6. Mehrdimensionale Zugriffspfade

- **Ziele**
  - Entwurfsprinzipien für Zugriffspfade auf die Sätze einer Tabelle, bei denen mehrere Suchkriterium symmetrisch unterstützt werden
  - Indexierung von Punktobjekten und räumlich ausgedehnten Objekten
- **Klassifikation der Anfragen**
- **Grundprobleme**
  - Organisation räumlicher Daten
  - Erhaltung der Topologie (Clusterbildung)
  - Objektdarstellung
- **Organisation der Datensätze**
  - Quad-Tree
  - Multi-Key-Hashing
- **Organisation des umgebenden Datenraums**
  - k-d-Baum
  - Grid-File
- **Zugriffspfade für ausgedehnte räumliche Objekte**
  - R-Baum
  - R^+-Baum

Klassifikation der Anfragetypen

- **Definitionen:**
  - Eine Datei ist eine Sammlung von N Sätzen des Typs $R = (A_1, ..., A_n)$, wobei jeder Satz ein Punktobjekt durch ein geordnetes n-Tupel $t = (a_1, a_2, ..., a_n)$ von Werten darstellt. Die Attribute **$A_1, ..., A_k$ ($k \leq n$)** seien Schlüssel.
  - Eine Anfrage Q spezifiziert einige Bedingungen, die von den Schlüsselwerten der Sätze in der Treffermenge erfüllt sein müssen.
  - **Schnittbildende Anfragen** (*intersection queries*): sich qualifizierende Objekte überlappen mit dem Anfragebereich
  - **Enthaltenseins- oder Umschließungsanfragen** (*containment, enclosure queries*): sich qualifizierende Objekte sind ganz im Anfragebereich enthalten oder enthalten den Anfragebereich vollständig
- **Klassifikation der schnittbildenden Anfragen**

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 $1 \leq s < k$ und $1 \leq i_1 < i_2 < ... < i_s \leq k$

3. ***Bereichsanfrage*** *(range query)*:
   spezifiziert einen Bereich $r_i = [l_i \leq a_i \leq u_i]$ für jeden Schlüssel A_i

   $$Q = (A_1 = r_1) \wedge \ ... \wedge (A_k = r_k)$$
   $$\equiv (A_1 \geq l_1) \wedge (A_1 \leq u_1) \wedge \ ... \wedge (A_k \geq l_k) \wedge (A_k \leq u_k)$$

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 $1 \leq s < k$ und $1 \leq i_1 < ... < i_s \leq k$ und $r_{ij} = [l_{ij} \leq a_{ij} \leq u_{ij}]$, $1 \leq j \leq s$

Klassifikation der Anfragetypen (2)

- **Allgemeine Bereichsanfrage**
  - genauer Bereich $[l_i = a_i = u_i]$
  - unendlicher Bereich $[-\infty \leq a_i \leq \infty]$

  ➥ Alle 4 Fragetypen der schnittbildenden Anfragen lassen sich als allg. Bereichsfrage ausdrücken

- **Klassifikation der Enthaltenseinsanfragen**
  - ***Punktanfrage*** (*point query*): Gegeben ist ein Punkt im Datenraum D. Finde alle Objekte, die ihn enthalten.
  - ***Gebietsanfrage*** (*region query*): Gegeben ist ein Anfragegebiet. Finde alle Objekte, die es schneiden (es umschließen, in ihm enthalten sind).

- **Beispiele: Suche nach Rechtecken**

RECTANGLES (x1, y1, x2, y2)

a) Bestimmung aller Rechtecke, die den Punkt (2,5) enthalten

```
SELECT   x1, y1, x2, y2
FROM     RECTANGLES
WHERE    x1 <= 2 AND  x2 >= 2 AND  y1 <= 5  AND  y2 >= 5
```

b) Bestimmung der Rechtecke mit Punkt (1,3) als Eckpunkt links unten

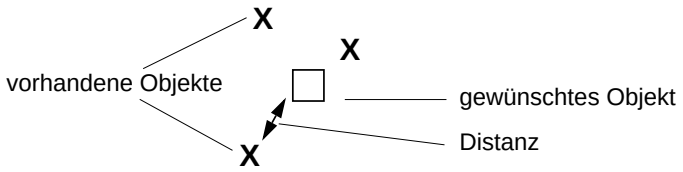
```
SELECT   x1, y1, x2, y2
FROM     RECTANGLES
WHERE    x1 = 1 AND y1 = 3
```

➥ Das sind alles **harmlose Fragen**, die sogar im Relationenmodell mühelos beantwortet werden können

Klassifikation der Anfragetypen (3)

- **Nächster-Nachbar-Anfragen** (*best match query*, *nearest neighbor query*)
  - gewünschtes Objekt nicht vorhanden

  ➥ Frage nach **möglichst ähnlichen** Objekten



  - "best" wird bestimmt über verschiedene Arten von Distanzfunktionen

- Beispiele:
  - Objekt erfüllt nur 8 von 10 geforderten Eigenschaften
  - Objekt ist durch Synonyme beschrieben

