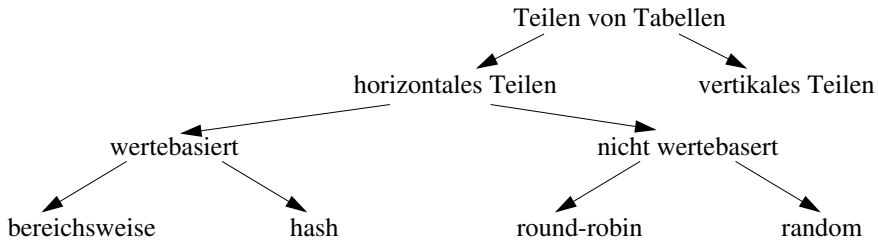
# 4. Datenallokation in verteilten und parallelen DBS

- **Fragmentierung und Allokation**
- **Anforderungen**
  - *Vollständigkeit*: jedes Datenelement muß in wenigstens einem Fragment enthalten sein
  - *Rekonstruierbarkeit*: Verlustfreiheit der Zerlegung
  - (weitestgehende) *Disjunktheit*
- **Fragmentierungsvarianten**
  - horizontale Fragmentierung
  - vertikale Fragmentierung
  - hybride Fragmentierung
- **Fragmentierungstransparenz**
- **Bestimmung einer Datenallokation für VDBS**
- **Datenallokation für Parallele DBS**
  - Verteilgrad
  - Varianten der horizontalen Fragmentierung (Round Robin, Hash, Bereichsfragmentierung: einfach, verfeinert, mehrdimensional)
  - Allokation der Fragmente
  - Datenallokation bei Shared Disk / Shared Everything



## Fragmentierung

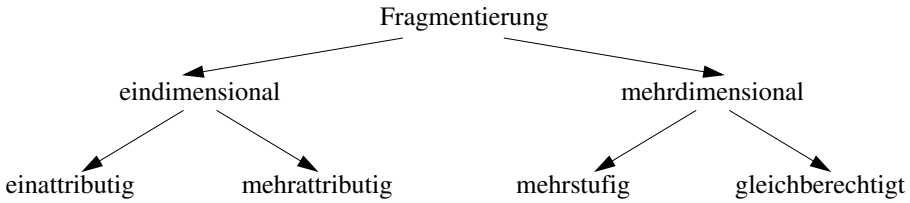
- **Gründe für eine Fragmentierung**
  - Lastbalancierung
  - Nutzung von Lokalität
  - Reduzierung des Verarbeitungsumfangs (Anfrageoptimierung!)
  - Unterstützung von Parallelverarbeitung
- **Klassifikation der Fragmentierung**



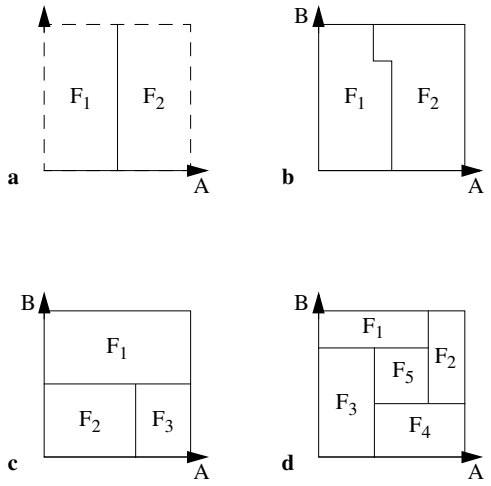

- **Eigenschaften wertebasierter Verfahren**
  - Zuordnung ist auch im Nachhinein (durch DBS) nachvollziehbar und
  - kann bei Anfrageoptimierung berücksichtigt werden
  - Verteilung erfolgt über die Werte eines oder mehrerer Attribute
  - Hash erlaubt (angenähert) Bestimmung der Fragmentgröße und unterstützt Exact-Match-Anfragen
  - Bereichsfragmentierung hat die größte Bedeutung und unterstützt Bereichsanfragen (z.B. beim Data Warehousing)
- **Eigenschaften nicht wertebasierter Verfahren**
  - Zuordnung eines Tupels zum Fragment ist in der Regel weder wiederholbar noch im Nachhinein nachvollziehbar
  - Round-Robin verteilt Tupel in Einfügereihenfolge auf Fragemente, während Random dies zufällig tut
  - Beide erzielen eine Gleichverteilung und damit eine gute Lastbalancierung
    ➥ ***Verfahren zielen auf parallele Anfrageverarbeitung ab***

# Fragmentierung (2)

■ **Strategien der Bereichsfragmentierung**

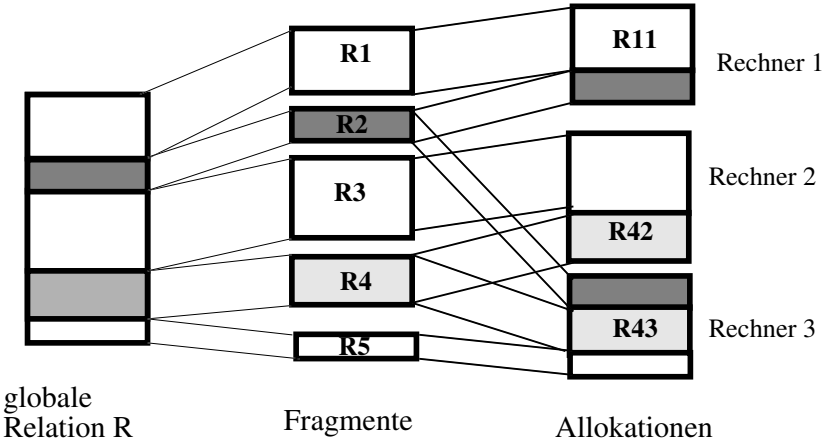



- eindimensional: Es werden nur Anfragen auf dem (zusammengesetzten) Fragmentierungsattribut unterstützt
- mehrdimensional: Anfragen, die wenigstens eines der Fragmentierungsattribute besitzen, können unterstützt werden
  - mehrstufig: die Reihenfolge des Anwenders der Fragmentierungsfunktion auf die Fragmentierungsattribute ist entscheidend
  - gleichberechtigt: Fragmentierung erfolgt vollkommen wahlfrei






