleichheit in demselben Attribut (z.B. ANR) repräsentiert sind
  - innere Baumknoten bleiben unverändert; Blätter enthalten Verweise für primäre und sekundäre Zugriffspfade
- Erhöhung der Anzahl der Blattseiten
  - mehr Seitenzugriffe beim sequentiellen Lesen einer Relation in Sortierordnung
  - aber: Höhe des Baumes bleibt meist erhalten: ähnliches Leistungsverhalten beim Aufsuchen von Daten und beim Änderungsdienst
- Vorteile
  - einheitliche Struktur für alle Zugriffspfadtypen: Vereinfachung der Implementierung
  - Schlüssel werden nur einmal gespeichert: Speicherplatzersparnis
  - Unterstützung der Join-Operation sowie bestimmter statistischer Anfragen
  - einfache Überprüfung der referentiellen Integrität sowie weiterer Integritätsbedingungen (z.B. Kardinalitätsrestriktionen)

Bitlisten-Indizes

- herkömmliche Indexstrukturen ungeeignet für Suchbedingungen geringer Selektivität
  - z.B. für Attribute (Dimensionen) mit nur wenigen Werten (Geschlecht, Farbe, Jahr ...)
  - pro Attributwert sehr lange Verweislisten (TID-Listen) auf zugehörige Sätze
  - nahezu alle Datenseiten zu lesen
- Standard-Bitlisten-Index (Bitmap Index):
  - Index für Attribut A umfasst eine Bitliste (Bitmap, Bitvektor) B_{Aj} für jeden der k Attributwerte A1 ... Ak
  - Bitliste umfasst 1 Bit pro Satz (bei N Sätzen Länge von N Bits)
  - Bitwert 1 (0) an Stelle i von B_{Aj} gibt an, dass Satz i Attributwert Aj aufweist (nicht aufweist)

KID	Geschlecht	Lieblingsfarbe
122	W	Rot
123	M	Rot
124	W	Weiß
125	W	Blau
...	...	...

Kunde

Blau	00011000100011000011000000000001001000
Rot	11000000000100100000100000001100000001
Weiß	00100000011000000100000111000000000110
Grün	00000111000000001100001100010001100000 ...

Bitlisten-Indizes (2)

- Vorteile
  - geringer Speicherplatzbedarf bei kleinen Wertebereichen
  - effiziente AND-, OR-, NOT-Verknüpfung zur Auswertung mehrdimensionaler Suchausdrücke
  - effiziente Unterstützung von Data-Warehouse-Anfragen (Joins)

- Kostenvergleich für Beispielanfrage

  Select ... WHERE A1 = C1 AND A2=C2 AND A3=C3 AND A4=C4

  10 Millionen Sätze; pro Teilbedingung Selektivität 5%

  Verarbeitungsdauer ohne Index (Scan):

  Bitlisten-Umfang:

  Anzahl Treffer im Suchergebnis:

Kodierte Bitlisten-Indizes

- Speicherplatzersparnis durch kodierte Bit-Listen (encoded bitmap indexing)
  - Standardverfahren: pro Satz ist nur in einer der k Bitlisten das Bit gesetzt
  - jede der k Wertemöglichkeiten kann durch $\log_2$ k Bits kodiert werden
    => nur noch $\log_2$ k Bitlisten

Blau 0001100010001 ...
Rot 1100000000010 ...
Weiß 0010000001100 ...
Grün 0000011100000 ...

Kodierung	F_1	F_0
Blau		
Rot		
Weiß		
Grün		

2 Bitvektoren

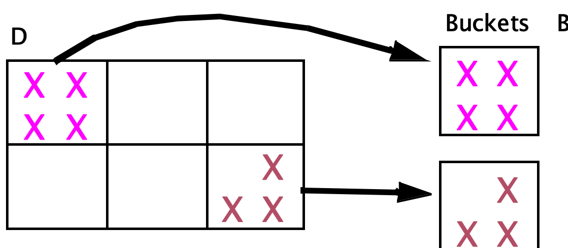
F_1

F_0

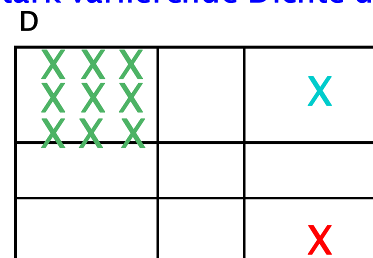
- Auswertung von Suchausdrücken
  - höherer Aufwand bei nur 1 Bedingung ($\log_2$ k Bitlisten statt 1 abzuarbeiten)
  - bei mehreren Bedingungen wird auch Auswertungsaufwand meist reduziert

