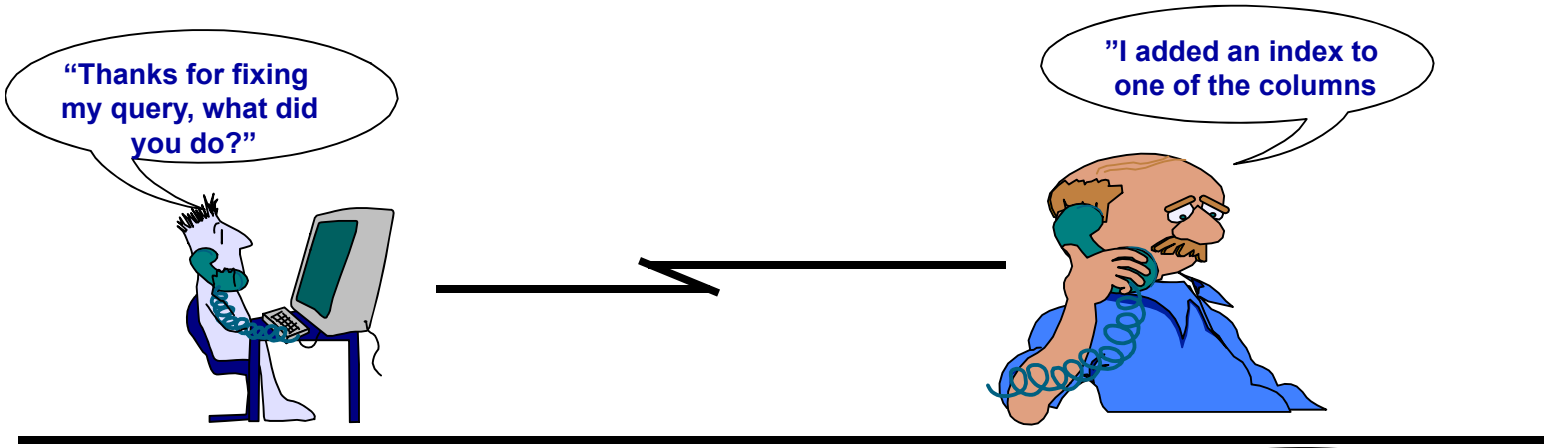
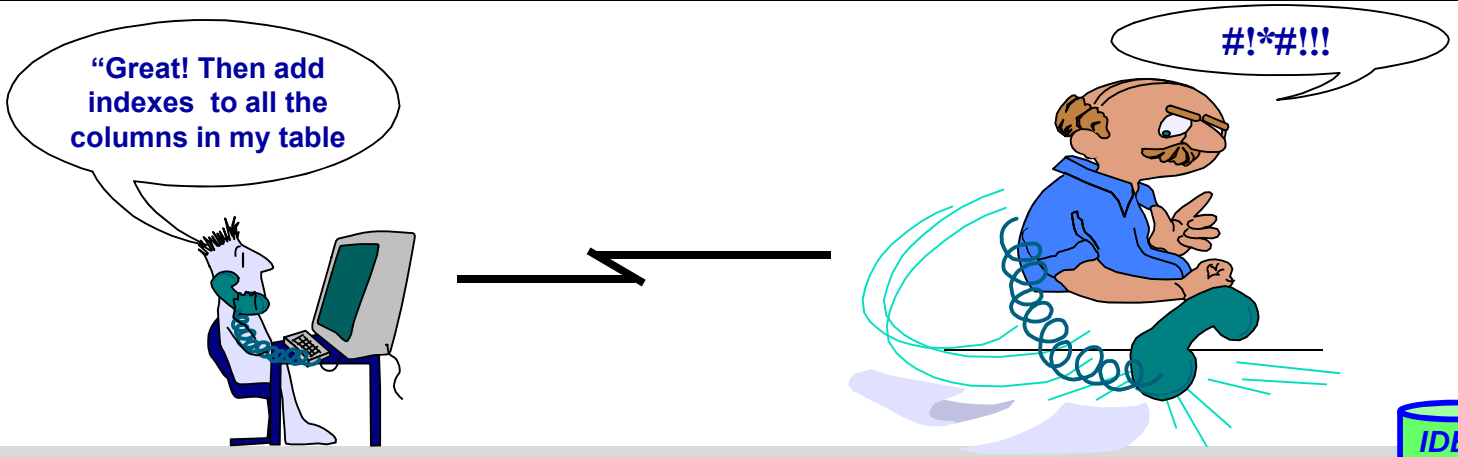
5. Indexstrukturen

- Einführung
  - Zugriffsarten und Suchanfragen
  - Indexstrukturen für Primärschlüsselzugriff
- B*-Baum
  - clustered / non-clustered Index
  - Optimierungen: 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/Matching: invertierte Listen, Signatur-Dateien, Suchraumeingrenzung





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

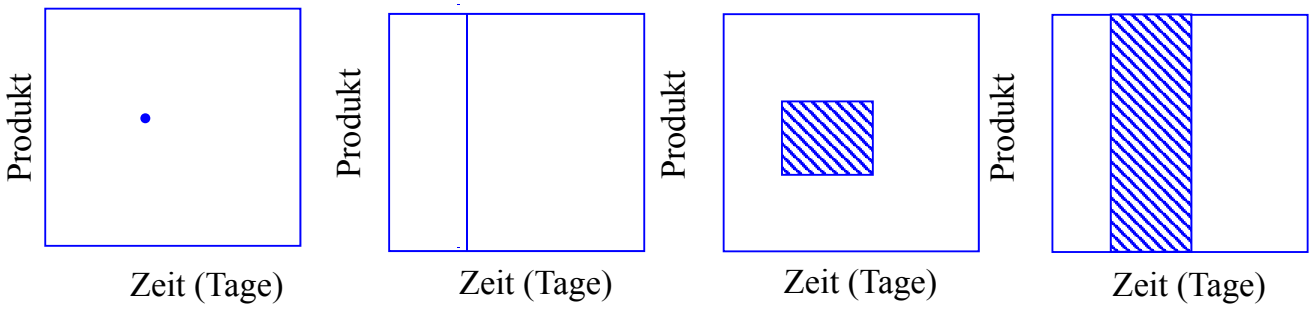
- Suchbedingungen bezüglich mehrerer Attribute / Dimensionen
  - besonders wichtig für räumliche Objekte (Punkte, Polygone, Quader, ...) -> GIS, CAD, etc.
- Annahmen:
  - Satztyp/Datei $R = (A_1, ... A_n)$
  - Jeder Satz $t = (a_1, a_2, ... a_n)$ ist ein Punktobjekt
  - Attribute $A_1, ... A_k$ ($k < n$) 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
   $Q = (A_1 = a_1) \wedge (A_2 = a_2) \wedge \ ... \wedge (A_k = a_k)$
2. ***Partielle Anfrage*** *(partial match query):* spezifiziert $s < k$ Schlüsselwerte
   $Q = (A_{i1} = a_{i1}) \wedge (A_{i2} = a_{i2}) \wedge \ ... \wedge (A_{is} = a_{is})$ mit $1 < s < k$ und $1 < i_1 < i_2 < ... < i_s < k$
3. ***(Exakte) Bereichsanfrage*** *(range query)*: spezifiziert einen Bereich $r_i = [l_i < a_i < u_i]$ für jeden Schlüssel A_i
   $Q = \ (A_1 = r_1) \wedge \ ... \wedge (A_k = r_k) \equiv (A_1 > l_1) \wedge \ (A_1 < u_1) \wedge \ ... \wedge (A_k > l_k) \wedge \ (A_k < u_k)$
4. ***Partielle Bereichsanfrage*** *(partial range query):* spezifiziert für $s < k$ Schlüssel einen Bereich
   $Q = (A_{i1} = r_{i1}) \wedge ... \wedge (A_{is} = r_{is})$ mit $1 < s < k$ und $1 < i_1 < ... < i_s < k$ 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 $[-\infty < a_i < \infty]$



Punktanfrage (exact match)

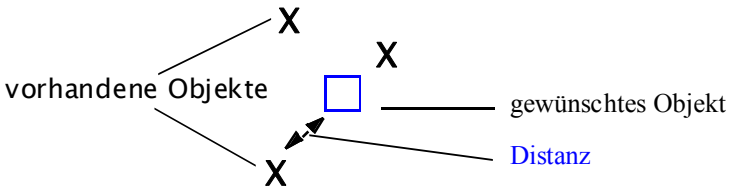
Partielle Punkt-anfrage (partial match)

Bereichsanfrage

Partielle Bereichs-anfrage (partial range)