# Bestimmung der Datenverteilung




■ **Fragmentierung:**

- ***Fragmente:*** Einheiten der Datenverteilung
- oft: ganze Relationen bzw. sogar Datenbanken
- wünschenswert: Teile von Relationen
  (horizontale und vertikale Fragmentierung)

■ **Allokation von Fragmenten:**

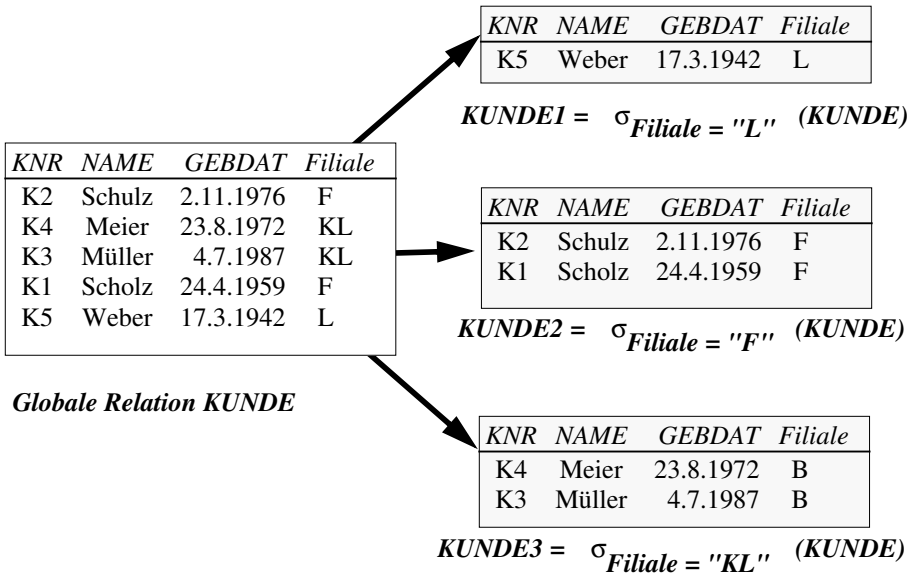
- bestimmt weitgehend Ausführungsort von DB-Operationen
- Erstellung für "durchschnittliches" Lastprofil mittels Heuristiken
- aufwendige Umverteilungen
- widersprechende Teilziele:
  Minimierung der Kommunikationskosten vs. Lastbalancierung

■ **Replizierte Speicherung von Fragmenten**

- Partitionierung, partielle oder volle Replikation
- erhöhte Freiheitsgrade bei Anfrageoptimierung
- hoher Änderungsaufwand

# Horizontale Fragmentierung

■ **Zeilenweise Aufteilung von Relationen**




■ Definition der Fragmentierung durch Selektionsprädikate Pi auf der Relation:

$$\mathbf{Ri := \sigma_{Pi}\ (R) \qquad (1 \le i \le n)}$$

■ **Vollständigkeit:** Jedes Tupel ist einem Fragment eindeutig zugeordnet

■ Fragmente sind **disjunkt**: $\mathbf{Ri \cap Rj = \{\} \quad (i \neq j))}$

■ **Verlustfreiheit:** Relation ist Vereinigung aller Fragmente

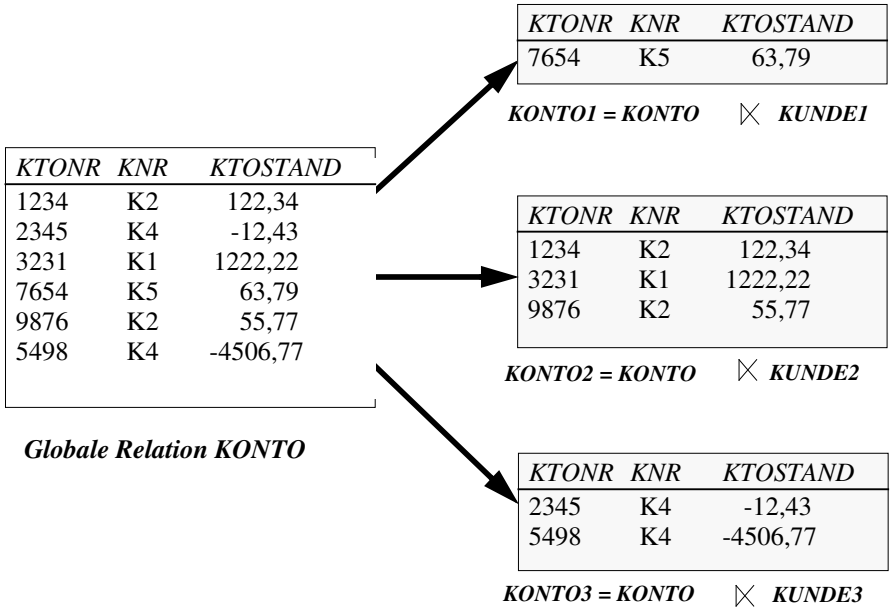
$$\mathbf{R = \cup Ri \qquad (1 \le i \le n)}$$



# Abgeleitete horizontale Fragmentierung

■ Fremdschlüssel-Primärschlüssel-Beziehungen definieren Abhängigkeiten zwischen Relationen

■ Abgeleitete (abhängige) Fragmentierung: Partitionierung der abhängigen Relation wird auf Vater-Relation abgestimmt




KONTO von KUNDE abhängig (KNR)
KUNDE-Partitionierung (über FILIALE) bestimmt KONTO-Partitionierung

■ **Fragmentdefinition** über Semi-Join zwischen abhängiger Relation S und Vater-Relation R:

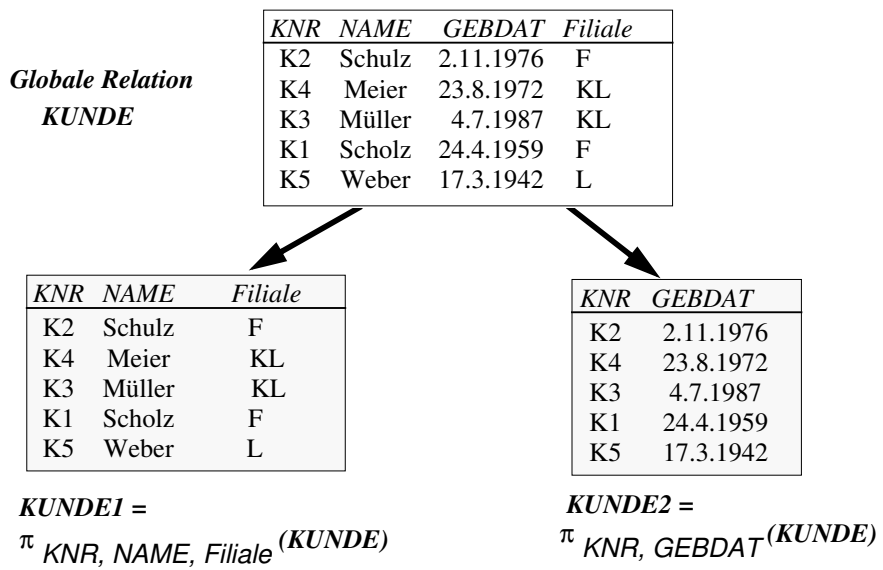
$$\mathbf{Si = S \ltimes Ri = S \ltimes \sigma_{Pi}\ (R)}$$

$$\mathbf{= \pi_{S\text{-}Attribute}\ (S \bowtie \sigma_{Pi}\ (R)) \qquad (1 \le i \le n)}$$

■ **Joins zwischen Vater- und Sohn-Relationen** können lokal berechnet werden

# Vertikale Fragmentierung

■ **Spaltenweise Aufteilung von Relationen**




■ Definition der Fragmentierung durch Projektion

■ **Vollständigkeit:** jedes Attribut in wenigstens 1 Fragment enthalten

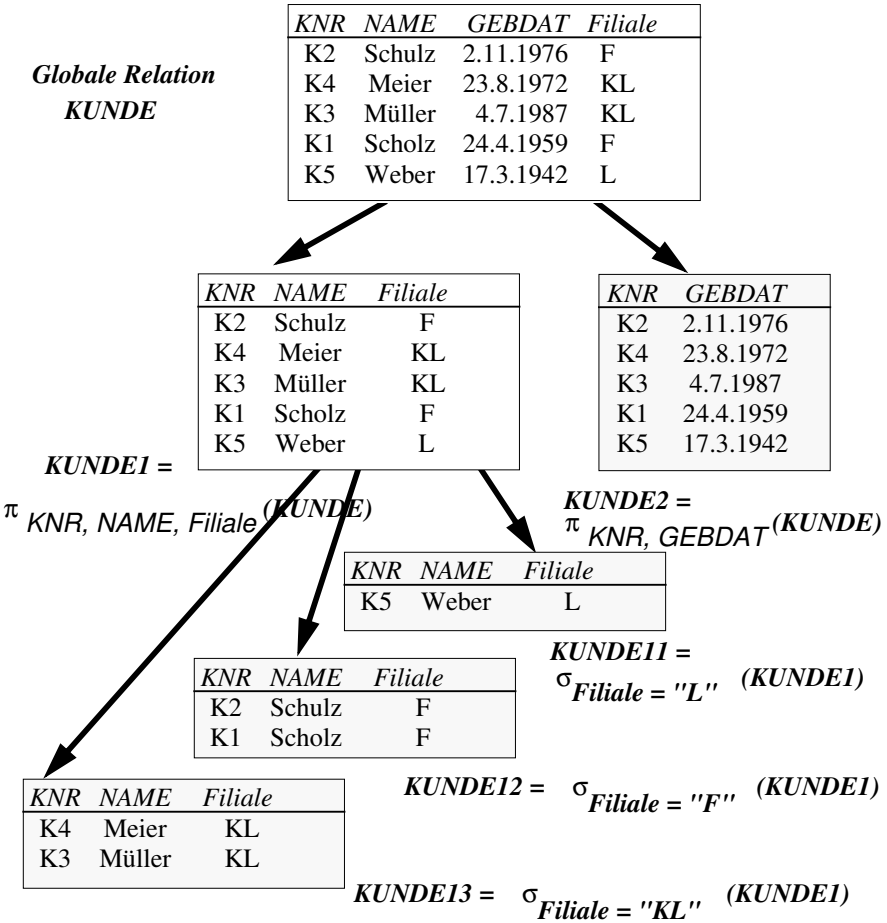
■ **Verlustfreie Zerlegung:**

- Primärschlüssel i. allg. in jedem Fragment enthalten
- JOIN-Operation zur Rekonstruktion des gesamten Tupels



# Hybride Fragmentierung

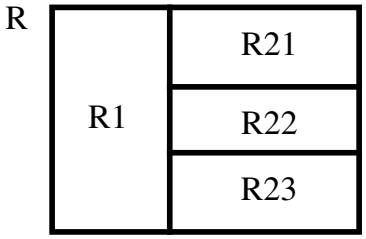
■ **Kombination von horizontaler und vertikaler Fragmentierung**

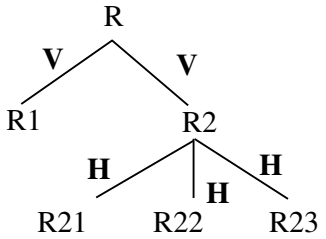



KUNDE = (KUNDE11 ∪ KUNDE12 ∪ KUNDE13) ⋈ KUNDE2

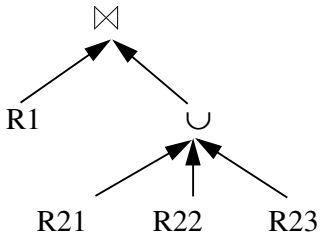
# Hybride Fragmentierung (2)

**a) vertikale gefolgt von horizontaler Partitionierung**



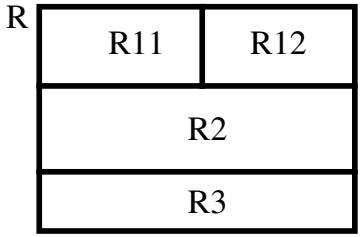




*Fragmentierungsbaum*




*Operatorbaum (Rekonstruktion)*

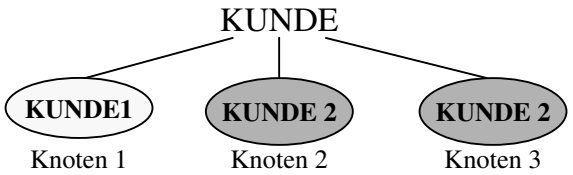
**b) horizontale gefolgt von vertikaler Partitionierung**