Grundprobleme räumlicher (mehrdim.) Zugriffe

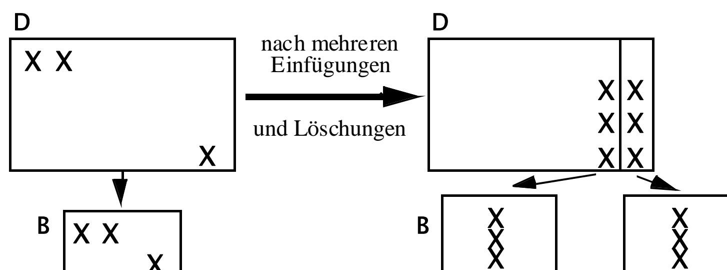
1. Erhaltung der topologischen Struktur



2. Stark variierende Dichte der Objekte



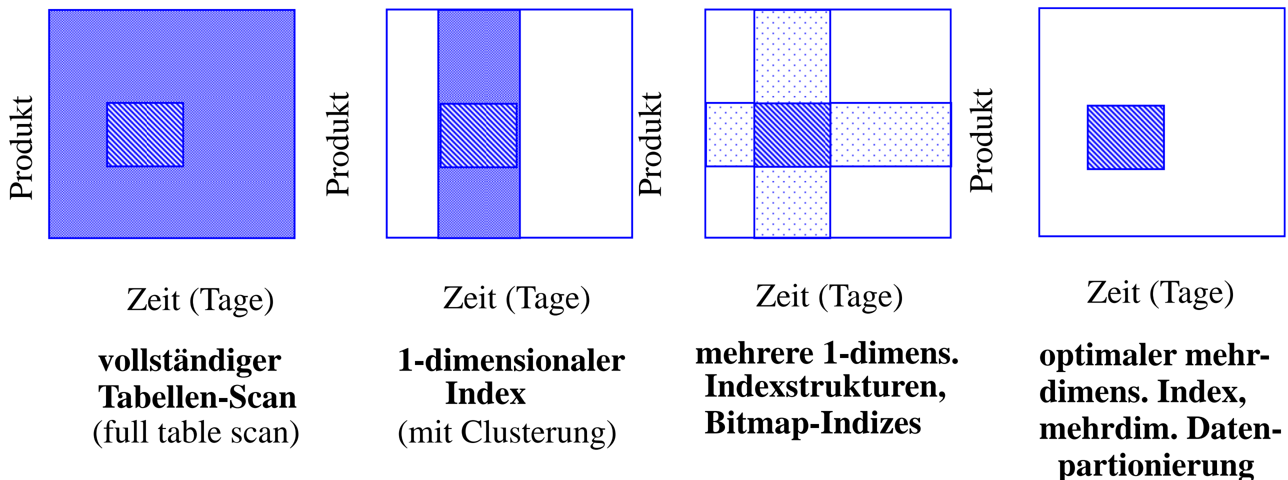
3. Dynamische Reorganisation



4. Objektdarstellung: Punktobjekte sowie Objekte mit Ausdehnung
5. Balancierte Zugriffsstruktur
   - Beliebige Belegungen und Einfüge-/Löschreihenfolgen
   - Garantie eines gleichförmigen Zugriffs: 2 oder 3 Externspeicherzugriffe

Indexunterstützung für mehrdimens. Anfragen

- Eingrenzung des Datenraumes



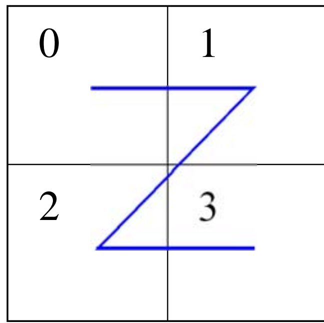
vollständiger Tabellen-Scan (full table scan)	**1-dimensionaler Index** (mit Clusterung)	**mehrere 1-dimens. Indexstrukturen, Bitmap-Indizes**	**optimaler mehr-dimens. Index, mehrdim. Daten-partionierung**

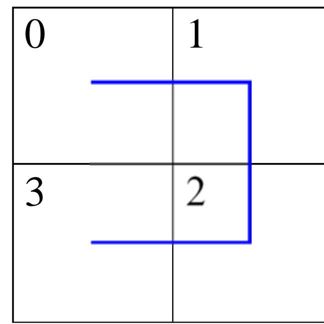
- Verwendung eindimensionaler Indexstrukturen
  - Mischen mehrerer Trefferlisten für Anfragen wie (Key1 = K1i) $\left\{ \begin{array}{c} \text{OR} \\ \text{AND} \end{array} \right\}$ (Key2 = K2j)
  - Clusterung höchstens bezüglich eines Attributs (eine Dimension)
  - Topologie wird nicht erhalten
  - Index auf konkatenierten Attributen unterstützt nur sehr eingeschränkt Mehrattributsuche

