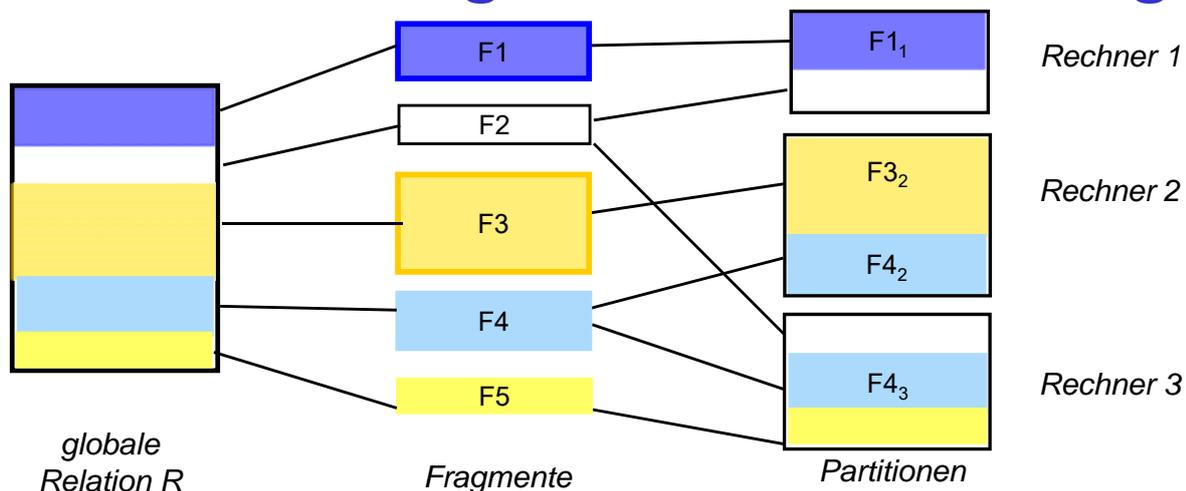


# 4. Datenallokation in VDBS und PDBS

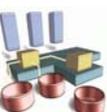
- Fragmentierung und Allokation
- Fragmentierungsvarianten
  - horizontale / vertikale /hybride Fragmentierungen
- Verteilungstransparenz
- Datenallokation für Shared Nothing PDBS
  - Verteilgrad
  - Varianten der horizontalen Fragmentierung
    - Round Robin, Hash-Fragmentierung
    - Bereichsfragmentierung: einfach, verfeinert
    - mehrdimensionale und mehrstufige Fragmentierung
  - Allokation der Fragmente
- Datenallokation für Shared Disk / Shared Everything
- NoSQL Datenallokation (Consistent Hashing, MongoDB)



## Bestimmung der Datenverteilung



- **Fragmentierung**
  - Fragmente: Einheiten der Datenverteilung
  - wünschenswert: (horizontale / vertikale) Teile von Relationen
- **Allokation** von Fragmenten
  - bestimmt weitgehend Ausführungsort von DB-Operationen
  - Zielkonflikt: Minimierung der Kommunikationskosten vs. Lastbalancierung
  - ggf. replizierte Speicherung von Fragmenten



# Fragmentierung

- Gründe für (horizontale bzw. vertikale) Fragmentierung
  - Lastbalancierung (relativ wenige, teilweise große Tabellen)
  - Nutzung von Lokalität
  - Reduzierung des Verarbeitungsumfangs für Anfragen („*Fragment Pruning*“ bzw. „*Partition Elimination*“)
  - Unterstützung von Parallelverarbeitung
  - bessere Administrierbarkeit sehr großer Tabellen (Sicherung, Reorganisation)