Best-Match (Nearest Neighbor)-Anfragen

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



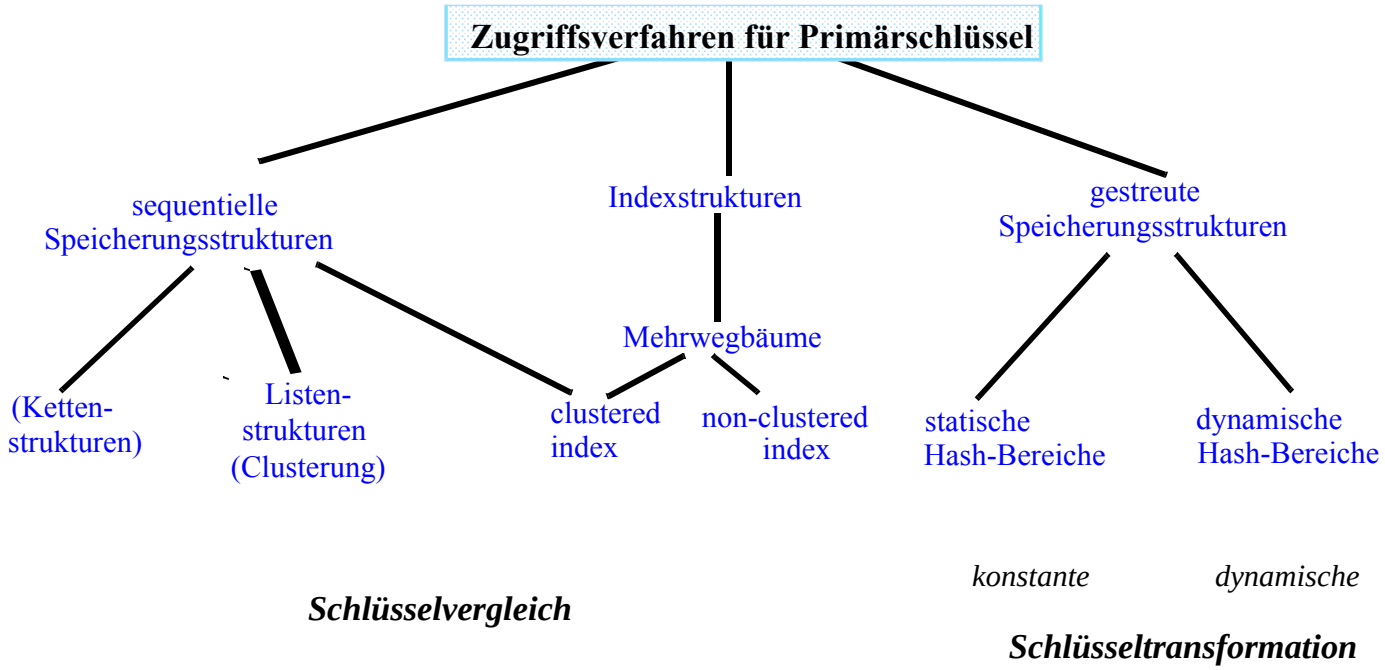
  - "best" wird bestimmt über verschiedene Arten von Distanzfunktionen
- Beispiele:
  - räumliche Distanz
  - Objekt erfüllt nur 8 von 10 geforderten Eigenschaften
  - Objekt ist durch Synonyme beschrieben
- Nearest Neighbor:

  D = Distanzfunktion

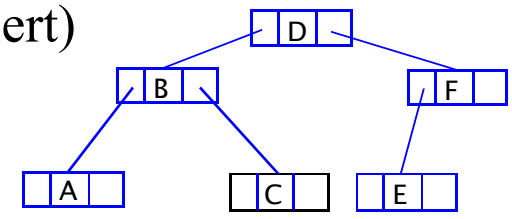
  B = Sammlung von Punkten im k-dim. Raum

  Gesucht: nächster Nachbar von p (in B)

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

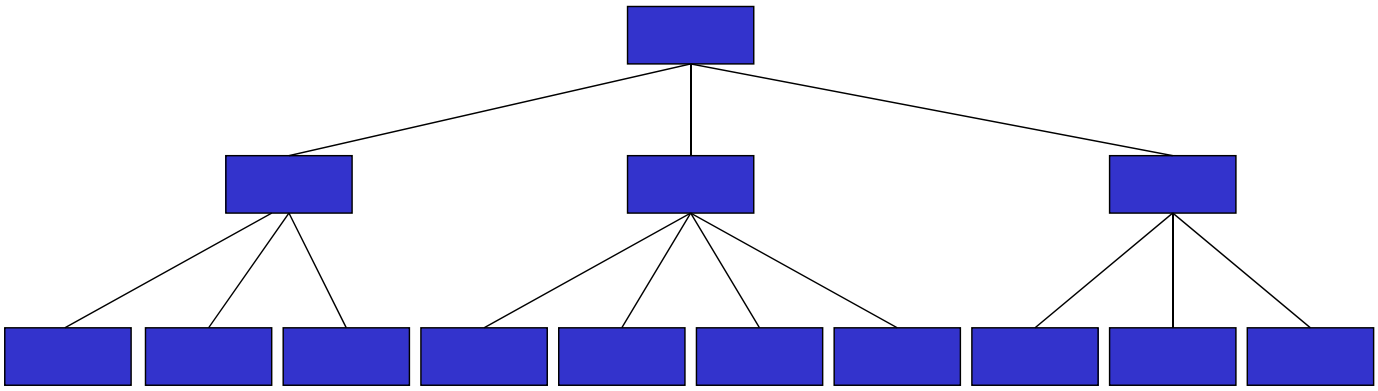


Mehrweg-Bäume



- 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 und Einfügereihenfolge
  - dynamische Reorganisation durch Splitten und Mischen von Seiten
  - Speicherung von Datensätzen: direkt/eingebettet im Mehrweg-Baum oder separat
- Direkter Index: eingebettete Datensätze
  - kann Baumhöhe erhöhen, erspart jedoch separaten Satzzugriff über Verweis.
  - direkte Speicherung nur für einen Index pro Satztyp (i.a. für Primärschlüssel) !
- Indirekter Index: enthält Verweis (TID) pro Datensatz
  - mehr Einträge pro Knoten
  - einige Abfragen (zB. Aggregatfunktionen) können direkt auf Index beantwortet werden

B*-Baum



B*-Baum vom Typ (k, k*, h) ist ein Baum mit folgenden Eigenschaften

- Jeder Weg von der Wurzel zum Blatt hat die Länge h
- Jeder Zwischenknoten hat mindestens k+1 Söhne. Die Wurzel ist ein Blatt oder hat mindestens 2 Söhne.
- Jeder Zwischenknoten hat höchstens 2k+1 Söhne.
- Jedes Blatt hat mindestens k* und höchstens 2k* Einträge

B*-Baum: Seitenformate

- Zwischenknoten: k bis 2k Einträge, k+1 bis 2k+1 Verweise auf Söhne

Z_0	S_1	Z_1	S_2	Z_2	...	S_m	Z_m	frei

S_i = Schlüssel
Z_i = Zeiger Sohnseite

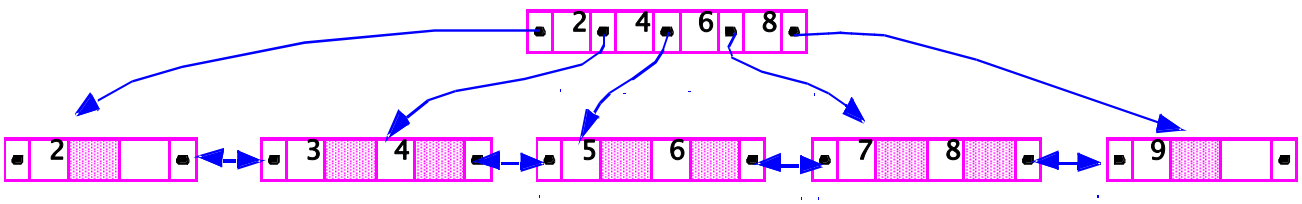
Alle Schlüssel in einem Knoten sind sortiert: $S_i <= S_{i+1}$ *(i=1, ..., m-1)*
für alle Schlüssel s im Teilbaum zu Z_i *gilt:* $S_i < s <= S_{i+1}$ *(i=1, ..., m-1)*
bzgl. Z_0 *gilt:* $s <= S_1$
und bzgl Z_m *gilt:* $S_m < s$

- Blattknoten: k* bis 2k* Einträge, Verkettung mit Nachbarseiten

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

S_i = Schlüssel
D_i = Datensatz bzw. Verweis (TID)
V = Zeiger Vorgängerseite
N = Zeiger Nachfolgerseite

- Beispiel (h=2, k=2,k*=1):



B*-Baum: Verzweigungsgrad, Höhe

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

  Eintragsgröße Zwischenknoten:

  indirekter Index:

  direkter Index:

- Anzahl von Sätzen (N) für unterschiedliche Baumhöhen

  h=1:

  h=2:

  h=3:

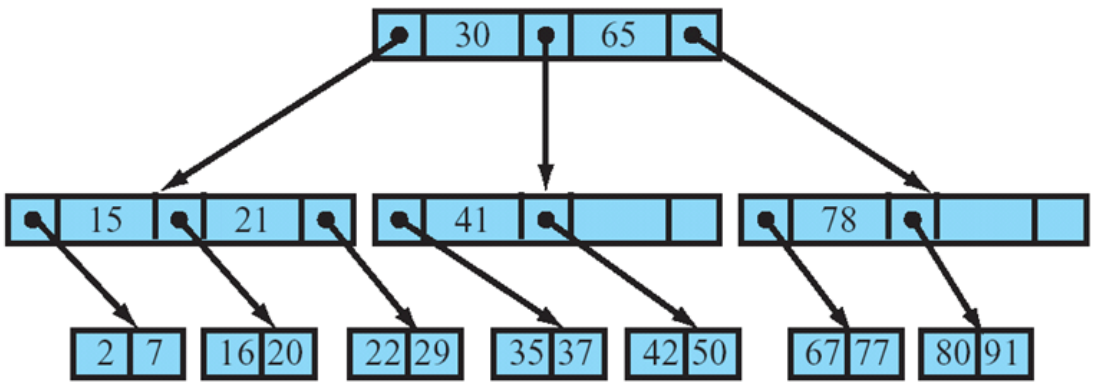
- Höhe h eines B*-Baums mit N Datenelementen:

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

- Typischer Wert für die Höhe eines B*-Baums:
  Höhe 2 – 4 bei 10^5 – 10^8 Datensätzen