# Fragmentierungstransparenz

■ **Beispiel 1:**




Die Relation KUNDE wurde horizontal in zwei Fragmente zerlegt, wobei Fragment KUNDE2 an zwei Knoten repliziert gespeichert ist

■ **Keine Transparenz:**

```
SELECT      NAME INTO :NAME
FROM        KUNDE1@Knoten1
WHERE       KNR = :KNO
IF NOT FOUND THEN
            SELECT      NAME INTO :NAME
            FROM        KUNDE2@Knoten3
            WHERE       KNR = :KNO
            . . .
```

■ **Orts- und Replikationstransparenz:**

Weglassen der Ortsbezeichnungen (@Knoten)

■ **Orts-, und Replikations- und Fragmentierungstransparenz:**

```
SELECT      NAME INTO :NAME
FROM        KUNDE
WHERE       KNR = :KNO
```

# Fragmentierungstransparenz (2)

■ **Beispiel 2:**

**KUNDE1** (KNR, NAME) **KUNDE2** (KNR, GEBDAT, FILIALE)
**KUNDE3** (KNR, NAME, FILIALE) **KUNDE4** (KNR, GEBDAT)

KUNDEi sei an Knoten #i gespeichert
KUNDE1 zusätzlich an Knoten 5 und KUNDE4 an Knoten 6

**Orts-, Replikations- und Fragmentierungstransparenz:**

```
UPDATE  KUNDE
   SET FILIALE = "KL"
   WHERE  KNR = "K3";   (*Wechsel  nach KL *)
```

**Orts- und Replikationstransparenz:**

```
SELECT  NAME  INTO :Name    FROM KUNDE3    WHERE  KNR = "K3";
SELECT  GEBDAT  INTO :Geb    FROM KUNDE4      WHERE  KNR = "K3";

INSERT INTO KUNDE1 (KNR, NAME)  VALUES ("K3", :Name)
INSERT INTO KUNDE2 (KNR, GEBDAT, FILIALE)  VALUES ("K3", :Geb, "KL")

DELETE  KUNDE3  WHERE KNR = "K3";
DELETE  KUNDE4  WHERE KNR = "K3";
```

**Keine Transparenz:**

```
SELECT  NAME  INTO :Name    FROM KUNDE3@Knoten3  WHERE  KNR = "K3";
SELECT  GEBDAT  INTO :Geb   FROM KUNDE4@Knoten4 WHERE  KNR = "K3";

INSERT INTO KUNDE1@Knoten1 (KNR, NAME)    VALUES ("K3", :Name)
INSERT INTO KUNDE1@Knoten5 (KNR, NAME)    VALUES ("K3", :Name)
INSERT INTO KUNDE2@Knoten2 (KNR, GEBDAT, FILIALE)
                                          VALUES ("K3", :Geb, "KL")

DELETE  KUNDE3@Knoten3 WHERE KNR = "K3";
DELETE  KUNDE4@Knoten4  WHERE KNR = "K3";
DELETE  KUNDE4@Knoten6 WHERE KNR = "K3";
```



# Bestimmung der Datenallokation

■ **Widersprüchliche Ziele** (vor allem bei Replikation)**:**

- Lese- vs. Änderungsoperationen
- Lokalität vs. Parallelität
- Lokalität vs. Lastbalancierung

■ **Optimierungsziele:**

- Unterstützung kurzer Antwortzeiten bzw. eines hohen Durchsatzes
- Minimierung des Kommunikationsbedarfs
- Lastbalancierung usw.

■ **Mathematisches Modell:**

- Minimierung einer Kostenfunktion unter
- Einhaltung von Randbedingungen

■ **Einfaches Modell:**

- **Hauptziel:** Minimierung von Kommunikation, d. h. Maximierung der lokalen Verarbeitung
- **Nebenbedingung:** Auslastung einzelner Rechner soll Grenzwert nicht überschreiten
- **Prinzipielle Vorgehensweise:** partitionierte Allokation von Fragmenten (hier: keine Replikation)

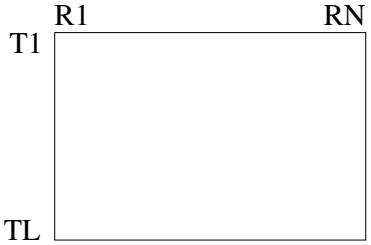
# Bestimmung der Datenallokation (2)

■ **Parameter**

- *L*: Anzahl der Transaktionstypen
- *N*: Anzahl der Rechner (R), *M*: Anzahl der Fragmente (F)
- *I-ref*: #Instruktionen pro (lokaler) Referenz
- *I-komm*: #Instruktionen zur Kommunikation (pro externer Referenz)
- *C (n):* CPU-Kapazität von Rechner n  (1 ≤ n ≤ N, in Mips)
- *u-max:* maximale CPU-Auslastung  (0 < u-max < 1)

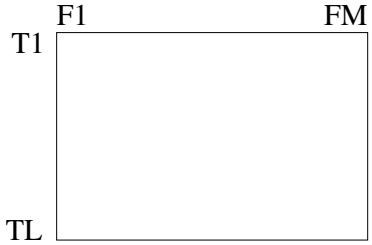
■ **Eingabe**

Lastverteilungsmatrix W




# TA pro Sek.

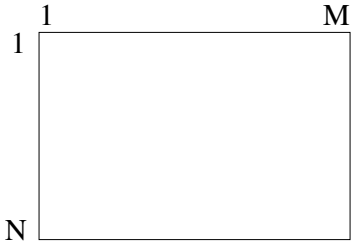
Referenzmatrix R




# Zugriffe pro Sek.

■ **Ausgabe:**

Allokationsmatrix A




*A (n,m) = 1 (0)*, falls Fragment m Knoten n (nicht) zugeordnet



# Bestimmung der Datenallokation (2)

■ **Zugriffsfrequenz auf Fragment m**

$$ZF(\boldsymbol{m}) = \sum_{n=1}^{N} \sum_{l=1}^{L} W(n, l) \times R(l, \boldsymbol{m})$$

■ **Häufigkeit lokaler Zugriffe auf Fragment m**

$$ZFL(\boldsymbol{m}) = \sum_{n=1}^{N} \sum_{l=1}^{L} W(n, l) \times R(l, \boldsymbol{m}) \times A(n, \boldsymbol{m})$$

■ **Optimierungsziel:** $\sum_{m=1}^{N} ZFL(m) = Max$ !