- **Bestimmung des nächsten Nachbars:**

D = Distanzfunktion
B = Sammlung von Punkten im k-dimensionalen Raum

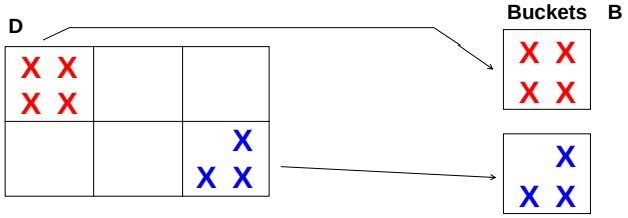
Gesucht: nächster Nachbar von p (in B)

Der nächste Nachbar ist q, wenn

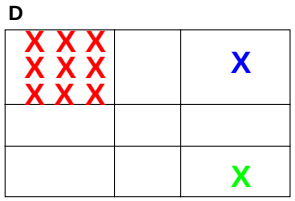
$$(\forall\, r \in B)\ \{r \neq q \ \Rightarrow\ [D(r, p) \geq D(q, p)]\}$$

Grundprobleme

1. Erhaltung der topologischen Struktur



2. Stark variierende Dichte der Objekte



Starke Änderung der räumlichen Belegung über die Zeit

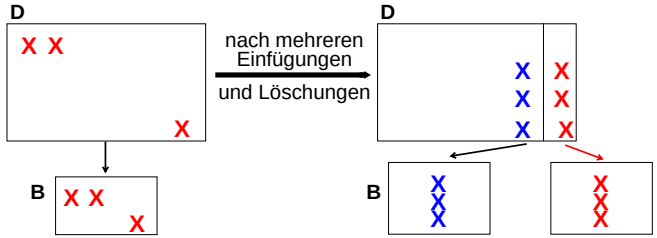
↳ keine regelmäßige Aufteilung von D

↳ aber: gleiche Bucketgröße

3. Objektdarstellung

- Punktobjekte
- Objekte mit Ausdehnung

4. Dynamische Reorganisation



5. Balancierte Zugriffsstruktur

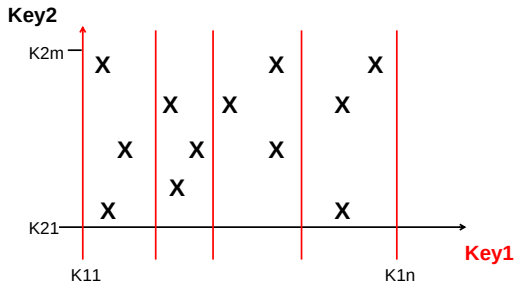
- beliebige Belegungen und Einfüge-/Löschreihenfolgen
- Garantie eines gleichförmigen Zugriffs

➥ **2 oder 3** Externspeicherzugriffe

Nutzung eindimensionaler Zugriffspfade

- **Bisher:**
  Indexierung (Invertierung) einer Dimension, z. B. B*-Baum

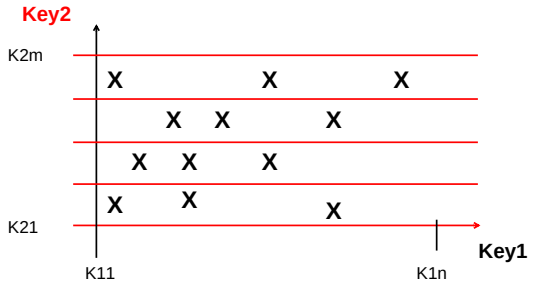
- **Zerlegungsprinzip des Schlüsselraumes beim B*-Baum (2-dim.)**



B*-Baum (Key1)

➥ Partitionierung des Raumes nach Werten von Key1

- **Zusätzlicher B*-Baum (Key2) möglich:**



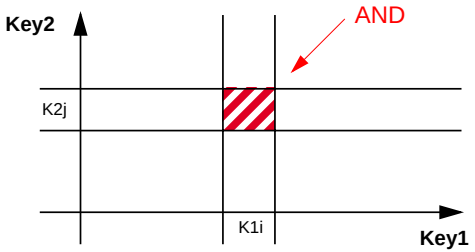
B*-Baum (Key2)

➥ Partitionierung des Raumes nach Werten von Key2

Mehrattributsuche

- **Zugriff nach** (Key1 = K1i) { OR / AND } (Key2 = K2j)
  - Zeigerliste für K1i : aus B*-Baum (Key1)
  - Zeigerliste für K2j : aus B*-Baum (Key2)

  ➥ Mischen + Zugriff auf Ergebnistupel



➥ große Zeigerlisten und Zwischenergebnisse!

- Simulation des mehrdimensionalen Zugriffs mit **einem B*-Baum?**

Idee: Konkatenierte Schlüssel: **Key1 | Key2**
Konkatenierte Werte:

K11	K21
K11	K22
⋮	
K11	K2m
K12	K21
K12	K22
⋮	
K12	K2m
K13	K21
⋮	
K1n	K2m

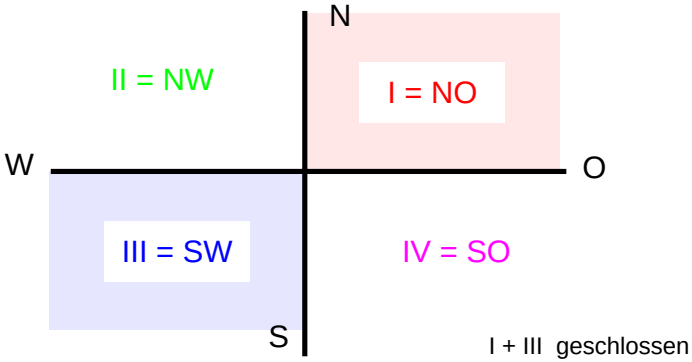
Suchoperationen:

- (Key1 = K1i) AND (Key2 = K2j) ?
- Key2 = K2j ?
- Key1 = K1i ?
- OR-Verknüpfung ?