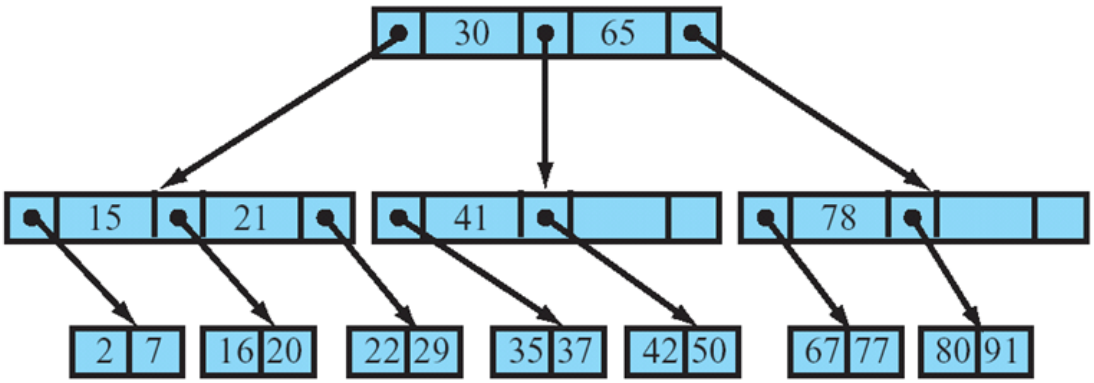
B*-Baum (3)

- Suche im B*-Baum (Lookup)
  - 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)



B*-Baum: Anfragebearbeitung

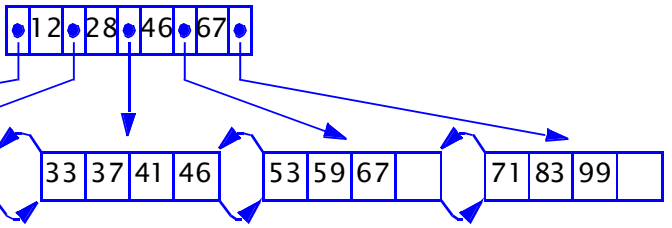
- unterstützte Zugriffe/Suchanfragen:
  - direkter Schlüsselzugriff sowie sortiert sequentieller Zugriff
  - exakte Anfragen und Bereichsanfragen
  - Präfix-Match-Anfragen, Extremwertanfragen ...



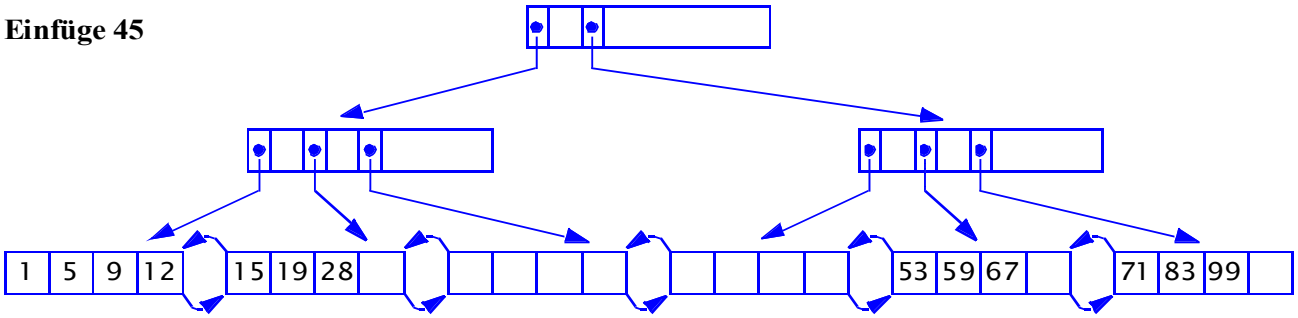
Einfügen im B*-Baum

- 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)

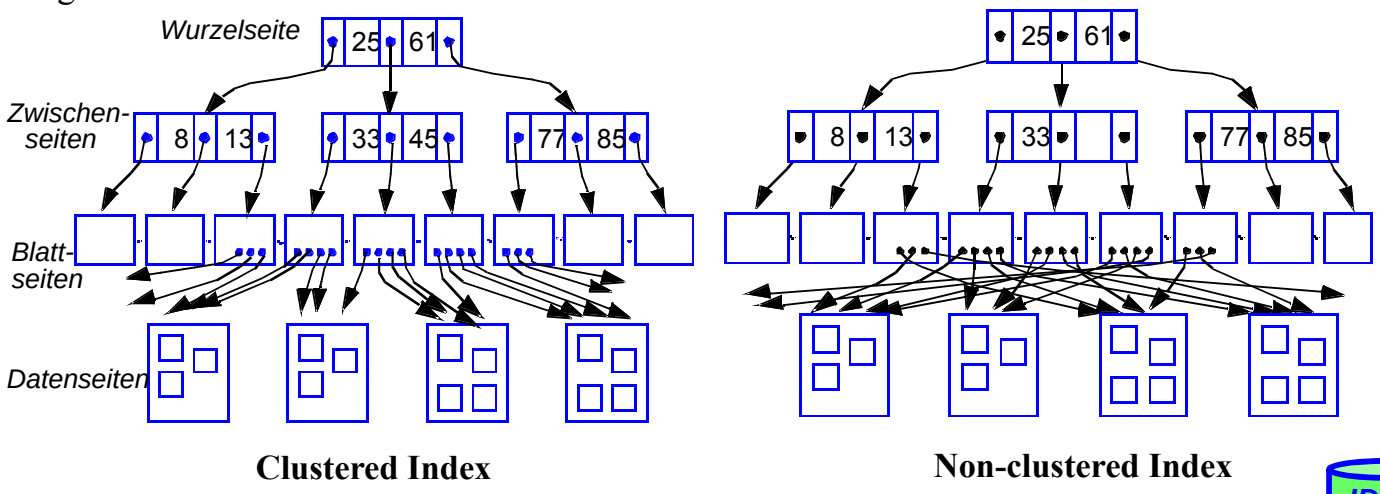


Einfüge 45



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



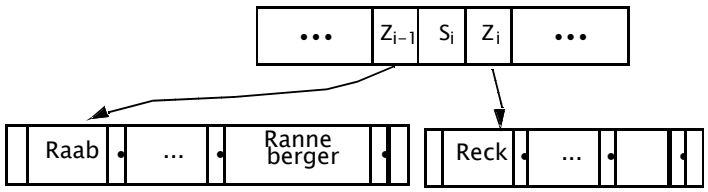
Clustered Index **Non-clustered Index**

B*-Baum: Optimierungen

- Merkmale B*-Baum
  - 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)
- Optimierungsziel: wenige Seiten und niedrige Höhe
  - möglichst große Seiten
  - möglichst hoher Verzweigungsgrad (Fan-Out) -> mehr Einträge pro Seite
  - möglichst kurze Schlüsselwerte (-> Schlüsselkomprimierung)
  - möglichst hohe Seitenbelegung (-> verallgemeinerte Splitting-Verfahren)