■ **Nebenbedingung 1:** Jedes Fragment soll genau einem Rechner zugeordnet werden (keine Replikation)

$$\sum_{n=1}^{N} A(n, m) = 1 \qquad (\forall m \mid 1 \le m \le M)$$

■ **Nebenbedingung 2:** Lastbalancierung

# Bestimmung der Datenallokation (3)

■ **Lastanteil L1:** Fragmentzugriffe an Rechner n

$$L1(\mathbf{n}) = 1\text{-}ref \times \sum_{m=1}^{M} ZF(m) \times A(\mathbf{n}, m)$$

■ **Lastanteil L2:** Kommunikationskosten auf lokale Datenfragmente von Rechner n durch externe Transaktionen

$$L2(\mathbf{n}) = I\text{-}komm \times \sum_{m=1}^{M} (ZF(m) - ZFL(m)) \times A(\mathbf{n}, m)$$

■ **Lastanteil L3:** Kommunikationskosten lokaler Transaktionen von Rechner n für externe Datenzugriffe

$$L3(\mathbf{n}) = 1\text{-}komm \times \sum_{m=1}^{M} \sum_{l=1}^{L} W(\mathbf{n},l) \times R(l,m) \times (1 - A(\mathbf{n}, m))$$

■ **Nebenbedingung 2:** Lastbalancierung

$$L1(n) + L2(n) + L3(n) < u\text{-}max \times C(n) \qquad (\forall n \mid 1 \le n \le N)$$



# Bestimmung der Datenallokation (4)

■ **Heuristische Berechnung der Allokationsmatrix A**

(Hilfsvariable $CU_n$: CPU-Auslastung von Rechner n aufgrund bereits vorgenommener Zuordnungen)

1. Berechne aus der Lastverteilung W und der Referenzverteilung R zunächst für jedes Fragment m die Zugriffshäufigkeit *ZF (m)*.

2. Bestimme das nächste, noch nicht allokierte Fragment m mit der höchsten Zugriffsfrequenz *ZF (m)*.

3. Berechne für jeden Rechner die lokale Zugriffsfrequenz *ZFL (m)*, die sich durch Allokation von Fragment m an diesen Rechner ergibt, ebenso die sich daraus ergebende Erhöhung der CPU-Auslastung.

4. Ordne das Fragment demjenigen Rechner zu, für den sich der größte Anteil lokaler Zugriffe ergibt, ohne daß sich ein Überschreiten der maximalen CPU-Auslastung ergibt. Ergänze die Allokationsmatrix *A* und die *CU*-Werte für die getroffene Allokation.

5. Falls noch weitere Fragmente zuzuordnen sind, gehe zu Schritt 2. Ansonsten ist die Berechnung der Allokation beendet.

# Bestimmung der Datenallokation - Beispiel

| W | R1 | R2 | R3 |
|---|---|---|---|
| T1 | | 16 | 8 |
| T2 | 15 | 6 | |
| T3 | 7 | | 10 |

Lastverteilung W
(Aufrufhäufigkeiten pro Sekunde)

| R | F1 | F2 | F3 | F4 |
|---|---|---|---|---|
| T1 | 70 | 30 | | 10 |
| T2 | 5 | | 50 | |
| T3 | 5 | | | 80 |

Referenzverteilung R

## ■ Bestimmung der Zugriffshäufigkeiten ZF (Schritt 1)

$$ZF(\boldsymbol{m}) = \sum_{n=1}^{N} \sum_{l=1}^{L} W(n, l) \times R(l, \boldsymbol{m})$$

m = 1: 0 • 70 + 15 • 5 + 7 • 5 ( = 110 von R1)
+ 16 • 70 + 6 • 5 + 0 • 5 ( = 1150 von R2)
+ 8 • 70 + 0 • 5 + 10 • 5 ( = 610 von R3)
= ZF(m = 1) = 1870

m = 2: 0 • 30 + 15 • 0 + 7 • 0 ( = 0 von R1)
+ 16 • 30 + 6 • 0 + 0 • 0 ( = 480 von R2)
+ 8 • 30 + 0 • 0 + 10 • 0 ( = 240 von R3)
= ZF(m = 2) = 720

m = 3: . . . ( = 750 von R1)
( = 300 von R2)
( = 0 von R3)
= ZF(m = 3) = 1050

m = 4: . . . ( = 560 von R1)
( = 160 von R2)
( = 880 von R3)
= ZF(m = 4) = 1600



# Bestimmung der Datenallokation - Beispiel (2)

*I-ref* =100000, *I-komm* =25000, *C(n)* =300 Mips, *u-max* = 0.8

## ■ Zuordnung von Fragment F1 durch ZFL(1)

von R1 : 110
von R2 : 1150 ⇒ Zuordnung nach R2
von R3 : 610

L1(2) = $10^5$ • 1870 = 187 Mips
L2(2) = (1870 - 1150) • 2,5 • $10^4$ = 18 Mips
L3(1) = 110 • 2,5 • $10^4$ = 2,75 Mips von R1 → F1
L3(3) = 610 • 2,5 • $10^4$ = 15,75 Mips von R3 → F1

Momentane Last:

CU1 = 2,75 Mips
CU2 = 205 Mips
CU3 = 15,25 Mips
} ≤ 240 Mips = 0,8 • 300 Mips

## ■ Zuordnung von Fragment F4 durch ZFL(4)

von R1 : 560
von R2 : 160
von R3 : 880 ⇒ Zuordnung nach R3

Momentane Last:

CU1 = 16,75 Mips
CU2 = 209 Mips
CU3 = 193,25 Mips
} ≤ 240 Mips

# Bestimmung der Datenallokation - Beispiel (3)

■ **Zuordnung von Fragment F3 durch ZFL(3)**

von R1 : 750 ⇒ Zuordnung nach R1
von R2 : 300
von R3 : 0

Momentane Last:

CU1 = 129,25 Mips
CU2 = 216,50 Mips
CU3 = 193,25 Mips
} ≤ 240 Mips

■ **Zuordnung von Fragment F2 durch ZFL(2)**

von R1 : 0 ⇒ Zuordnung nach R1
von R2 : 480 ⇒ Überlast
von R3 : 240 ⇒ Überlast

Last:

CU1 = 219,25 Mips
CU2 = 228,50 Mips
CU3 = 199,25 Mips
} ≤ 240 Mips

■ **Allokationsmatrix A**

| | F1 | F2 | F3 | F4 |
|---|---|---|---|---|
| R1 | 0 | I | I | 0 |
| R2 | I | 0 | 0 | 0 |
| R3 | 0 | 0 | 0 | I |



# Datenallokation in PDBS

■ **zunächst: Shared Nothing**

■ **Horizontale Verteilung von Relationen über mehrere Rechner**

- Nutzung von Datenparallelität
- Verbesserung von Bandbreite und E/A-Rate (E/A-Parallelität)
- Lastbalancierung

■ **Teilaufgaben zur Bestimmung der Datenverteilung**

- Festlegung des Verteilgrades einer Relation
  Der Verteilgrad (degree of declustering) D einer Relation legt fest, über wieviele Rechner (Platten) diese verteilt wird: Er bestimmt v. a. die Leistungsfähigkeit von Selektionsoperationen
- Fragmentierung
- Allokation

■ **Bestimmung des "optimalen" Verteilgrades schwierig**

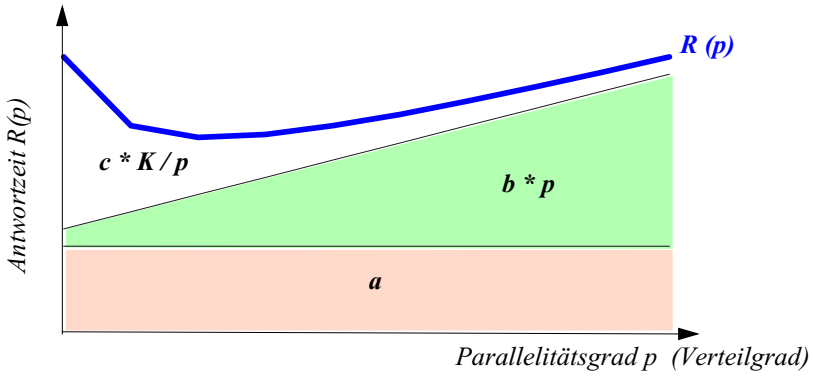
- Kommunikations-Overhead steigt mit Rechneranzahl
- Parallelisierungsgewinn sinkt mit wachsender Rechneranzahl, v.a. für kleinere Relationen
- "Full Declustering" oft nicht sinnvoll
- einfache Anfragen (kleine Relationen) sollen zur Reduzierung des Kommunikationsaufwandes auf möglichst wenige Partitionen beschränkt werden
- datenintensive Anfragen (große Relationen) sollen zur Nutzung von Parallelität/Lastbalancierung auf größere Anzahl von Partitionen verteilt werden

# Bestimmung des Verteilgrades einer Relation

■ **Mathematisches Modell (K = Kardinalität der Relation):**

a = konstanter Anteil (Initialisierungskosten u. ä.)
b = Kosten zum Starten und Beenden einer Teiloperation
c = Einheitskosten (Nutzarbeit c*K)
(c*K)/p = Kosten pro Verarbeitungsort

Antwortzeit $R(p) = a + b \times p + \frac{c \times K}{p}$



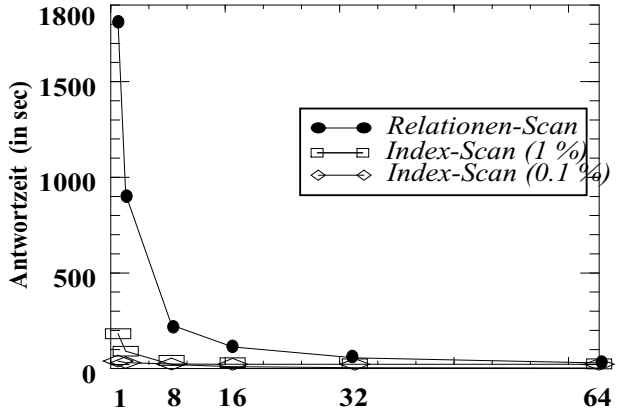

■ **optimaler Parallelitäts-/Verteilgrad** $p_{opt} = \sqrt{\frac{c \times K}{b}}$

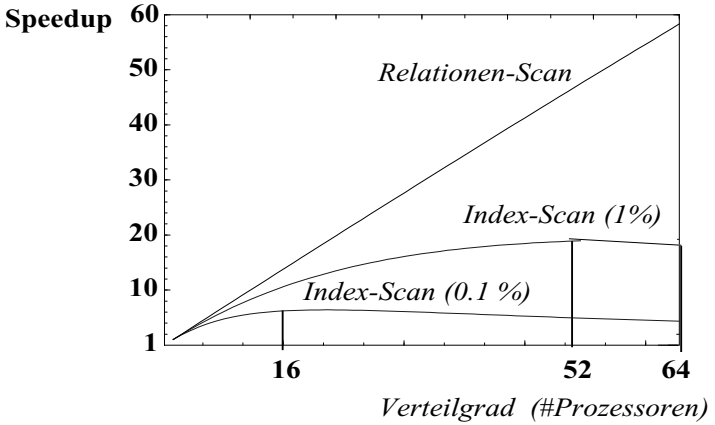


# Bestimmung des Verteilgrades (2)

■ **Bestimmung des Verteilgrades D**

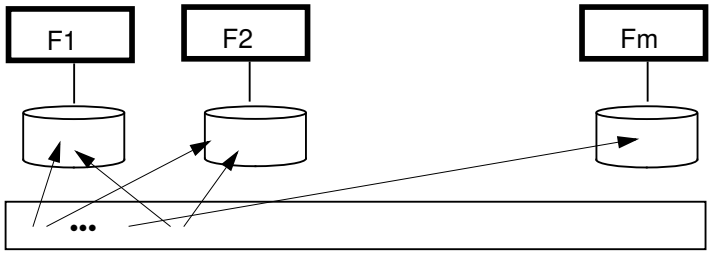
- für jeden Anfragetyp $p_{opt}$ bestimmen
- Verteilgrad D ergibt sich aus gewichtetem Mittel
  (➥ Kompromißlösung für erwartetes Lastprofil)