Vergleich	Quad-Tree	Multi-Key Hashing	k-d-Baum	Grid-File	R-Baum
Dynamische Reorganisation					
Erhaltung der topologischen Struktur (Clusterbildung)					
Bestimmung der Nachbarschaft: Bereichsanfragen, best match					
Trennung von Zugriffsstruktur und Daten,					
Exakte Anfrage (balanc. Struktur)					
Objektdarstellung					

Quad-Tree (Quadranten-Baum)

- **Speicherungsstruktur**
  - für 2-dimensionalen Mehrattributzugriff
  - Zerlegungsprinzip des Datenraumes D:
    rekursive Partitionierung durch Quadranten
- **Realisierung als Generalisierung des Binärbaumes**
  - jeder Knoten enthält einen Satz
  - Außengrad eines Knotens: max. 4
  - Wurzel teilt 2-dimensionalen Raum in 4 Quadranten auf
  - rekursive Aufteilung jedes Quadranten durch Wurzel eines Unterbaumes
  - i-ter Unterbaum eines Knotens enthält Punkte im i-ten Quadranten
- **Ziel: Berücksichtigung von Nachbarschaftsbeziehungen**
  - Beispiel: geographische Daten mit Koordinaten x und y
  - Aufteilung:

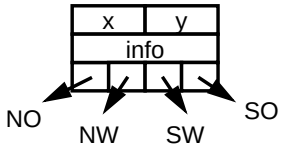


I + III geschlossen
II + IV offen

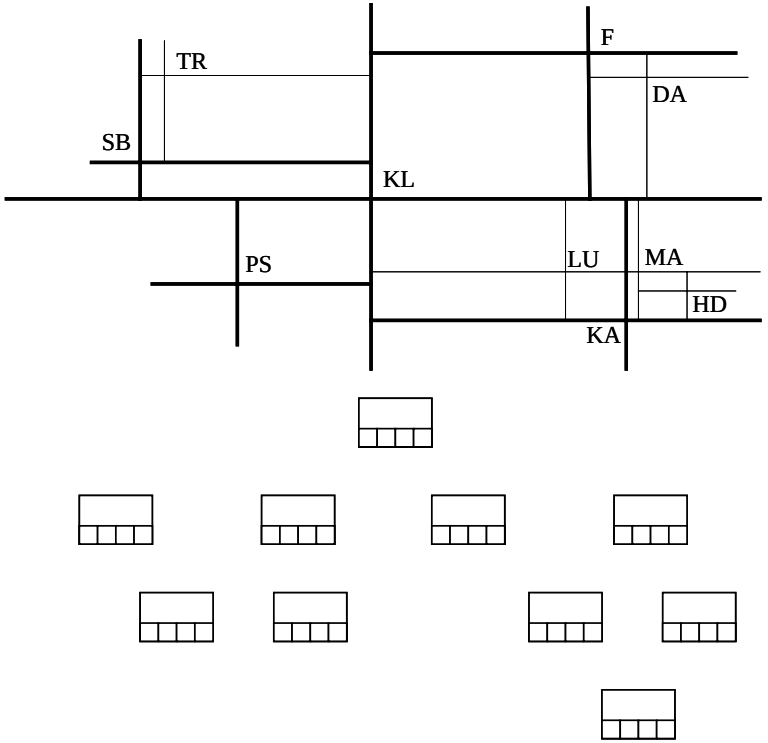
- **Verallgemeinerung:**
  - k-dimensionaler Schlüssel ⇒ Außengrad jedes Knotens: 2^k
  - k=3: Octtree, k=4: Hextree

Quad-Tree (2)

- **Knotenformat**



- **Räumliche Aufteilung**



- **Eigenschaften**
  - Baumstruktur abhängig von Einfügereihenfolge (unbalanciert)
  - aufwendiges Löschen (Neueinfügen der Unterbäume)
  - keine Abbildung auf Seiten

Multi-Key-Hashing (partitioned hashing)

- **Zerlegungsprinzip von D:**

  Partitionierung durch Hashfunktionen in jeder Dimension:
  wird realisiert durch Aufteilung der Bucketadresse in k Teile
  (k = Anzahl der Schlüssel)

- **Für jeden Schlüssel i:**
  eigene Hash-Funktion h_i, die Teil der Bucketadresse bestimmt

  - Anzahl der Buckets sei 2^B (Adresse = Folge von B Bits)
  - jede Hash-Funktion h_i liefert b_i Bits mit $B = \sum_{i=1}^{k} b_i$
  - Satz $t = (a_1, a_2, ..., a_k, ...)$ gespeichert in Bucket mit