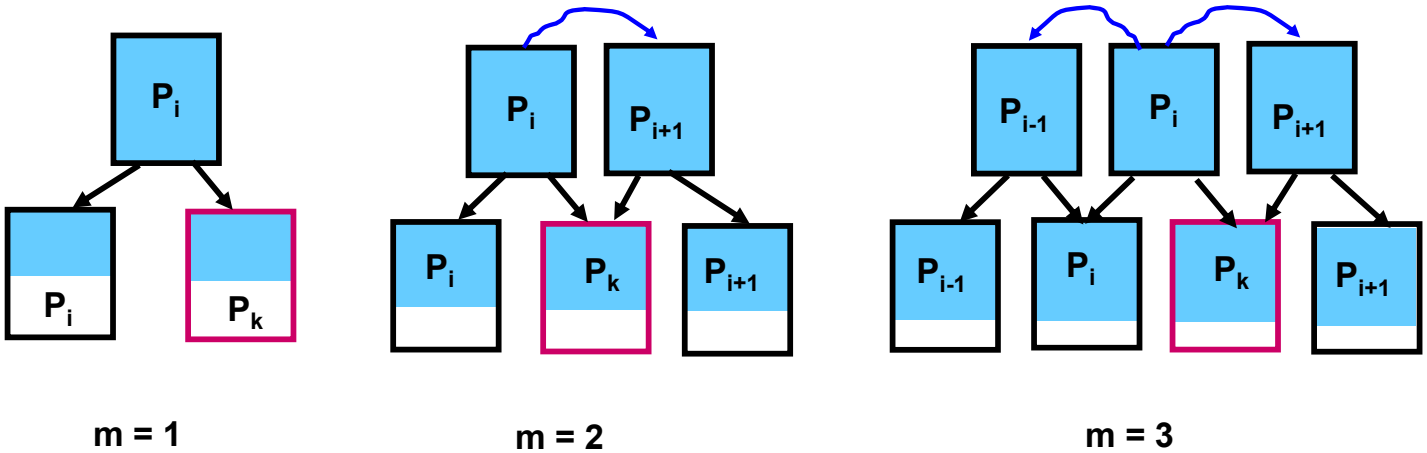
Präfix/Suffix-Komprimierung

- 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

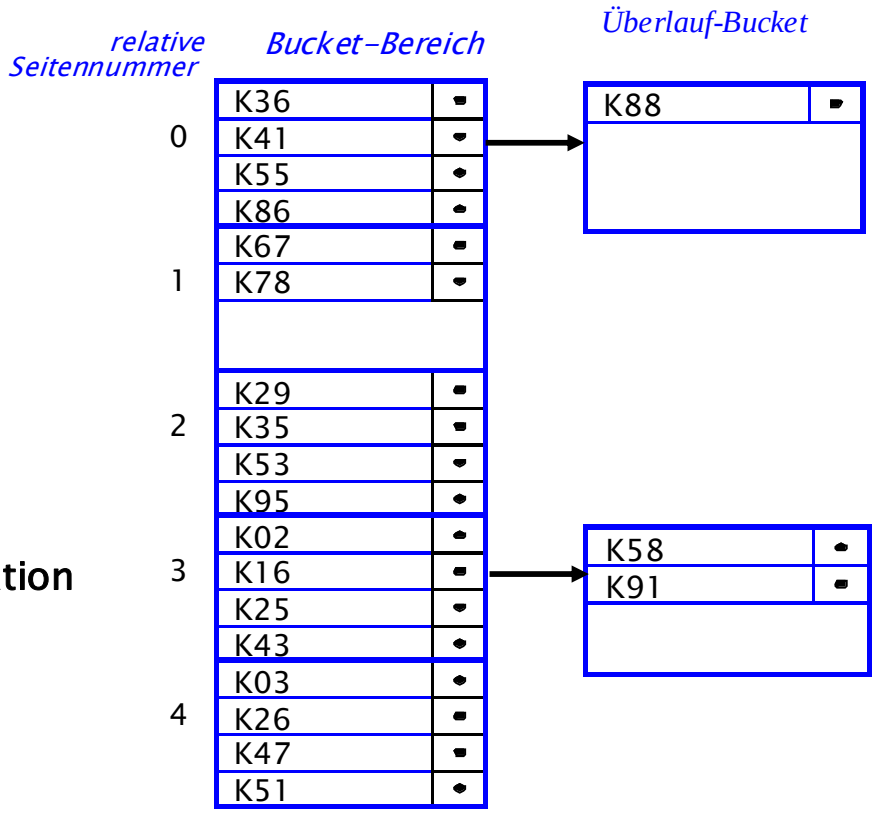
Adreßberechnung für Schlüssel K02

1. Faltung

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

2. Anwendung der Hash-Funktion

208 mod 5 = 3

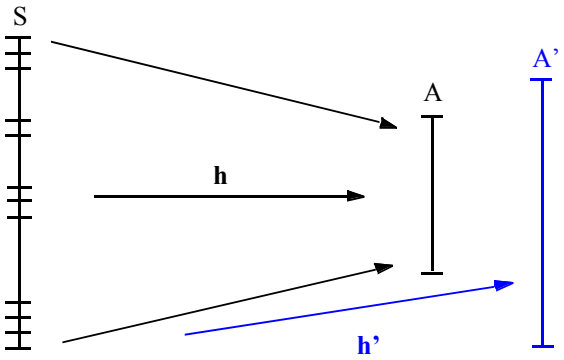


Dynamische Hash-Verfahren

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

  → Alle Sätze erhalten eine **neue Adresse**

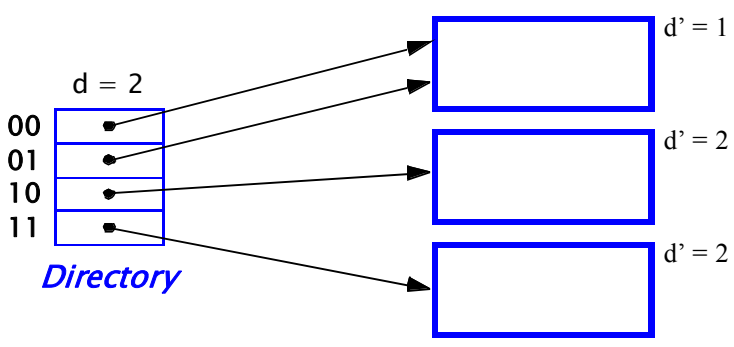
  sehr hoher Reorganisationsaufwand!



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

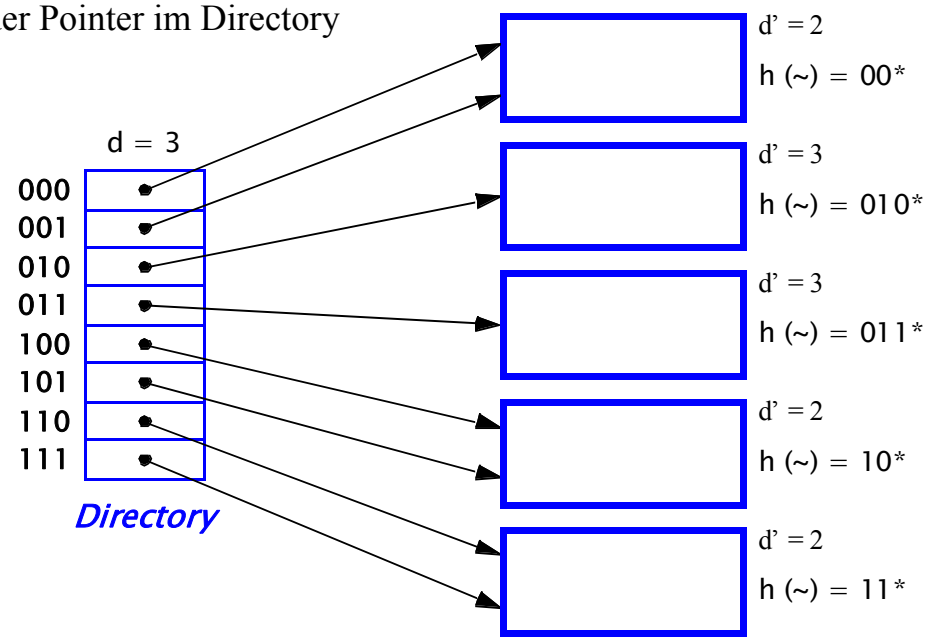
Erweiterbares Hash-Verfahren (Extendible Hashing)

- 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')



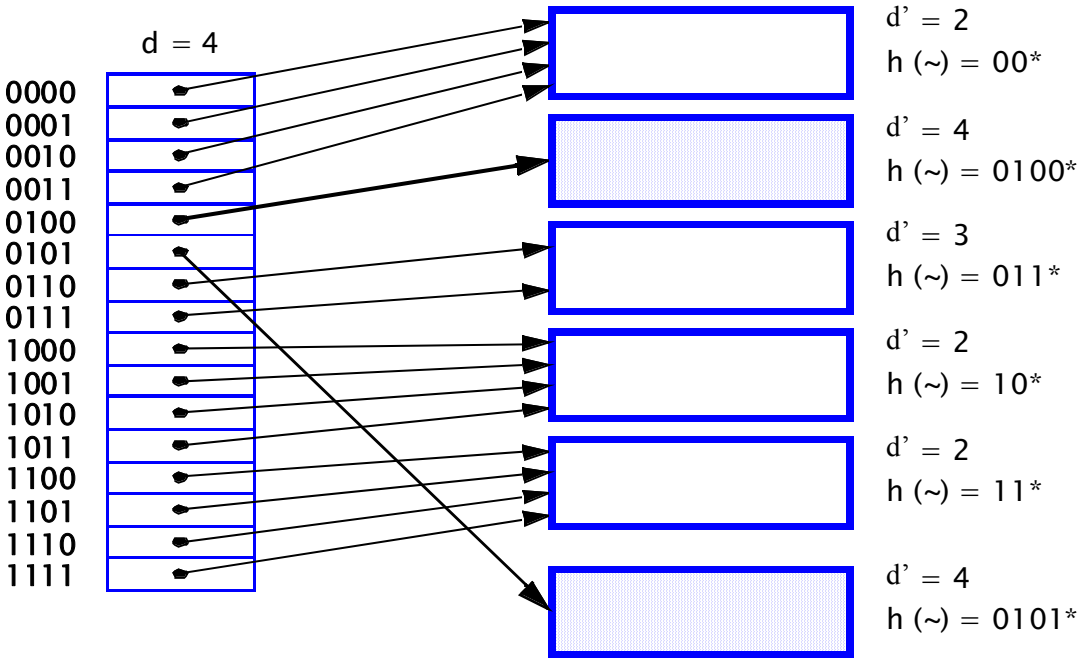
Erweiterbares Hashing: Splitting von Buckets

- 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

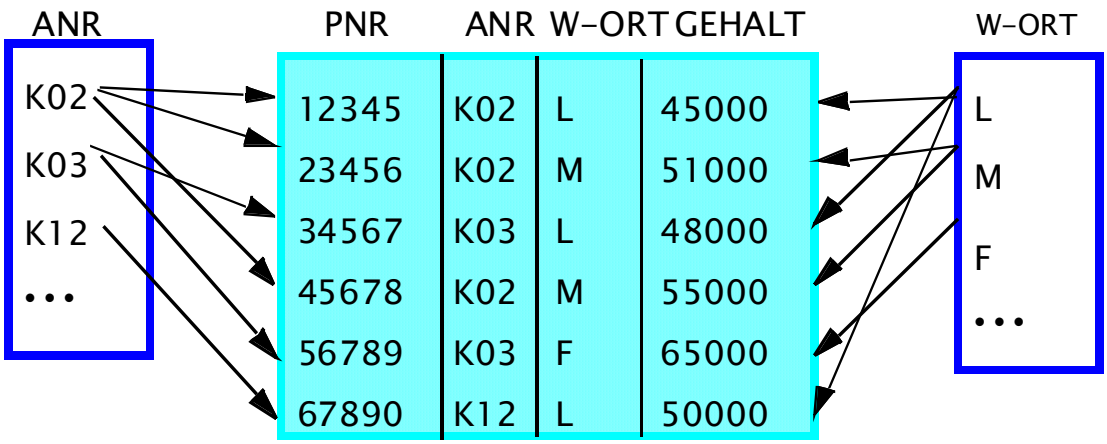
Speicherungs-/Indexstruktur	Direkter Zugriff	Sortiert-sequentielle Verarbeitung
gekette Liste sequentielle Liste/Clusterung	$O(N) \approx 5 \cdot 10^5$ $O(N) \approx 10^4$	$O(N) \approx 10^6$ $O(N) \approx c \cdot 10^4$
Mehrwegbäume (B*-Bäume) Clustered index	$O(\log_k N) \approx 3 - 5$ $O(\log_k N) \approx 3 - 5$	$O(N) \approx 10^6$ $O(N) \approx c \cdot 10^4$
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