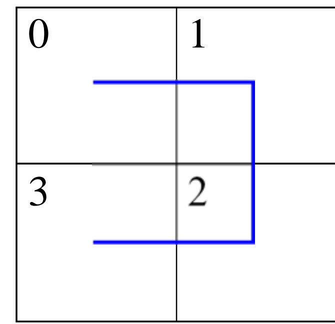
Eindimensionale Einbettung

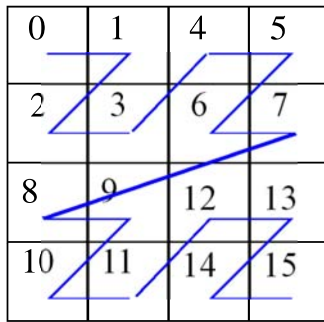
- Transformation mehrdimensionaler Punktobjekte für eindimensionale Repräsentation, z.B. mit B*-Bäumen
- möglichst Wahrung der topologischen Struktur (Unterstützung mehrdimensionaler Bereichs- und Nachbarschaftsanfragen)
- Ansatz
  - Partitionierung des Datenraums D zunächst durch gleichförmiges Raster
  - eindeutige Nummer pro Zelle legt Position in der totalen Ordnung fest
  - Reihenfolge bestimmt eindimensionale Einbettung: *space filling curve*
- Zuordnung aller mehrdimensionalen Punktobjekte einer Zelle zu einem Bucket (Seite)
- jede Zelle kann bei Bedarf separat (und rekursiv) unter Nutzung desselben Grundmusters weiter verfeinert werden

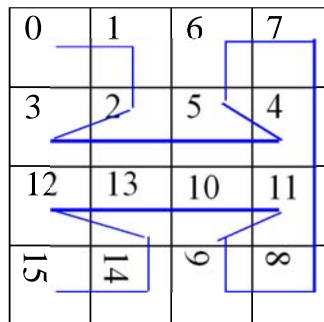
Eindimensionale Einbettungen

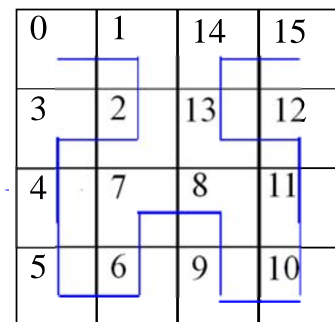












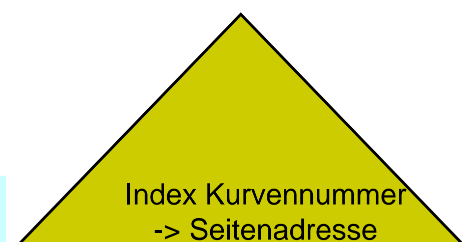
a) z-Ordnung b) Gray-Code c) Hilbert‘s Kurve

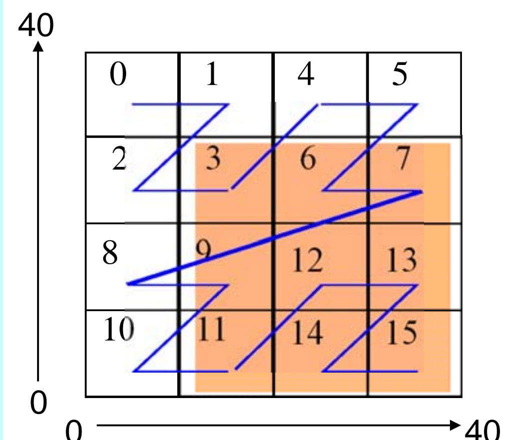
Beispiel Z-Kurve

Range-Query bzgl. dem
Suchintervall [12, 38] x [1,29]

- Zu lesende Kurvennummern: 3, 6, 7, 9, 11,12, 13, 14 und 15
- Mögliche Suchschritte:

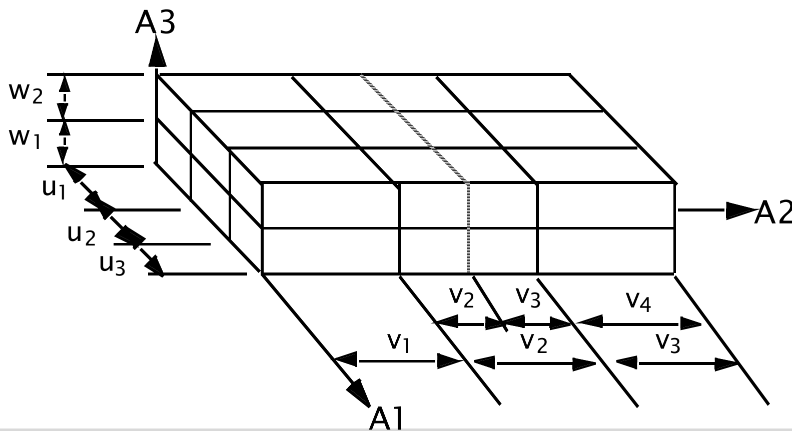
1. Einstieg in Seite zu Kurvennummer 3
2. Lesen von Nr. 6 und 7
3. Dann lineares Lesen der Seiten zu 11 bis 15 über Listenverkettung





Grid-File (Gitterdatei)