    Adr. = $h_1(a_1) \mid h_2(a_2) \mid ... \mid h_k(a_k)$

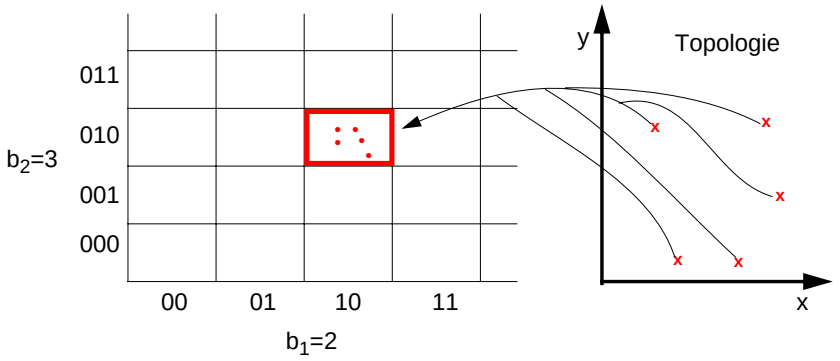
- **Vorteile:**
  - kein Index, geringer Speicherplatzbedarf und Änderungsaufwand
  - Exact-Match-Anfragen: Gesamtadresse bekannt

    ➥ Zugriff auf 1 Bucket
  - Partial-Match-Anfrage: Eingrenzung des Suchraumes
    ($A_i = a_i$): Anzahl zu durchsuchender Buckets reduziert sich um 2^{b_i}

    ➥ $N_B = 2^B / 2^{b_i} = 2^{B-b_i}$

- **Nachteile / Probleme:**
  - topologische Struktur der Daten bleibt *nicht* erhalten
  - keine Unterstützung von Bereichs- und Best-Match-Anfragen
  - Optimale Zuordnung der b_i zu A_i abhängig von Fragehäufigkeiten

Multi-Key-Hashing: Beispiel



Bucket mit Adresse '10010' enthält alle Sätze mit

$h_1(a_1)$ = '10' und $h_2(a_2)$ = '010'

- **Anwendungsbeispiel:**

Pnr:	INT (5)	$b_1 = 4$	
Svnr:	INT (9)	$b_2 = 3$	
Aname:	CHAR (10)	$b_3 = 2$	➥ B=9 (512 Buckets)

h_1(Pnr) = Pnr mod 16	h_1(58651) = 11	→ 1011
h_2(Svnr) = Svnr mod 8	h_2(130326734) = 6	→ 110
h_3(Aname) = L(Aname) mod 4	h_3(XYZ55) = 1	→ 01

➥ B-Adr. = 101111001

- **Anzahl der Zugriffe**

Exact-Match-Anfragen: Zugriff auf 1 Bucket

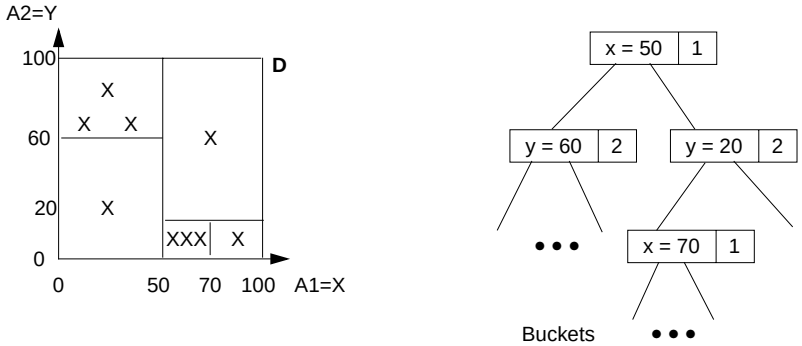
Partial-Match-Anfragen:

Pnr = 58651	➥ $N_B = 2^9/2^4 = 32$
(Pnr = 73443) AND (Svnr = 2332)	➥ $N_B = 2^9/2^{4+3} = 4$

Organisation des umgebenden Datenraums – Divide and Conquer

- **Zerlegungsprinzip von D**
  - D wird dynamisch in Zellen aufgeteilt
  - Die Objekte einer Zelle werden als Sätze in Buckets abgelegt
  - bei Bucket-Überlauf: lokale Zellverfeinerung
    - ➥ Divide and Conquer
  - abschnittsweise Erhaltung der Topologie (Clusterbildung)
  - Baum als Zugriffsstruktur für die Buckets hat nur Wegweiserfunktion

- **Beispiel: Heterogener k-d-Baum – k=2:**



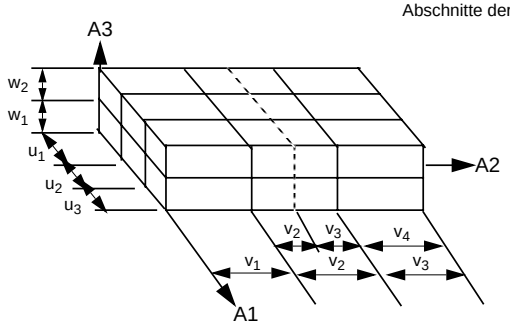
- **Eigenschaften des k-d-Baumes**
  - Clusterbildung durch Buckets ist Voraussetzung für praktischen Einsatz
  - Eingebauter Balancierungsmechanismus ist nicht vorhanden
  - Wie werden Aktualisierungsoperationen (Löschen!) durchgeführt?
  - Wie werden die verschiedenen Anfragetypen unterstützt?