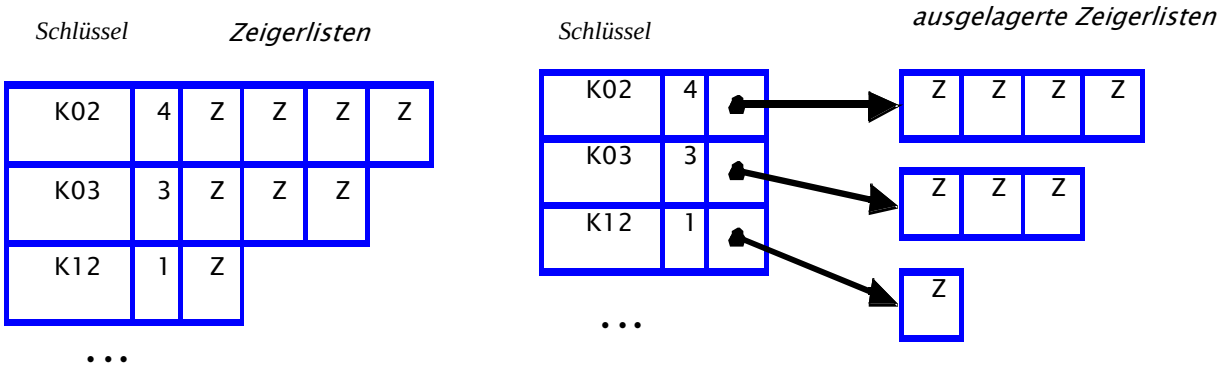
Zugriffspfade für Sekundärschlüssel

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



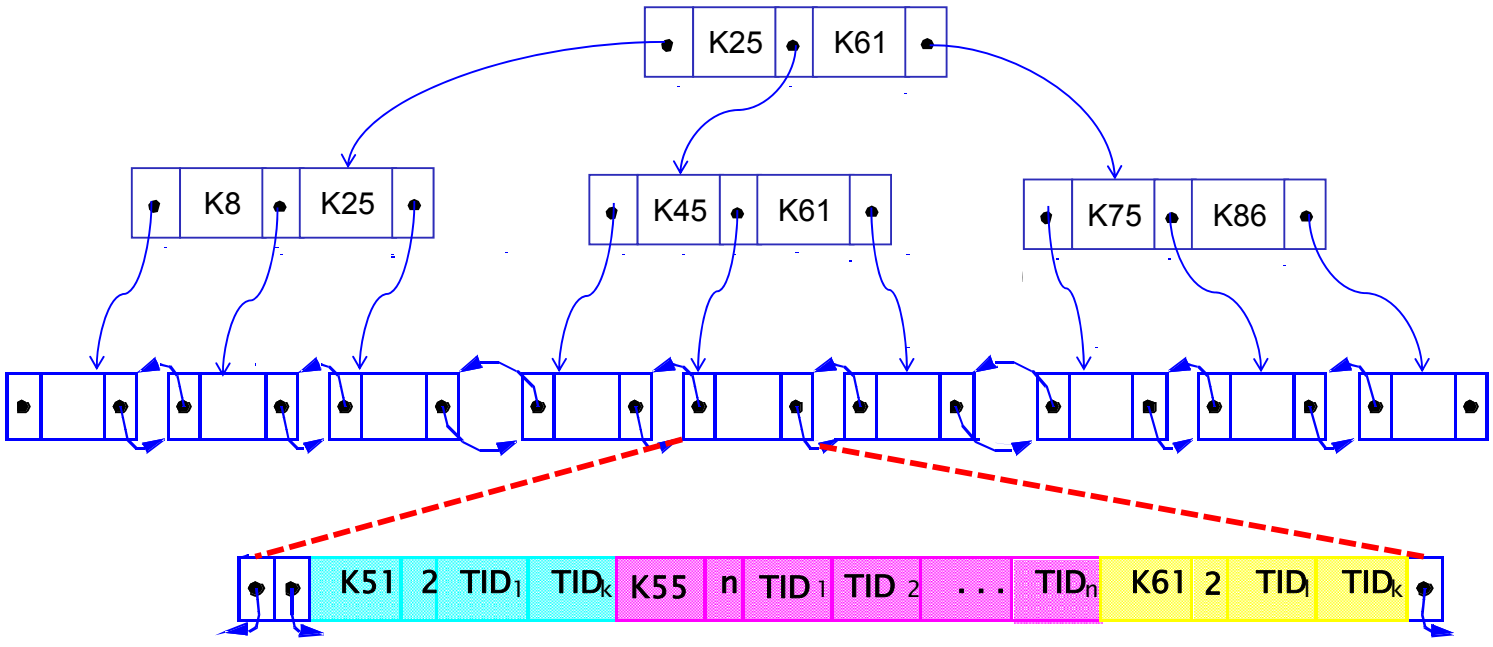
Invertierungstechniken

- 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

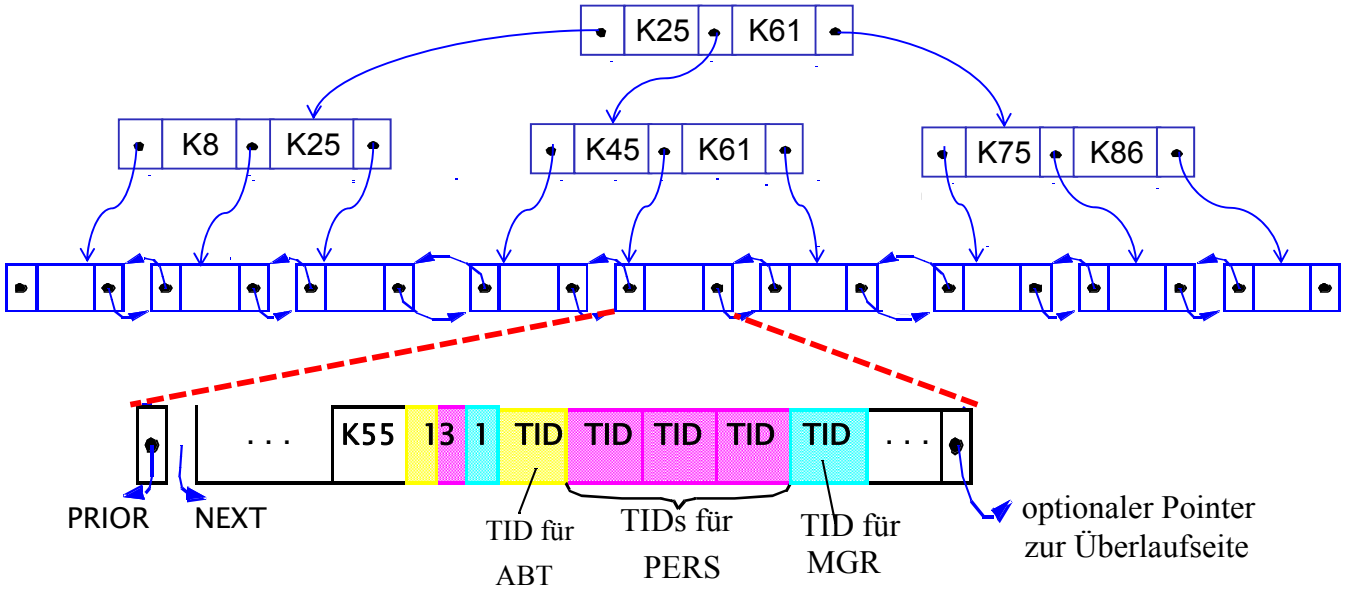
B*-Baum-Nutzung für Sekundärschlüssel



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	0001100010001100001100000000001001000
Rot	1100000000010010000010000001 10000001
Weiß	0010000001100000010000011 10000000110
Grün	0000011100000001100001100010001 10000 ...

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

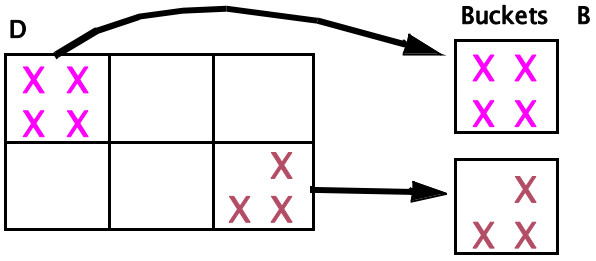
F_1

F_0

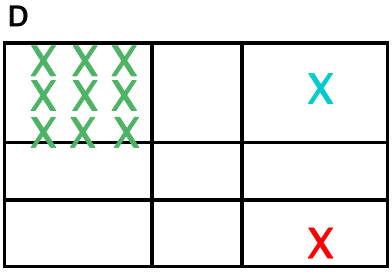
- Auswertung von Suchausdrücken
  - höherer Aufwand bei nur 1 Bedingung ($\log_2$ k Bitlisten statt 1 abzuarbeiten)
  - bei mehreren Bedingungen wird auch Auswertungsaufwand meist reduziert