- Organisation des Datenraumes D
  - D wird durch **ein orthogonales Raster** (grid) partitioniert, so dass k-dimensionale Zellen (Grid-Blöcke) entstehen
  - die in den Zellen enthaltenen Objekte werden Buckets zugeordnet
  - es muss eine eindeutige Abbildung der Zellen zu den Buckets gefunden werden
- dynamische Anpassung über Dimensionsverfeinerung
  - ein Abschnitt in der ausgewählten Dimension wird durch einen vollständigen Schnitt durch D verfeinert
- Ziele: Erhaltung der Topologie
  - effiziente Unterstützung aller Fragetypen
  - vernünftige Speicherplatzbelegung



3-dim. Datenraum D = A1 x A2 x A3

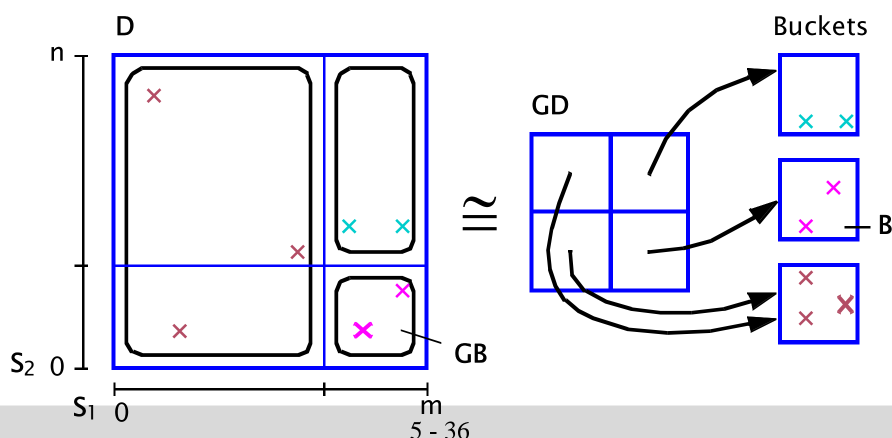
Zellpartition P = U x V x W

Abschnitte der Partition $U = (u_1, u_2, \ldots u_l)$
$V = (v_1, v_2, \ldots, v_m)$
$W = (w_1, w_2, \ldots, w_n)$

Veranschaulichung eines Split-Vorganges im Intervall v_2

Grid-File (2)

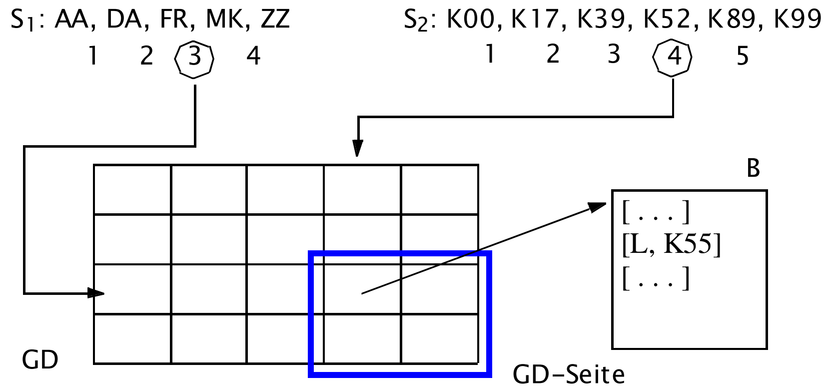
- Komponenten
  - dynamische Aufteilung von D in Gridblöcke (GB)
  - k Skalierungsvektoren (Scales) definieren Grid auf k-dimensionalen Datenraum D
  - Grid Directory GD: dynamische k-dim. Matrix zur Abbildung von D auf die Menge der Buckets
  - Bucket: Speicherung der Objekte eines oder mehrerer Gridblöcke (Bucketbereich)
- Eigenschaften
  - 1:1-Beziehung zwischen Gridblock GB und Element von GD
  - Element von GD = Pointer zu Bucket B
  - n:1-Beziehung zwischen GB und B



Grid File - Suchfragen

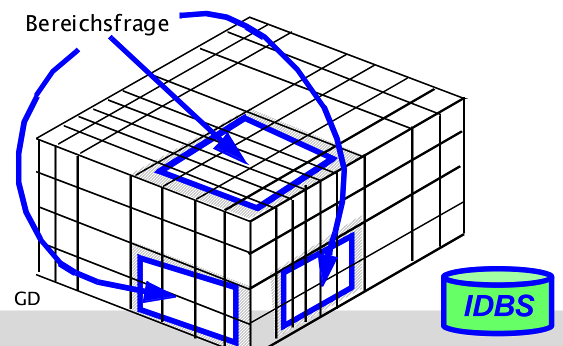
- Punktfrage (exact match)

```
SELECT   *
FROM     PERS
WHERE    ORT = 'L'
         AND ANR = 'K55'
```



  – 2 Plattenzugriffe: unabhängig von Werteverteilungen, #Operationen und #Sätze

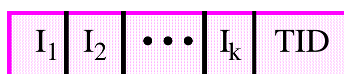
- Bereichsfrage
  – Bestimmung der Skalierungswerte in jeder Dimension
  – Berechnung der qualifizierten GD-Einträge
  – Zugriff auf die GD-Seite(n) und Holen der referenzierten Buckets