Organisation des umgebenden Datenraums – Dimensionsverfeinerung

- **Prinzip**
  - Datenraum D wird dynamisch durch **ein orthogonales Raster** (grid) partitioniert, so daß k-dimensionale Zellen (Grid-Blöcke) entstehen
  - Die in den Zellen enthaltenen Objekte werden in Buckets gespeichert
  - Eine Zelle ist deshalb eindeutig einem Bucket zuzuordnen
  - Die klassenbildende Eigenschaft dieser Verfahren ist das Prinzip der Dimensionsverfeinerung, bei dem ein Abschnitt in der ausgewählten Dimension durch einen vollständigen Schnitt durch D verfeinert wird

- **Beispiel**

Datenraum D = A1 x A2 x A3
Zellpartition P = U x V x W
Abschnitte der Partition U = (u_1, u_2, ... u_1)
V = (v_1, v_2, ..., v_m)
W = (w_1, w_2, ..., w_n)

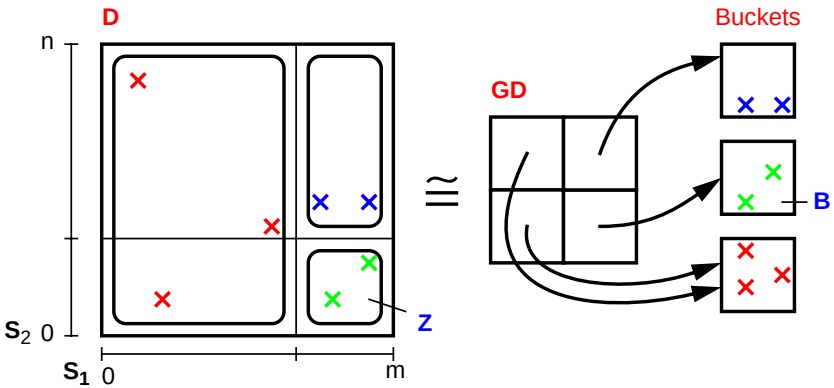


Dreidimensionaler Datenraum D mit Zellpartition P; Veranschaulichung eines Split-Vorganges im Intervall v_2

- **Probleme der Dimensionsverfeinerung**
  - Wieviele neue Zellen entstehen jedesmal?
  - Was folgt für die Bucketzuordnung?
  - Welche Abbildungsverfahren können gewählt werden?
  - Gibt es Einschränkungen bei der Festlegung der Dimensionsverfeinerung?

Grid-File[1]: Idee

- **Zerlegungsprinzip von D: Dimensionsverfeinerung**



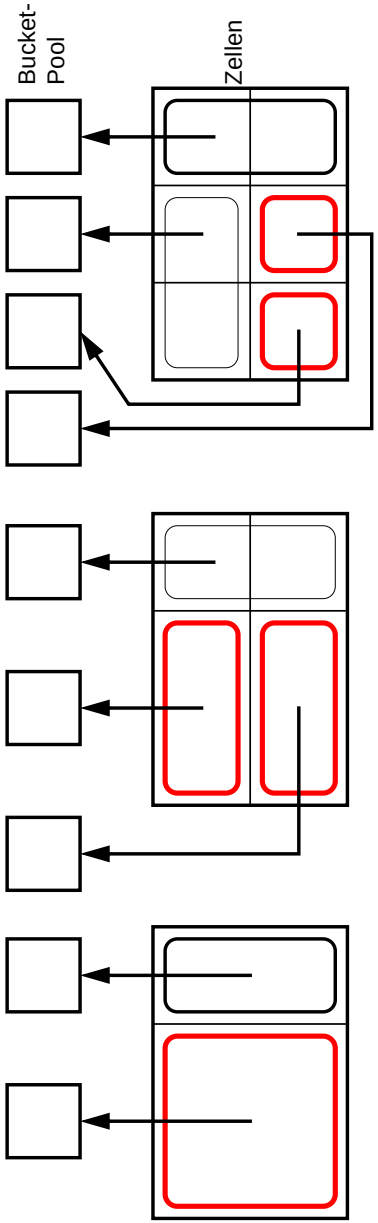
- **Komponenten**
  - k Skalierungsvektoren (Scales) definieren die Zellen (Grid) auf k-dim. Datenraum D
  - Zell- oder Grid-Directory GD: dynamische k-dim. Matrix zur Abbildung von D auf die Menge der Buckets
  - Bucket: Speicherung der Objekte einer oder mehrerer Zellen (Bucketbereich BB)
- **Eigenschaften**
  - 1:1-Beziehung zwischen Zelle Z_i und Element von GD
  - Element von GD = Ptr. zu Bucket B
  - n:1-Beziehung zwischen Z_i und B
- **Ziele**
  - Erhaltung der Topologie
  - effiziente Unterstützung aller Fragetypen
  - vernünftige Speicherplatzbelegung

1. Nievergelt, J. et al.: The Grid File: An Adaptable, Symmetric Multikey File Structure, ACM Trans. Database System, 1984, pp. 38-71