- Relationen-Scan:
- Index-Scan (1%):
- Index-Scan (0.1%):

# Fragmentierung: Round-Robin




Satz i -> Rechner (i mod m) + 1

■ **Vorteile:**

- Einfachheit
- gleichmäßige Fragmentgrößen
- günstige Lastbalancierung (geringer "Skew" für Relationen-Scans)
- gleiche Tupelanzahl pro Rechner garantiert jedoch nicht immer gleichmäßige Zugriffshäufigkeit

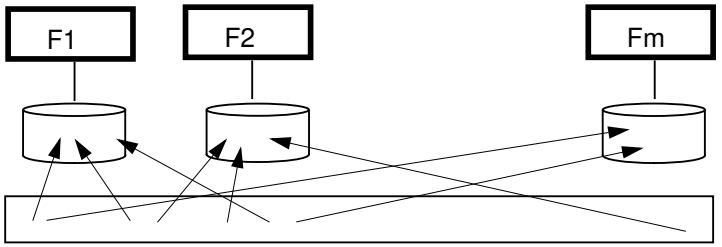
■ **Nachteil:**
Verteilung von Attributwerten unbekannt

➥ ***Sämtliche Anfragen müssen an allen Rechnern bearbeitet werden***

Das ist besonders ineffizient für Einzelsatzzugriffe sowie sonstige exakte Anfragen



# Hash-Fragmentierung




Satz i -> Rechner h ($VA_i$)

■ **Verteilung der Tupel über Hash-Funktion h**
auf Fragmentierungs- bzw. Verteilattribut VA
(z. B. Primärschlüssel)

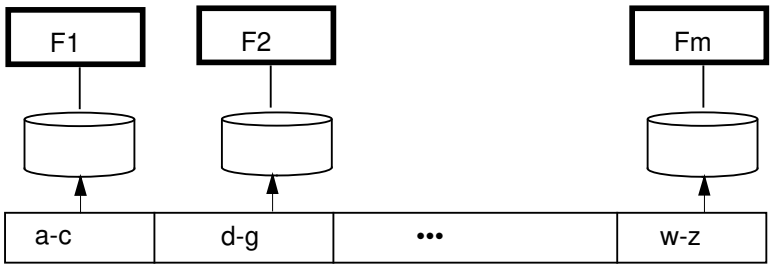
■ **Vorteile:**

- Einfachheit
- Exakte Anfragen auf Verteilattribut sind auf ein Fragment (Rechner) eingrenzbar
- Equi-Joins über das Verteilattribut werden unterstützt

■ **Nachteile:**

- keine Unterstützung für Bereichsanfragen (range queries)
- Gefahr ungleichmäßiger Partitionsgrößen (-> Skew)
  bei "schlechter" Hash-Funktion und ungünstiger Werteverteilung
  (v. a. bei nicht-eindeutigen Verteilattributen)

# Bereichsfragmentierung




- **Festlegung der Fragmentierung durch Wertebereiche auf Verteilattribut**
  - Spezifizierung durch Prädikate
  - Fragmentierungsansatz verteilter DBS
- **Vorteile:**
  - Exakte Anfragen sowie Bereichsanfragen auf Verteilattribut auf relevante Fragmente (Rechner) eingrenzbar
  - Unterstützung für Equi-Joins über das Verteilattribut
  - stabiler als Hash-Fragmentierung gegenüber ungleichmäßiger Werteverteilung
- **Nachteile:**
  - erhöhte Gefahr ungünstiger Lastbalancierung (zu geringer Parallelisierung)
  - Bestimmung der einzelnen Wertebereiche relativ aufwendig



# Verfeinerte Bereichsfragmentierung

- **Parallelisierung wird bei Bereichsanfragen durch die Bereichs-fragmentierung eingeschränkt**

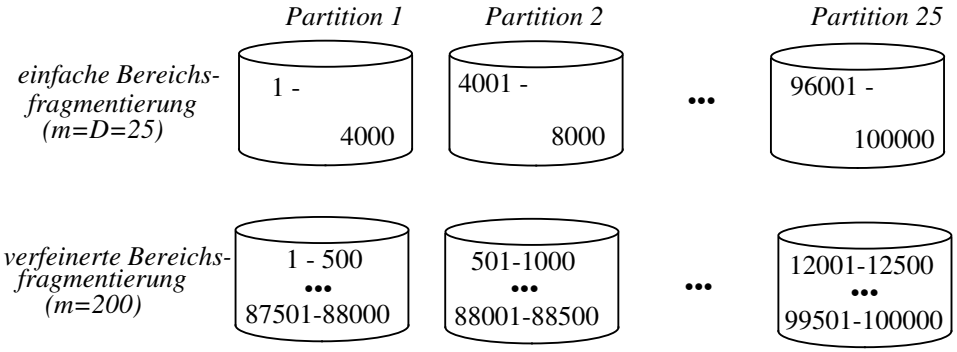
  Einfache Bereichsfragmentierung beschränkt Anfragen auf Verteilattribut auf minimale Anzahl von Rechnern, falls m=D (ein Fragment pro Rechner)

- **Ziel:**
  Verbesserung der Lastbalancierung durch größere Anzahl von Fragmenten (m > D)

- **Ansatz:**
  Erhöhe Fragmentanzahl, so daß relevante Fragmente im Mittel $p_{opt}$ Rechnern zugeordnet werden können:

  $m = p_{opt} / s$ (s = mittlere Selektivität der Bereichsanfragen, $0 \leq s \leq 1$)

- **Beispiel:**
  - CARD (KONTO) = 100.000
  - Verteilattribut KTONR
  - s=0.05, $p_{opt}$ = 10, D=25



# Mehrdimensionale Bereichsfragmentierung

■ **Ziel:** Unterstützung von **exakten Anfragen und Bereichsanfragen** auf mehreren Attributen

■ **Beispiel:**

- Zwei Anfragetypen:

```
SELECT * FROM PERS          und    SELECT * FROM PERS
WHERE NAME = :Z                    WHERE GEHALT BETWEEN [:X,:Y]
```