R-Baum

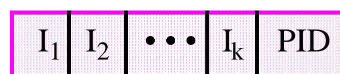
- Zugriffspfad für ausgedehnte räumliche Objekte
  – Objektapproximation durch schachtelförmige Umhüllung
  – Hauptoperationen: Punkt- sowie Gebietsanfragen
- Ansatz: Speicherung und Suche von achsenparallelen Rechtecken
  – Objekte werden durch Datenrechtecke repräsentiert und müssen durch kartesische Koordinaten beschrieben werden
  – Repräsentation im R-Baum erfolgt durch minimale begrenzende (k-dimensionale) Rechtecke/Regionen
  – Suchanfragen beziehen sich ebenfalls auf Rechtecke/Regionen
- R-Baum ist höhenbalancierter Mehrwegebaum
  – jeder Knoten entspricht einer Seite
  – pro Knoten maximal M, wenigstens m (>= M/2) Einträge

Blattknoteneintrag:



kleinstes umschreibendes Rechteck für TID

Zwischenknoteneintrag:



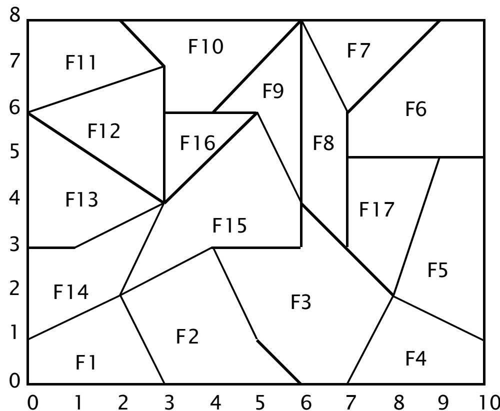
Intervalle beschreiben kleinstes umschreibendes Rechteck für alle in PID enthaltenen Objekte

I_j = geschlossenes Intervall bzgl. Dimension j

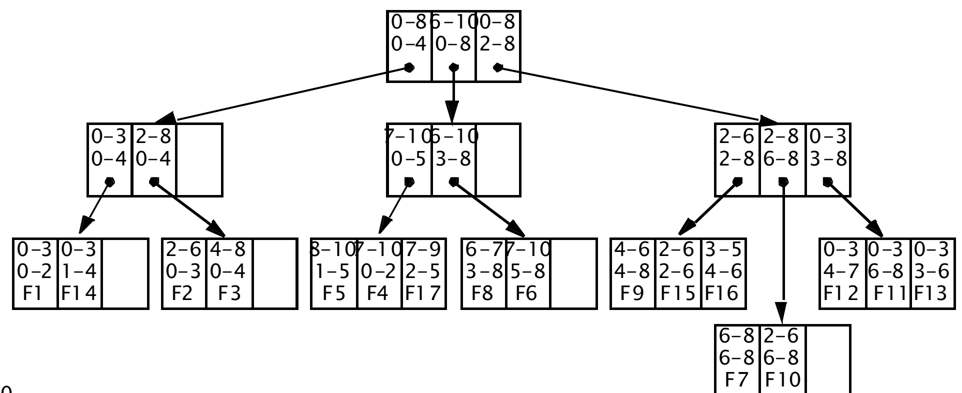
TID: Verweis auf Objekt   PID: Verweis auf Sohn

Abbildung beim R-Baum

Flächenobjekt



Zugehöriger R-Baum



- Eigenschaften
  - starke Überlappung der umschreibenden Rechtecke auf allen Baumebenen möglich
  - bei Suche nach überlappenden Rechtecken sind ggf. mehrere Teilbäume zu durchlaufen

Textsuche in Dokumentkollektionen

- DB mit Kollektion von Dokumenten / Texten

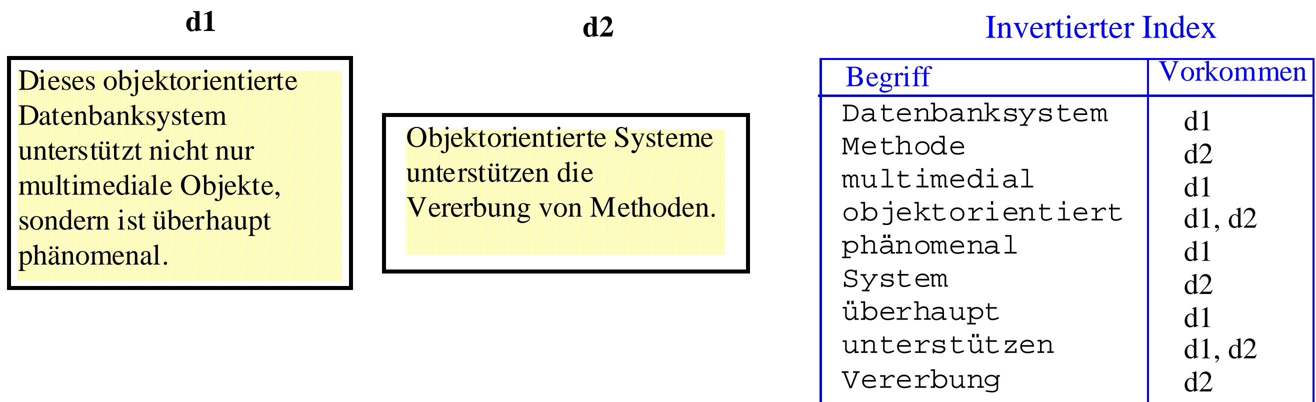
```
CREATE TABLE Dokument
          ( DokID      int primary key,
            URL        varchar (60),
            Autor      varchar (60),
            Titel      varchar (60),
            Jahr       nt,
            Abstract   CLOB,
            Volltext   CLOB ... )
```

```
SELECT URL
FROM Dokument
WHERE CONTAINS (Volltext,
          "(multimedial OR objektorientiert OR
           intelligent)  AND
          (Datenbank OR Informationssystem)" )
          AND Jahr > 2005
```