Zentrale Datenstruktur: Grid-Directory

- **Anforderungen**
  - Prinzip der zwei Plattenzugriffe
    unabhängig von Werteverteilungen, Operationshäufigkeiten und Anzahl der gespeicherten Sätze
  - Split- und Mischoperationen jeweils nur auf zwei Buckets
  - Speicherplatzbelegung
    - durchschnittliche Belegung der Buckets nicht beliebig klein
    - schiefe Verteilungen vergrößern nur GD
- **Entwurf einer Directory-Struktur**
  - dynamische k-dim. Matrix GD (auf Externspeicher)
  - k eindim. Vektoren S_i (im Hauptspeicher)
- **Operationen auf GD**
  - direkter Zugriff auf einen GD-Eintrag
  - relativer Zugriff (NEXTABOVE, NEXTBELOW)
  - Mischen zweier benachbarter Einträge einer Dimension (mit Umbenennung der betroffenen Einträge)
  - Splitting eines Eintrages einer Dimension (mit Umbenennung)

Schachtelförmige Zuweisung von Zellen zu Buckets

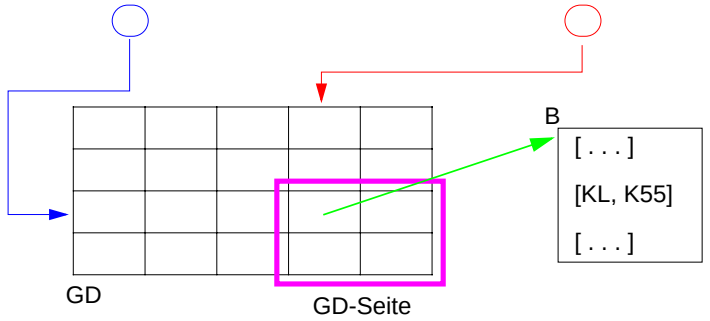


Grid-File – Suchfragen

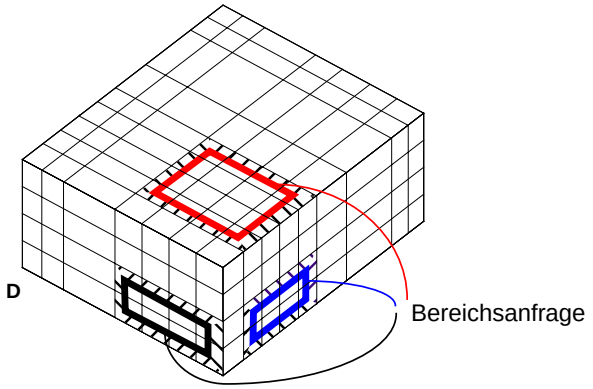
- **Exakte Anfrage (exact match)**

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

S_1: AA, DA, FR, MK, ZZ S_2: K00, K17, K39, K52, K89, K99



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



Zugriffspfade für ausgedehnte räumliche Objekte

- **Ausgedehnte räumliche Objekte besitzen**
  - allgemeine Merkmale wie Name, Beschaffenheit, . . .
  - Ort und Geometrie (Kurve, Polygon, . . .)

- **Indexierung des räumlichen Objektes**
  - genaue Darstellung?
  - Objektapproximation durch schachtelförmige Umhüllung – effektiv!
    - ➥ dadurch werden Fehltreffer möglich

- **Probleme**
  - neben Objektdichte muß Objektausdehnung bei der Abbildung und Verfeinerung berücksichtigt werden
  - Objekte können andere enthalten oder sich gegenseitig überlappen

- **Klassifikation der Lösungsansätze**
  - sich gegenseitig überlappende Regionen (R-Baum)
  - Clipping (R^+-Baum)
  - Transformationsansatz
    - ➥ bildet ausgedehnte räumliche Objekte funktional auf höherdimensionale Punkte ab – begrenzte Anwendbarkeit und Tauglichkeit!

R-Baum[1]

- **Ziel: Effiziente Verwaltung räumlicher Objekte**
  (Punkte, Polygone, Quader, ...)

- **Anwendungen:**
  - Kartographie:
    Speicherung von Landkarten,
    effiziente Beantwortung “geometrischer” Fragen
  - CAD:
    Handhabung von Flächen, Volumina und Körpern
    (z.B. Rechtecke beim VLSI-Entwurf)
  - Computer-Vision und Robotics

- **Hauptoperationen:**
  - Punktanfragen (point queries):
    Finde alle Objekte, die einen gegebenen Punkt enthalten
  - Gebietsanfragen (region queries):
    Finde alle Objekte, die mit einem gegebenen Suchfenster überlappen (es umschließen, in ... vollständig enthalten sind)

- **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

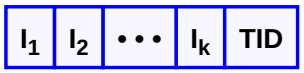
---

1. A. Guttman: R-Trees: A Dynamic Index Structure for Spatial Searching, in: Proc. ACM SIGMOD Conf., 1984, pp. 47-57

R-Baum (2)

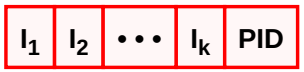
- **R-Baum ist höhenbalancierter Mehrwegbaum**
  - jeder Knoten entspricht einer Seite
  - pro Knoten maximal M, minimal m (>= M/2) Einträge

Blattknoteneintrag:



kleinstes umschreibendes Rechteck (Datenrechteck) für TID

Zwischenknoteneintrag:



Intervalle beschreiben kleinste umschreibende Datenregion für alle in PID enthaltenen Objekte