Grundprobleme räumlicher (mehrdim.) Zugriffe

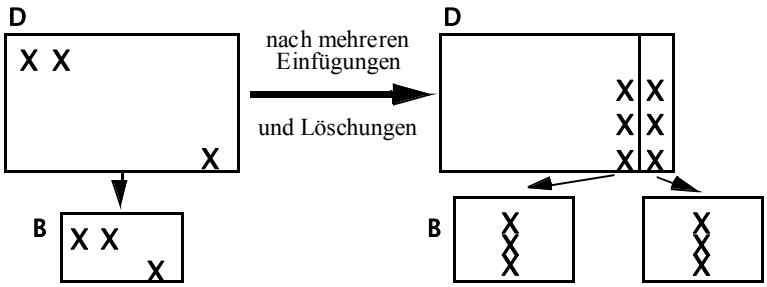
1. Erhaltung der topologischen Struktur



2. Stark variierende Dichte der Objekte



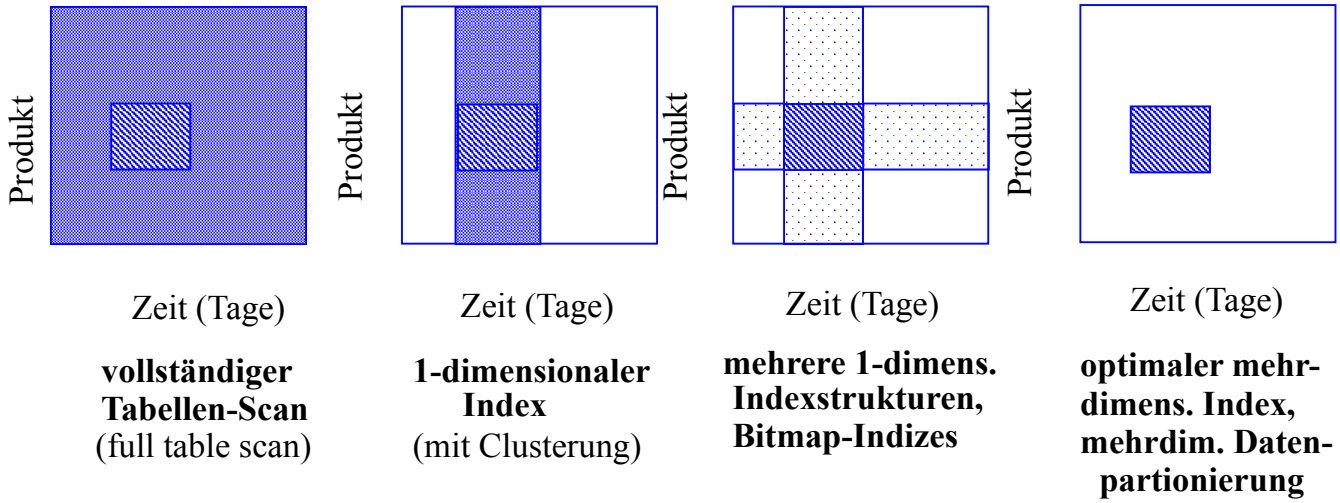
3. Dynamische Reorganisation



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

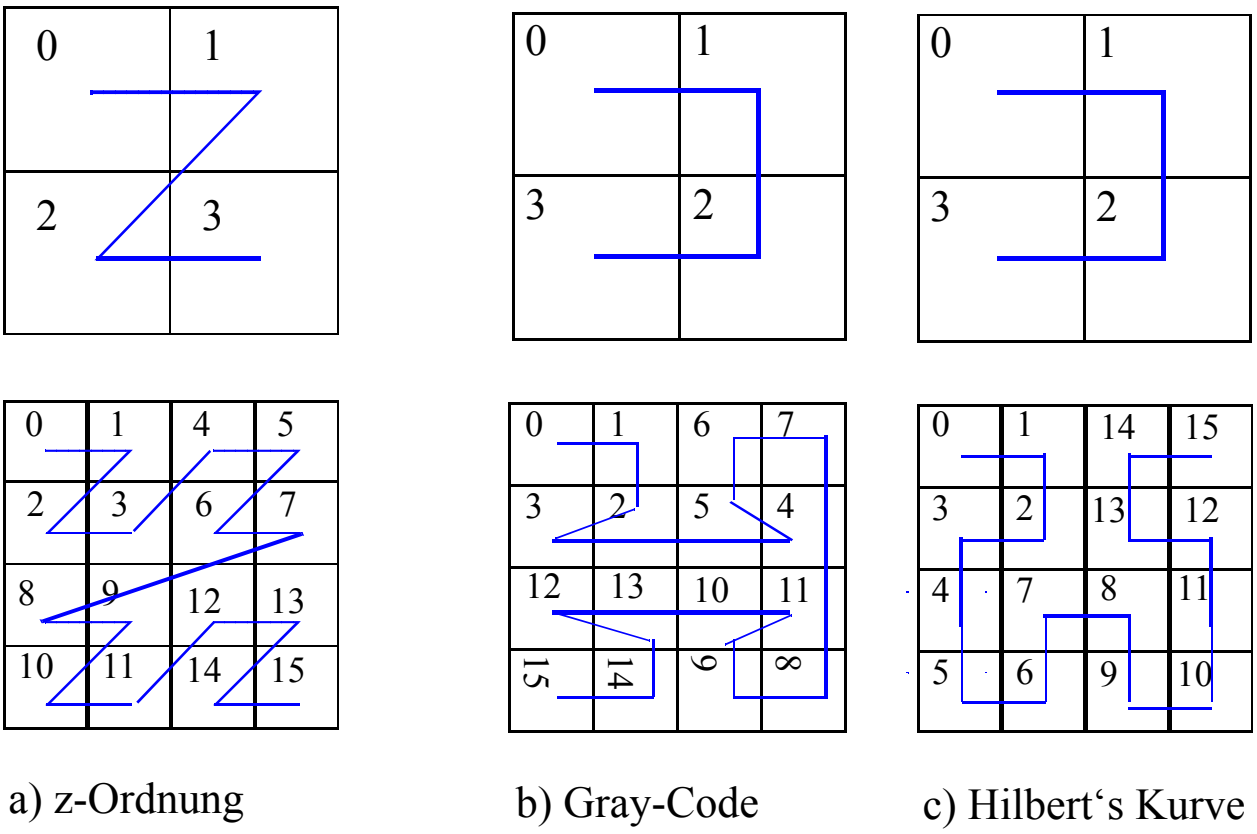


- Verwendung eindimensionaler Indexstrukturen
  - Mischen mehrerer Trefferlisten für Anfragen wie (Key1 = K1i) $\left\{ \begin{matrix} \text{OR} \\ \text{AND} \end{matrix} \right\}$ (Key2 = K2j)
  - Clusterung höchstens bezüglich eines Attributs (eine Dimension)
  - Topologie wird nicht erhalten
  - 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



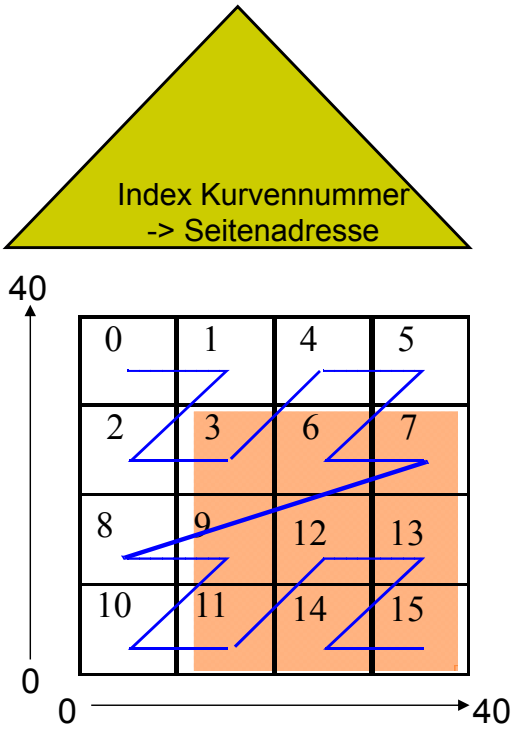
a) z-Ordnung b) Gray-Code c) Hilbert's Kurve

Beispiel Z-Kurve

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

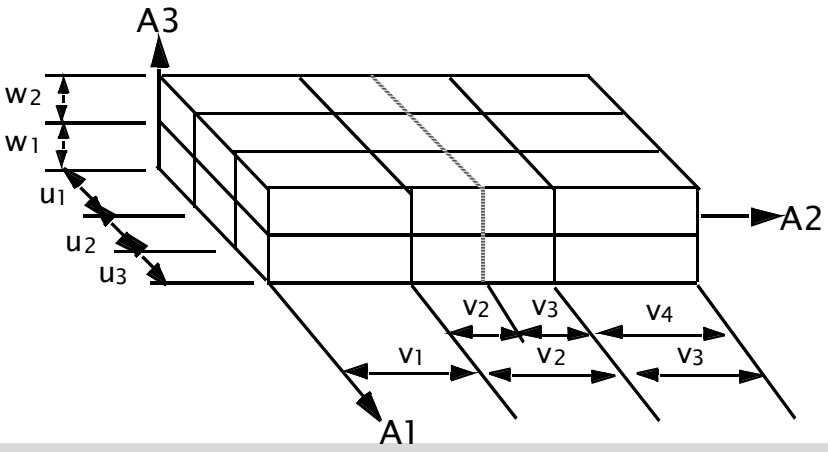
- Zu lesende Kurvennummern: 3, 6, 7, 9, 11,12, 13, 14 und 15
- Mögliche Suchschritte:

1. Einstieg in Seite zu Kurvennummer 3
2. Lesen von Nr. 6 und 7
3. Lesen von Nr. 9
4. 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