- Ziel: Unterstützung von Information-Retrieval-Anfragen nach Textinhalten / Deskriptoren
  - Suche nach bestimmten Wörtern/Schlüsselbegriffen/Deskriptoren (nicht nach beliebigen Zeichenketten)
  - ggf. Abfangen sogenannter „Stop-Wörter“ (der, die, das, ist, er ...)
  - Boole’sche Anfragen zur Verknüpfung mehrerer Suchbedingungen
  - "unscharfe" Anfragen; Berücksichtigung von Wort-Stammformen
  - Ranking von Ergebnissen (Berücksichtigung von Begriffshäufigkeiten, Nachbarschaftvorkommen in einem Satz / Paragraphen ...)

Invertierte Listen

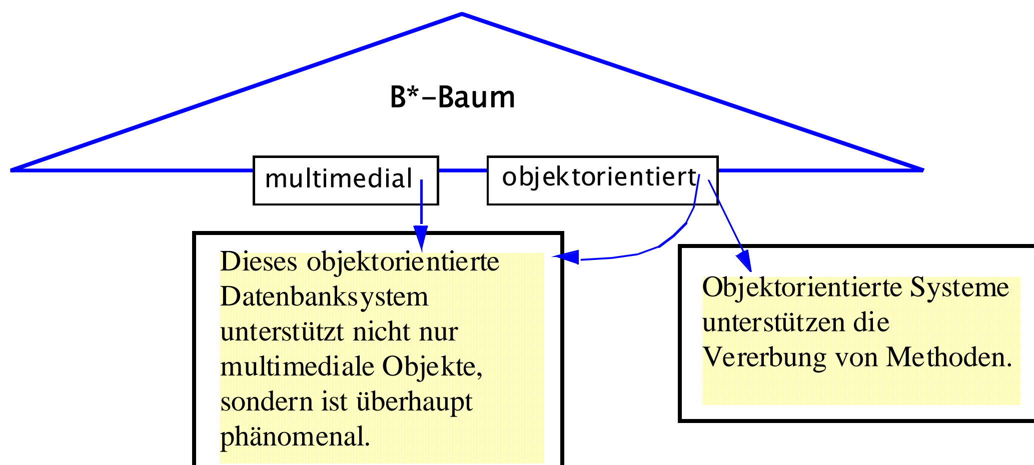
- Invertierung: Verzeichnis (Index) aller Vorkommen von Schlüsselbegriffen
  - lexikographisch sortierte Liste der vorkommenden Schlüsselbegriffe
  - pro Eintrag (Begriff) Liste der Dokumente (Verweise/Zeiger), die Begriff enthalten
  - eventuell zusätzliche Information pro Dokument wie Häufigkeit des Auftretens oder Position der Vorkommen
- Beispiel



- Zugriffskosten werden durch Datenstruktur zur Verwaltung der invertierten Liste bestimmt (B*-Baum, Hash-Verfahren ...)

Invertierte Listen (2)

- effiziente Realisierung über (indirekten) B*-Baum
  - variabel lange Verweis/Zeigerlisten pro Schlüssel auf Blattebene
  - eventuell zusätzliche Information pro Dokument wie Häufigkeit des Auftretens oder Position des ersten Vorkommens



- Boole'sche Operationen: Verknüpfung von Zeigerlisten
  - Beispiel: Suche nach Dokumenten mit „multimedial““ UND „objektorientiert“