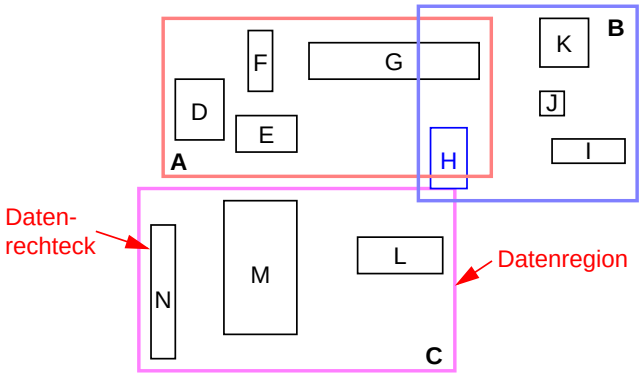
I_j = geschlossenes Intervall bzgl. Dimension j

TID: Verweis auf Objekt PID: Verweis auf Sohn

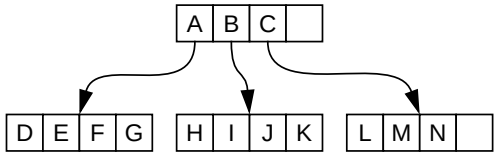
- **Eigenschaften**
  - starke Überlappung der umschreibenden Rechtecke/Regionen auf allen Baumebenen möglich
  - bei Suche nach Rechtecken/Regionen sind ggf. mehrere Teilbäume zu durchlaufen
  - Änderungsoperationen ähnlich wie bei B-Bäumen

Abbildung beim R-Baum

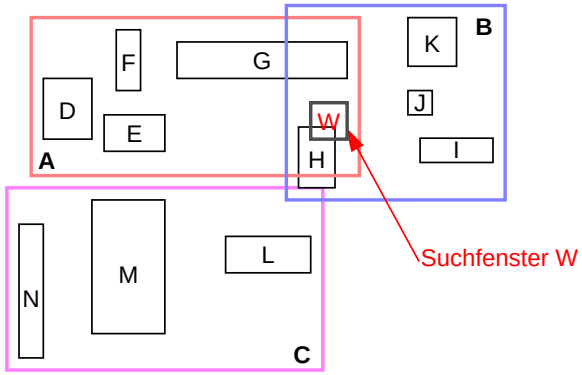
- **Aufteilung des Datenraumes**



- **R-Baum**

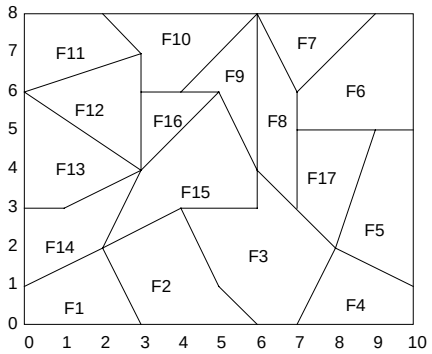


- **Beispiel für ein „schlechtes“ Suchfenster**

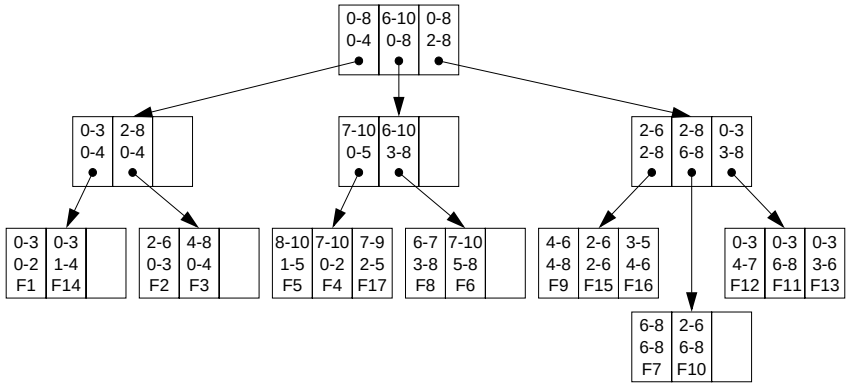


R-Baum: Beispiel

- **Abzuspeichernde Flächenobjekte**



- **Zugehöriger R-Baum**



Suchoptimierung durch den R^+-Baum

- **Überdeckung und Überlappung** bei einer Ebene des R-Baumes
  - **Überdeckung** (coverage) ist der gesamte Bereich, um alle zugehörigen Rechtecke zu überdecken
  - **Überlappung** (overlap) ist der gesamter Bereich, der in zwei oder mehr Knoten enthalten ist
  - Minimale Überdeckung reduziert die Menge des „toten Raumes“ (leere Bereiche), der von den Knoten des R-Baumes überdeckt wird.
  - Minimale Überlappung reduziert die Menge der Suchpfade zu den Blättern (noch kritischer für die Zugriffszeit als minimale Überdeckung)

➥ Effiziente Suche erfordert minimale Überdeckung und Überlappung

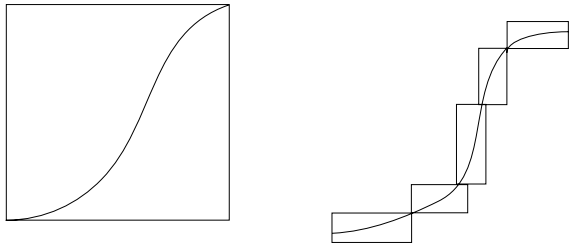
- **Idee**

Es sind Partitionierungen erlaubt, die Datenrechtecke „zerschneiden” (Clipping)