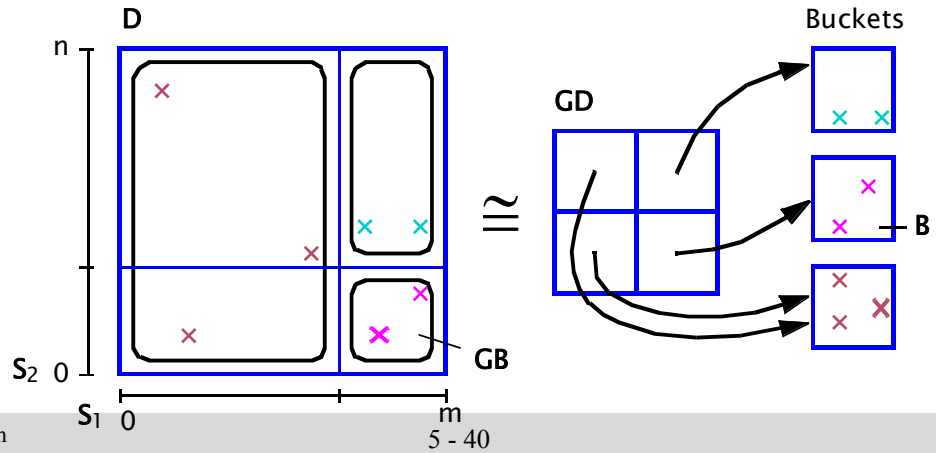
Zellpartition P = U x V x W

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

Veranschaulichung eines Split-Vorganges im Intervall v_2

Grid-File (2)

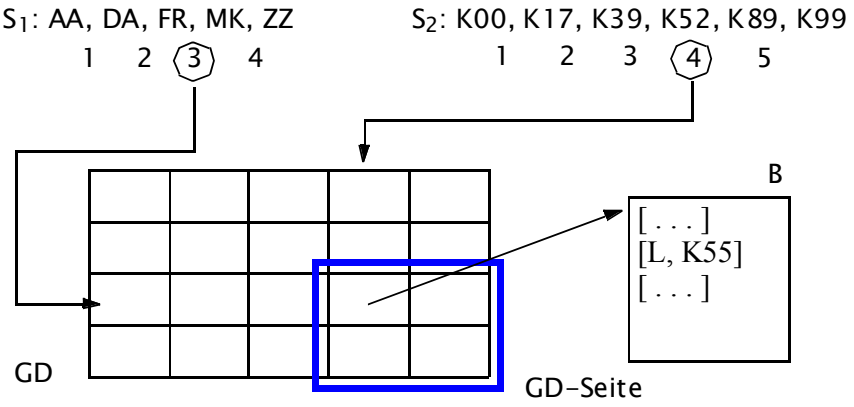
- Komponenten
  - dynamische Aufteilung von D in Gridblöcke (GB)
  - k Skalierungsvektoren (Scales) definieren Grid auf k-dimensionalen Datenraum D
  - Grid Directory GD: dynamische k-dim. Matrix zur Abbildung von D auf die Menge der Buckets
  - Bucket: Speicherung der Objekte eines oder mehrerer Gridblöcke (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

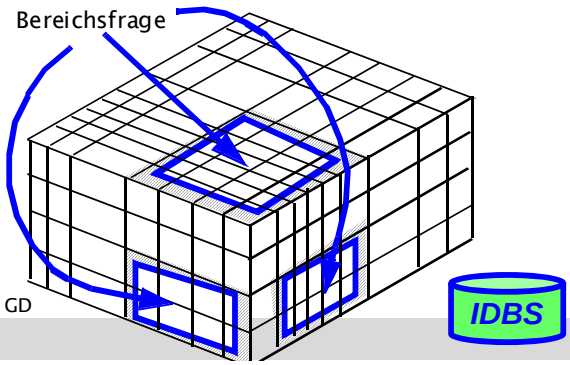
- Punktfrage (exact match)

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



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

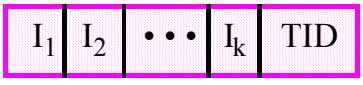
- Bereichsfrage
  - Bestimmung der Skalierungswerte in jeder Dimension
  - Berechnung der qualifizierten GD-Einträge
  - Zugriff auf die GD-Seite(n) und Holen der referenzierten Buckets



R-Baum

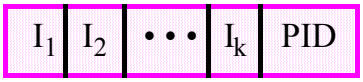
- Zugriffspfad für ausgedehnte räumliche Objekte
  - Objektapproximation durch schachtelförmige Umhüllung
  - Hauptoperationen: Punkt- sowie Gebietsanfragen
- Ansatz: Speicherung und Suche von achsenparallelen Rechtecken
  - Objekte werden durch Datenrechtecke repräsentiert und müssen durch kartesische 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:



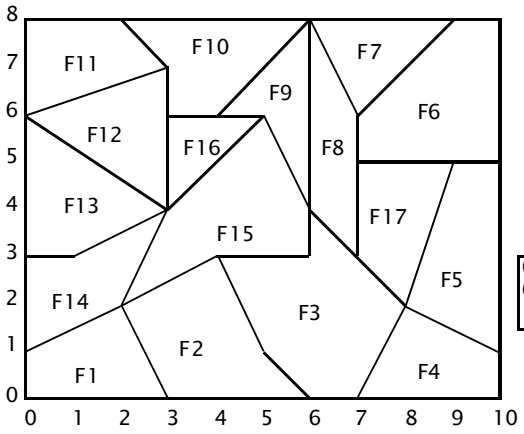
Intervalle beschreiben kleinstes umschreibendes Rechteck für alle in PID enthaltenen Objekte

I_j = geschlossenes Intervall bzgl. Dimension j

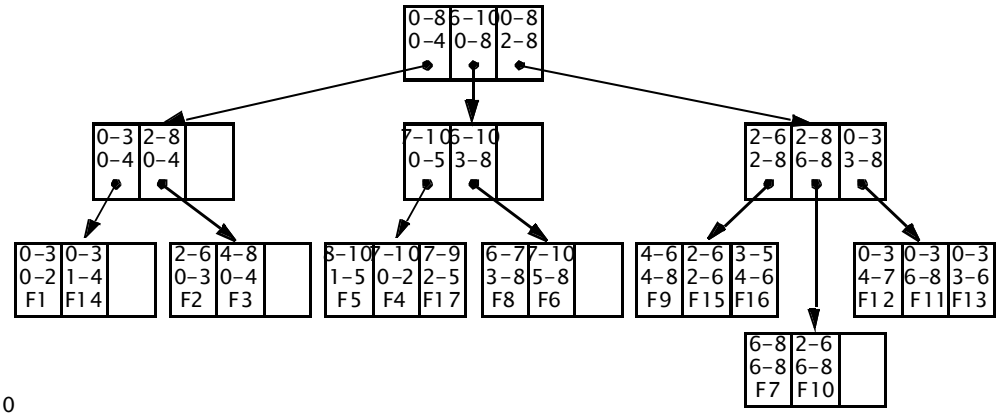
TID: Verweis auf Objekt PID: Verweis auf Sohn

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

d1

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

d2

Objektorientierte Systeme unterstützen die Vererbung von Methoden.

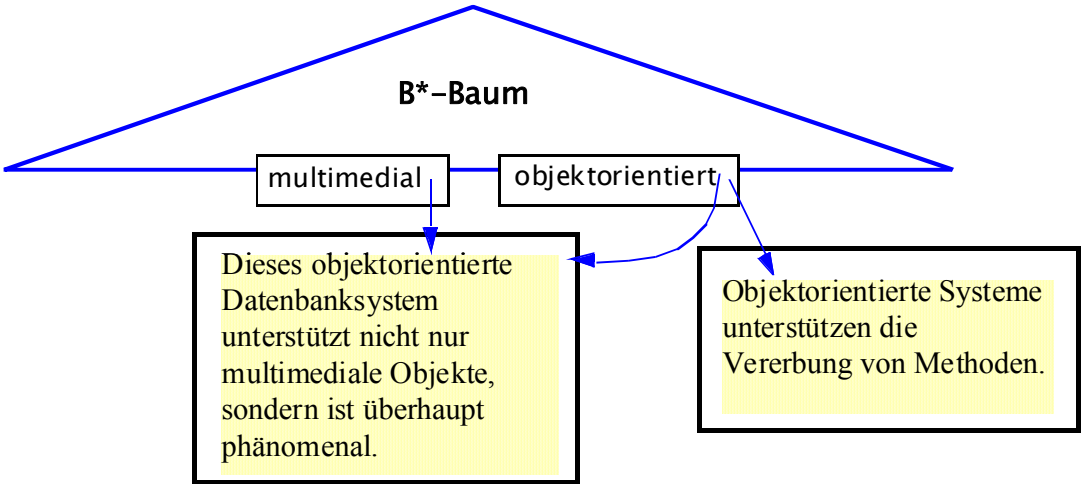
Invertierter Index

Begriff	Vorkommen
Datenbanksystem	d1
Methode	d2
multimedial	d1
objektorientiert	d1, d2
phänomenal	d1
System	d2
überhaupt	d1
unterstützen	d1, d2
Vererbung	d2

- 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

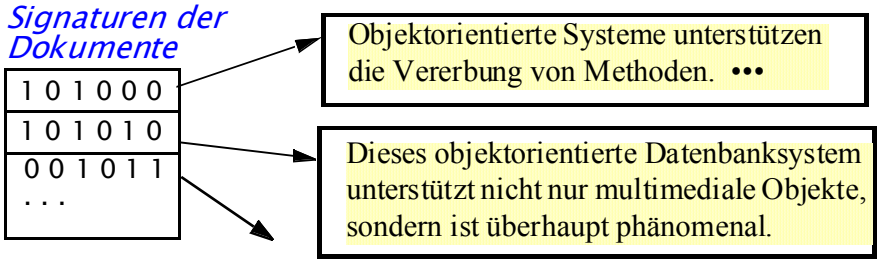
- Alternative zu invertierten Listen: Einsatz von ***Signaturen***
  - zu jedem Dokument wird Bitvektor fester Länge (*Signatur*) geführt
  - Begriffe werden über Signaturgenerierungsfunktion (Hash-Funktion) s auf Bitvektor abgebildet
  - OR-Verknüpfung der Bitvektoren aller im Dokument vorkommenden 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