- Hash- und Bereichsfragmentierung können nur **einen** Anfragetyp unterstützen (für anderen sind alle Rechner involviert)
- Mehrdimensionale Bereichsfragmentierung erlaubt, beide Anfragetypen auf Teilmenge der Fragmente zu beschränken

| *Name* \ *Gehalt* | < 20K | < 50K | < 70K | < 90K | < 120K | ≥ 120 K |
|---|---|---|---|---|---|---|
| A-D | 1 | 1 | 4 | 4 | 7 | 7 |
| E-H | 1 | 1 | 4 | 4 | 7 | 7 |
| I-L | 2 | 2 | 5 | 5 | 8 | 8 |
| M-P | 2 | 2 | 5 | 5 | 8 | 8 |
| Q-S | 3 | 3 | 6 | 6 | 9 | 9 |
| T-Z | 3 | 3 | 6 | 6 | 9 | 9 |

9 Rechner,
36 Fragmente

■ **nur empfehlenswert,**
wenn auf mehrere Attribute etwa gleiche Zugriffshäufigkeit
(ansonsten eindimensionale Fragmentierung ggf. besser)



# Allokation von Fragmenten

■ **Allokation: Partitionenbildung durch Rechnerzuordnung der Fragmente (SN)**

- Festlegung des Verteilgrades D
- "gleichmäßige" Aufteilung der m Fragmente unter D Rechnern: (statische) Lastbalancierung
- analoge Partitionierung von Indexstrukturen

■ **Balancierung der Zugriffshäufigkeit von Partitionen**

- Round Robin-Zuordnung der Fragmente
- (gierige Heuristik) bei stark unterschiedlichen Fragment-Zugriffshäufigkeiten:
  - ordne Fragmente gemäß Zugriffshäufigkeiten
  - solange noch Fragmente aufzuteilen, wähle das nächste Fragment mit der höchsten Zugriffsfrequenz aus
  - ordne es dem bis dahin am geringsten ausgelasteten Knoten (Partition) zu

**Beispiel:**

| Fragment | F1 | F2 | F3 | F4 | F5 | F6 | F7 | F8 |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| Zugriffshäufigkeit | 100 | 600 | 400 | 150 | 200 | 500 | 400 | 50 |

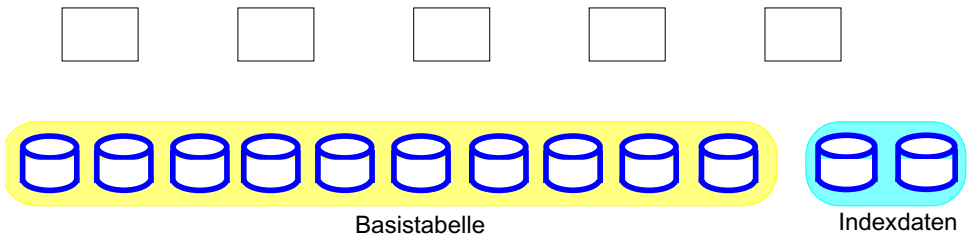
D=4: Round Robin:

Greedy:

# Datenverteilung bei SD und SE

■ **wesentliche Unterschiede gegenüber SN**

- Festlegung der Datenverteilung bezieht sich nur auf Platten, nicht auf Prozessoren
- Datenallokation hat keinen Einfluß auf Kommunikationshäufigkeit
- größere Freiheitsgrade für Verarbeitungsparallelität
- Indexallokation kann unabhängig von Tabellenallokation gewählt werden
- physische und logische Fragmentierung möglich
- Transfer von Zwischenergebnisse über Platte kann Kommunikationskosten einsparen




■ **Datenverteilung sollte**
E/A-Parallelität sowie flexible Verarbeitungsparallelität ermöglichen und Plattenengpässe möglichst umgehen

■ **großes Lastbalancierungspotential**
(Parallelitätsgrad, Ausführungsort)



# SE/SD-Datenallokation (2)

■ **Ansatz zur Bestimmung des Verteilgrades**

- breites Declustering zur optimalen Abdeckung von Relationen-Scans
- selektivere Anfragen bzw. Anfragen im Mehrbenutzerbetrieb können dennoch mit geringerer Parallelität bearbeitet werden

■ **Physisches Declustering, z.B. auf Blockebene**

- transparent für DBS realisierbar, z.B. durch Disk-Array
- zur Nutzung sequentieller E/A sollte Fragmentierungsgranulat mehrere Blöcke umfassen
- Plattenbehinderungen selbst innerhalb einer Anfrage möglich

■ **Logische Fragmentierung** (analog SN, z.B. über Hash- oder Bereichspartitionierung)

- DBMS kann Datenallokation gezielt nutzen, u.a. zur Bestimmung des Parallelitätsgrades
- reduzierter Datenraum für Anfragen auf Verteilattribut

  - Beispiel:

    Bereichspartitionierung von Relation R auf Attribut A ($D_R$=20)

    A (1 - 10.000; 10.001 - 20.000; 20.001 - 30.000; ... 190.001 - 200.000)

  - Anfrage *Select MAX (B) FROM R*
    *WHERE A > 70.000 AND A <= 110.000*

  - Parallele Ausführung mit 4 (2, 1) Teilanfragen ohne Plattenengpässe

# Zusammenfassung

- **Datenpartitionierung:**
  **Fragmentierung + Allokation der Fragmente**

- **Hauptziele der Fragmentierung**
  - Reduzierung des Verarbeitungsumfangs
  - Reduzierung des Kommunikationsaufwandes / Unterstützung von Lokalität (v.a. wichtig in VDBS)
  - Unterstützung von Parallelität (v.a. wichtig für PDBS)

- Parallele DBS basieren auf horizontaler Fragmentierung

- hohe Flexibilität durch Bereichsfragmentierung und Varianten

- mehrdimensionale Fragmentierung: Eingrenzung des Verarbeitungsumfangs hinsichtlich mehrerer Attribute

- **Datenallokation: Zuordnung der Fragmente zu Knoten**
  - Bestimmung von Verteilgrad und Auswahl der Knoten
  - wesentlich für Lastbalancierung
  - ggf. replizierte Speicherung von Fragmenten

- **SE/SD:**
  Datenallokation bezüglich Externspeicher (Platten)
  mit erhöhten Freiheitsgraden