➥ Vermeidung von Überlappungen bei Zwischenknoten

- **Konsequenz**

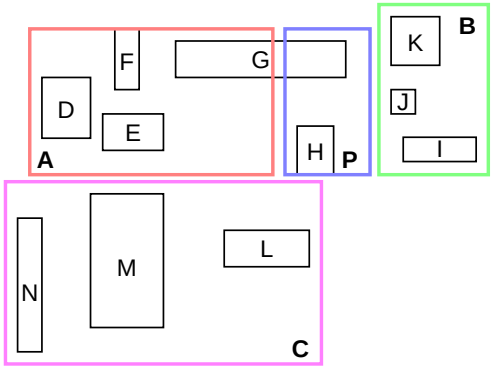
Daten-Rechteck wird ggf. in eine Sammlung von disjunkten Teilrechtecken zerlegt und auf der Blattebene in verschiedenen Knoten gespeichert.



Aufteilungsmöglichkeiten eines langen Linienobjektes im R^+-Baum

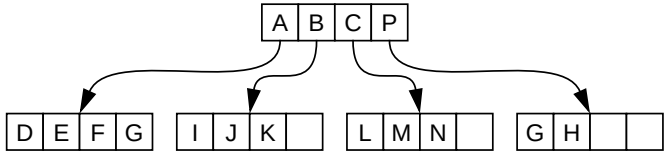
R^+-Baum[1]

- **Aufteilung des Datenraumes**



➥ Höhere Flexibilität durch Partitionierung von Daten-Rechtecken

- **R^+-Baum**



- **Eigenschaften**
  - Überlappung von Datenregionen wird vermieden
  - Überdeckungsproblematik wird wesentlich entschärft
  - Clusterbildung der in einer Region zusammengefaßten Objekte kann durch Clipping verhindert werden
  - komplexere Algorithmen für bestimmte Anfragen (Enthaltensein)
  - schwierigere Wartung, keine Leistungsvorteile gegenüber R-Baum

1. Sellis, T. et a.: The R^+-Tree: A Dynamic Index for Multi-Dimensional Objects, in: Proc.14th Int. Conf. on Very Large Data Bases, Brighton,1987, pp. 507-518

Anfragen an räumliche Objekte – Aspekte der Erweiterung der DB-Sprache

- **Kein Raumbezug und keine räumlichen Operatoren** im Relationenmodell
  - Hohe Komplexität bei einfachen Beispielen
  - Beispiel: **Darstellung beliebig gelagerter Rechtecke** in der Ebene

    R-ECK (RE-NR, X1, Y1, X2, Y2, X3, Y3, X4, Y4)

Anfrage: Finde alle Rechtecke, die ein Rechteck mit den Punkten (PA, PB, PC, PD) echt umschließen.

```
SELECT RE-NR FROM R-ECK
WHERE   XA > X1 AND YA < G(P1, P2, XA)
          AND YA > G(P4, P1, XA) AND
        XB < Y2 AND YB < G(P1, P2, XB)
          AND XB < G(P2, P3, XB) AND
        XC < X3 AND YC < G(P2, P3, XC)
          AND YC > G(P3, P4, XC) AND
        YD > Y4 AND YD > G(P3, P4, XD)
          AND YD > G(P1, P4, XD);
```

mit Abkürzungen: z.B. G(P1, P2, XA) für

((Y1 - Y2) ∗ XA) / (X1 - X2) + (Y2 ∗ X1 - Y1 ∗ X2) / (X1 - X2)

- **Objekt-relationale Datenmodelle – Schlüsseleigenschaft:**
  - Erweiterbarkeit mit benutzerdefinierten Funktionen und Operatoren
  - Anfragen mit Operatoren wie Überlappung, Schnitt, Entfernung, Enthaltensein («) ...

    ➥ SELECT RE-NR FROM R-ECK X
    WHERE [PA, PB, PC, PD] « X;

Zusammenfassung

- **Wichtige Eigenschaften mehrdimensionaler Zugriffspfade**
  - Erhaltung der topologischen Struktur des Datenraumes
  - Adaption an die Objektdichte
  - Dynamische Reorganisation
  - Balancierte Zugriffsstruktur
  - Unterstützung von verschiedenen Anfragetypen (*intersection queries*, *best match queries*)

- **Darstellung von räumlichen Objekten**
  - Abstraktion zu punktförmiger Repräsentation ist Regelfall
  - „Ausgedehnte“ Darstellung nur in grober Annäherung:

    ➥ Verarbeitungsprobleme

- **Vorteile neuerer Konzepte**
  - Organisation des umgebenden Datenraumes – Grid File
  - Darstellung räumlich ausgedehnter Objekte – R- und R^+-Baum

    ➥ **Jedoch**: Es existieren sehr viele Vorschläge und Konzepte, die sehr speziell und praktisch nicht erprobt sind

- **Notwendigkeit der DBS-Integration** von „konventionellen“ (eindimensionalen) und mehrdimensionalen Zugriffspfaden
  - Zugriffsmöglichkeiten über räumliche und zeitliche Dimensionen
  - Unterstützung von „Data Warehouse“-Anwendungen, Geographischen Informationssystemen, . . .

- **Erweiterung objekt-relationaler DBS** durch mehrdimensionale Zugriffspfadstrukturen (vor allem Grid File und R-Baum)