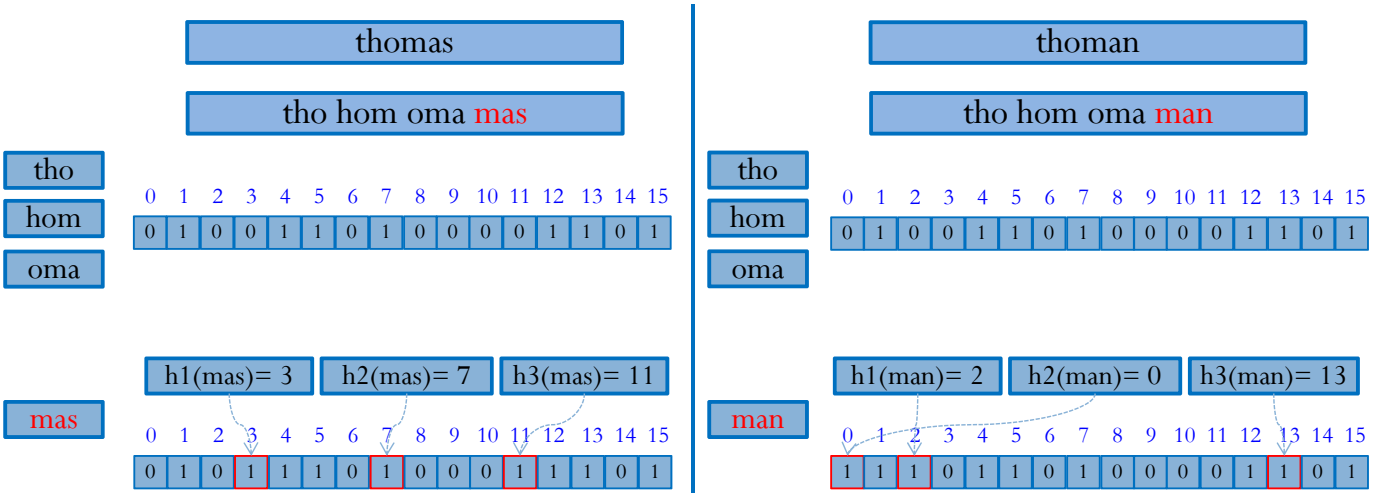
Anfrage: Dokumente mit Begriffen "objektorientiert" und "multimedial"

Anfragesignatur:



Matching mit Bitvektoren

- verwandte Aufgabe: Matching mit Bitvektoren
  - bestimme ähnliche Dokumente
  - bestimme Matching für mit Bitvektoren verschlüsselte Daten, z.B. Personenangaben (privacy-preserving record linkage)
- Match-Ähnlichkeit über Grad der Überlappung der Bitvektoren, z.B. Jaccard-Ähnlichkeit



$$Sim_{Jaccard}(r1, r2) = (r1 \wedge r2) / (r1 \vee r2)$$

$$Sim_{Jaccard}(r1, r2) = 7/11$$

Matching mit Bitvektoren (2)

- Performance-Problem bei sehr großen Datenmengen / vielen Bitvektoren
  - unoptimiert: quadratischer Aufwand
- Beschleunigung durch Eingrenzung des Suchraumes und/oder Parallelisierung
- Eingrenzung des Suchraumes
  - Blocking
  - Indexierung/Filterung
- Blocking
  - Partitionierung der Sätze (z.B. Dokumente aus bestimmtem Gebiet oder Publikationszeitraum)
  - Vergleich nur zwischen Sätzen ähnlicher Partitionen
- Indexierung/Filterung für minimale Ähnlichkeit
  - Längenfilter
  - Test auf minimale Überlappung mit Präfix
  - spezielle Indexstrukturen, z.B. Signaturbäume, Multibit Trees
  - Nutzung der Dreiecksungleichung für metrische Ähnlichkeitsmaße

Bitvektoren: Längenfilter

- nur Bitvektoren (kodierte Sätze/Dokumente) ähnlicher Länge können ähnlich sein
  - Länge bzw. Kardinalität: Anzahl gesetzter Bits
- für minimale Jaccard-Ähnlichkeit *t* gilt:

$$Sim_{Jaccard}(x, y) \geq t \Rightarrow |x| \geq |y| * t$$

- Beispiel für t=0.8

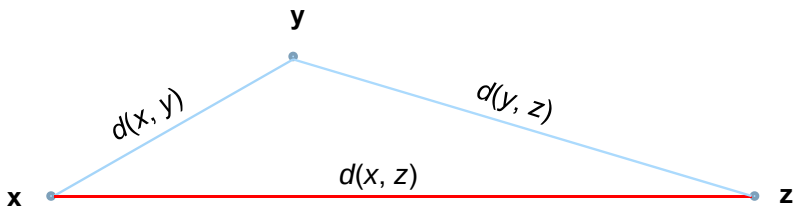
ID	Bit vector	card.
B	1 0 1 0 0 0 0 0 1 1 0 0 0	4
C	0 0 0 1 1 1 1 1 1 1 0 0 0	7
A	0 1 0 1 1 1 1 1 1 1 0 0 0	8

length filter
7 * 0.8 = 5.6 > 4

  - Satz B mit Länge 4 kann kein Match mit C und allen Sätzen größerer Länge eingehen, z.B., A

Metrische Distanzmaße

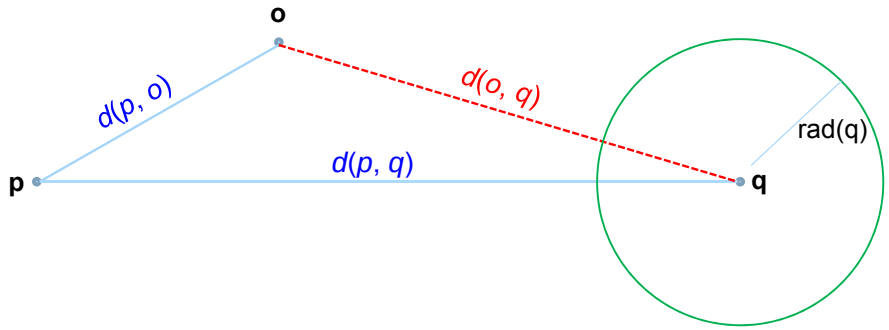
- Eigenschaften von Distanzfunktionen d für metrische Räume
  - $d(x, x) = 0$ Reflexivität
  - $d(x, y) \geq 0$ Positivheit
  - $d(x, y) = d(y, x)$ Symmetrie
  - $d(x, y) + d(y, z) \geq d(x, z)$ Dreiecksungleichung



- Distanz entspricht Ähnlichkeit:
  - Distanz = 1 - Ähnlichkeit
- Beispiele metrischer Distanzfunktionen:
  - Euklidische Distanz, Editier-Distanz, Hamming-Distanz, Jaccard

Suchraumbegrenzung für metrische Räume*

- Dreiecksungleichung kann zur Einsparung von Vergleichen genutzt warden



- für Query-Objekt *q* sollen ähnliche Objekte mit maximalem Abstand (Radius) *max-dist = rad(q)* gesucht werden
  - aufgrund der Dreiecksungleichung kann ein Pivot-Objekt *p* genutzt warden, um festzustellen, ob ein Objekt *o* die maximale Distanz zu *q* einhalten kann, d.h. die Distanz $d(o,q) <= rad(q)$ gilt
  - es gilt wegen der Dreiecksungleichung nämlich

    $$d(p,o) + d(o,q) \geq d(p,q) \Rightarrow d(p,q) - d(p,o) <= d(o,q)$$

  - ein Vergleich zwischen o und q kann somit entfallen, wenn gilt:

    $$d(p,q) - d(p,o) > \text{max-dist} = rad(q)$$

  - Vorberechnung der Abstände zu Pivots ermöglicht schnelle Entscheidung

* Sehili, Z.; Rahm, E.: *Speeding up Privacy Preserving Record Linkage for Metric Space Similarity Measures*. Datenbankspektrum 2016

Suchverfahren für metrische Räume

- **Vorverarbeitung:**
  - gegeben: Menge zu durchsuchender Objekte (Bitvektoren, Signaturen, Fingerprints) R
  - bestimme Teilmenge $P=\{p_1,\ldots, p_j\}$ der Objekte als Pivots (z.B. Random-Auswahl)
  - ordne jedes Objekt o_i dem nächsten Pivot p_j zu und speichere Distanz $d(p_j,o_i)$
  - bestimme pro Pivot p den maximalen Abstand *rad (p)* zu seinen zugeordneten Objekten

- **Suche/Matching:**
  - gegeben: Menge von Query-Objekten (Bitvektoren, Fingerprints) S, maximale Distanz *max-dist*

  for each q of S and each pivot p do:
  - determine distance *d(p,q)*
  - if *d(p,q)* <= *rad(p)+max-dist*: (alle anderen Pivots und ihre Objekte können ignoriert werden)
    for each object assigned to p
    - check whether it can be skipped due to triangular inequality (*d(p,q)-d(p,o)> max-dist*)
    - otherwise match o with p (o matches q if *d(o,q)* <= *max-dist*)

- Verfahren i.a. um Größenordnungen schneller als ohne Suchraumeingrenzung

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
  - 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
  - Suchraumeingrenzung, z.B. für bestimmte Ähnlichkeitsfunktionen (Längenfilter, Dreiecksungleichung)