Signatur-Dateien

- Alternative zu invertierten Listen: Einsatz von ***Signaturen***
  - zu jedem Dokument wird Bitvektor fester Länge (*Signatur*) geführt
  - Begriffe werden über Signaturgenerierungsfunktion (Hash-Funktion) s auf Bitvektor abgebildet
  - OR-Verknüpfung der Bitvektoren aller im Dokument vorkommenden Begriffe ergibt *Dokument*-Signatur
- Suchbegriffe werden über dieselbe Signaturgenerierungsfunktion s auf eine ***Anfragesignatur*** abgebildet
  - Kombination mehrerer Suchbegriffe durch OR, AND, NOT-Verknüpfung der Bitvektoren
  - wegen Nichtinjektivität der Signaturgenerierungsfunktion muss bei ermittelten Dokumenten geprüft werden, ob tatsächlich ein Treffer vorliegt
- Eigenschaften
  - geringer Platzbedarf für Dokumentsignaturen
  - Zugriffskosten aufgrund Nachbearbeitungsaufwand bei „False Matches" meist höher als bei invertierten Listen

Signaturgenerierungsfunktion:

objektorientiert -> Bit 0
multimedial -> Bit 2
Datenbanksystem -> Bit 4
Vererbung -> Bit 2

Anfrage: Dokumente mit Begriffen "objektorientiert" und "multimedial"

Anfragesignatur:

Signaturen der Dokumente

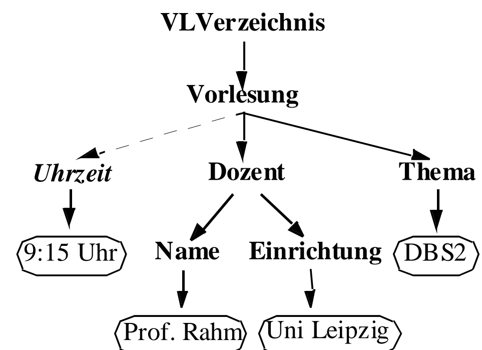
1 0 1 0 0 0
1 0 1 0 1 0
0 0 1 0 1 1
. . .

Objektorientierte Systeme unterstützen die Vererbung von Methoden. •••

Dieses objektorientierte Datenbanksystem unterstützt nicht nur multimediale Objekte, sondern ist überhaupt phänomenal.

Indexierung von XML-Daten

- Beispiel-XML-Dokument repräsentiert als DOM-Baum
  - **Element-Knoten**
  - ***Attribut-Knoten***
  - Text-Knoten
- Indexierung abhängig von Datenstruktur zur Speicherung von XML-Dokumenten
- hier: generisches Datenmodell auf Relationen
  - Eindeutige Identifizierung der Knoten
    - Elemente: DocID+ID
    - Attribute: DocID+ElementID+Name
  - Erhaltung der Stukturinformation
    - Hierarchie: VaterKnoten
    - Geschwisterreihenfolge: Pos



Elemente

DocID	ID	ElementName	VaterKnoten	Pos	Wert
1	1	VLVerzeichnis	Null	1	Null
1	2	Vorlesung	1	1	Null
1	3	Dozent	2	1	Null
1	4	Name	3	1	Prof. Rahm
1	5	Einrichtung	3	2	Uni Leipzig
1	6	Thema	2	2	DBS2

Attribute

DocID	ElementID	AttributName	Wert
1	2	Uhrzeit	9:15 Uhr

Indexierung von XML-Daten (2)

- Elementindex (Namensindex)
  Aufsuchen aller Knoten eines bestimmten Elementtyps/ Attributnamens
  - Index auf ElementName (B*-Baum)
    Bsp.: //Dozent
- Strukturindex (Pfadnavigation)
  - Index auf VaterKnoten (B*-Baum); beschleunigt Child-Achse
    Bsp.: /VLVerzeichnis/*
- Wertindex
  Aufsuchen von Elemente/ Attributen über ihren Inhalt/Wert
  - Index auf Wert (B*-Baum)
    Bsp.: //*[@Uhrzeit=’9:15 Uhr’]
  - bei Vorliegen von Typinformationen der Werte auch mehrere typspezifische Indizes möglich
    z.B. für //Person[@Alter < 20]
- Textindex
  - Elemente können als Wert längere Texte enthalten
  - Wertindex nicht für Suche nach Teilausdrücken nutzbar
  - Textindex als invertierte Liste über den Elementinhalt
    Bsp.: //Vorlesung/Thema[contains(text(), ’Datenbanken’)]

Elemente

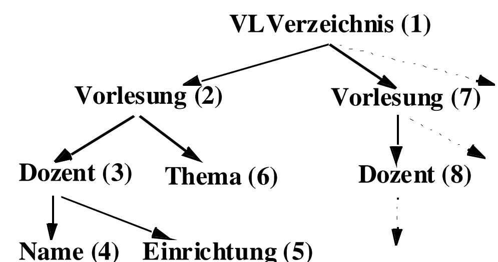
DocID	ID	ElementName	VaterKnoten	Pos	Wert
1	1	VLVerzeichnis	Null	1	Null
1	2	Vorlesung	1	1	Null
1	3	Dozent	2	1	Null
1	4	Name	3	1	Prof. Rahm
1	5	Einrichtung	3	2	Uni Leipzig
1	6	Thema	2	2	DBS2

Attribute

DocID	ElementID	AttributName	Wert
1	2	Uhrzeit	9:15 Uhr

Indexierung von XML-Daten (3)

- Pfadindex
  - Problem: XPath-Ausdrücke müssen Schritt für Schritt abgearbeitet werden (z.B. /VLVerzeichnis/Vorlesung/Dozent)
  - Pfadindex liefert alle Knoten, die über einen bestimmten Pfad erreichbar sind

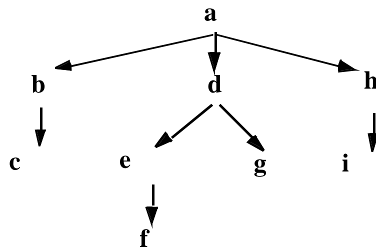


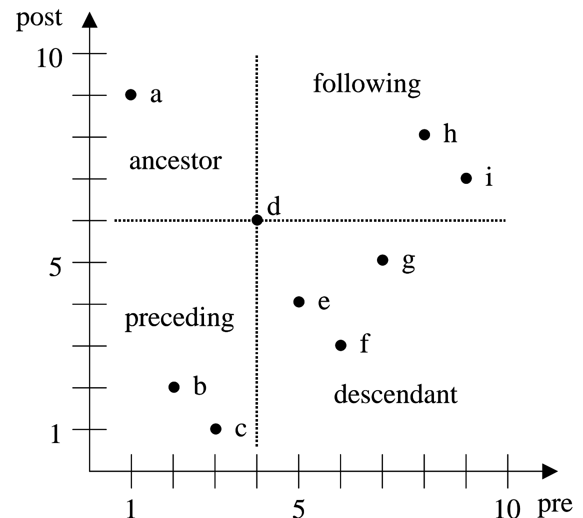
Pfad	Knoten
/VLVerzeichnis	{1}
/VLVerzeichnis/Vorlesung	{2,7,...}
/VLVerzeichnis/Vorlesung/Dozent	{3,8,...}
/VLVerzeichnis/Vorlesung/Dozent/Name	{4,...}
/VLVerzeichnis/Vorlesung/Dozent/Einrichtung	{5,...}
/VLVerzeichnis/Vorlesung/Thema	{6,...}

  - XPath-Anfrage wird als Zeichenkette komplett oder als Teilausdruck mit Pfadindex verglichen
  - auch Wildcards können in der Anfrage vorkommen
    Bsp.: /VLVerzeichnis//Name
    /VLVerzeichnis/*/Dozent
  - Anwendbarkeit eingeschränkt, wenn Prädikate enthalten sind
    Bsp.: /VLVerzeichnis/Vorlesung[@Uhrzeit=’9:15 Uhr’]/Dozent/Name

Indexierung von XML-Daten (4)

- Erweiterte Knotennummerierung
  - Problem: bisheriger Ansatz erfordert Baum-Traversierung zur Auswertung der XPath-Achsen *ancestor* (Vorfahre), *descendant* (Nachkomme), *preceding* (Vorangehende) und *following* (Folgende)
  - Lösung: spezielle Knotennummerierungen erlauben Auswertung der Achsen über Bereichsanfragen
  - Bsp.: Knotennummerierung mit pre- und postorder Werten





  - *descendant*(d) = { x | x.pre>d.pre AND x.post<d.post }
  - Indexvarianten:
    - je ein B*-Baum für pre- und postorder Wert
    - R-Tree
  - Einschränkung: Nummerierungsschema eignet sich nur für statische XML-Dokumente (Neunummerierung bei Einfügen/Löschen von Knoten)

* Grust, T.: Accelerating XPath Location Steps. In Proc. of ACM SIGMOD Conf., 2002

Zusammenfassung

- Standard-Indexstruktur in DBS: B*-Baum ("the ubiquitous B*-tree")
  - direkter vs. indirekter; clustered vs. non-clustered Index
  - direkter und sortiert sequentieller Zugriff für Primär- und Sekundärschlüssel
  - verallgemeinerte Zugriffspfadstruktur, Join-Index
  - Verbesserung der Baumbreite: Schlüsselkomprimierung, verallgemeinertes Splitting
- schnellerer Schlüsselzugriff erfordert Hash-Verfahren
  - (nur) direkter Zugriff (< 1.4 Seitenzugriffe)
  - dynamische Hash-Verfahren unterstützen stark wachsende Datenbestände
  - Beispiel-Implementierung: Erweiterbares Hashing (2 Seitenzugriffe)
- Bitlisten-Indexierung u.a. für Attribute geringer Kardinalität
- Mehrdimensionale Anfrageunterstützung
  - Intersection / Containment / Nearest Neighbor queries
  - Erhaltung der topologischen Struktur des Datenraumes
  - eindimensionale Indexstrukturen begrenzen Datenraum unzureichend
  - mehrdimensionale Beispielansätze: Grid-File und R-Baum
- Textsuche (Schlüsselwortsuche in großen Dokumentkollektionen)
  - Verwendung von invertierten Listen (B*-Bäumen) oder Signaturen
- XML: verschiedene Indexvarianten für Elemente, Pfade, Werte