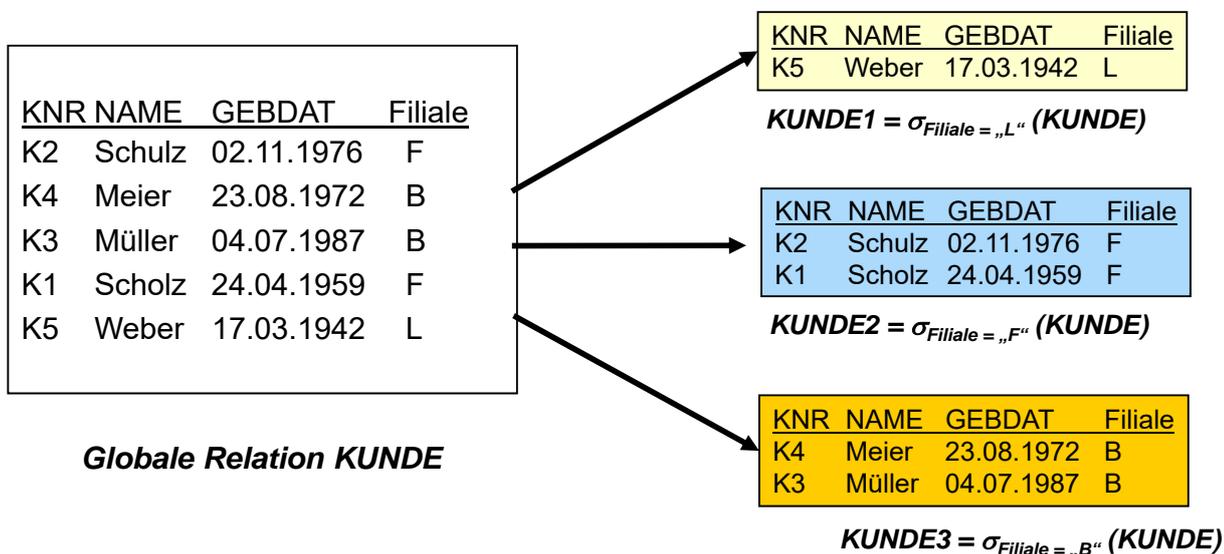
## ■ Anforderungen

- *Vollständigkeit*: jedes Datenelement muss in wenigstens einem Fragment enthalten sein
- *Rekonstruierbarkeit*: Verlustfreiheit der Zerlegung
- (weitestgehende) *Disjunktheit*



## Horizontale Fragmentierung

- zeilenweise Aufteilung von Relationen („*Sharding*“)
- Definition der Fragmentierung durch Selektionsprädikate  $P_i$  auf der Relation:  $R_i := \sigma_{P_i}(R)$  ( $1 \leq i \leq n$ )



## Horizontale Fragmentierung (2)

- Fragmentierungsprädikate sind so zu wählen, damit gilt
  - Vollständigkeit: jedes Tupel ist einem Fragment eindeutig zugeordnet
  - Fragmente sind disjunkt:  $R_i \cap R_j = \{\}$  ( $i \neq j$ )
  - Verlustfreiheit (Relation ist Vereinigung aller Fragmente):  
 $R = \cup R_i$  ( $1 \leq i \leq n$ )

### ■ Vorteile

- Anfragen können ggf. auf Teilmenge der Fragmente begrenzt werden
- optimale Parallelisierbarkeit von Anfragen auf großen Tabellen



## Abgeleitete horizontale Fragmentierung

- horizontale Fragmentierung einer Tabelle S wird über Prädikate einer anderen Relation R definiert, zu der S abhängig ist
- i.a. funktionale Abhängigkeit (n:1) über Fremdschlüssel-Primärschlüssel-Beziehungen
- Beispiel: Fragmentierung von Relation KONTO analog zu KUNDE

### Globale Relation KONTO

KUNDE-Partitionierung (über FILIALE)  
bestimmt KONTO-Partitionierung

<u>KTONR</u>	<u>KNR</u>	<u>KTOSTAND</u>
1234	K2	122,34
2345	K4	- 12,43
3231	K1	1222,22
7654	K5	63,79
9876	K2	55,77
5498	K4	- 4506,77

<u>KTONR</u>	<u>KNR</u>	<u>KTOSTAND</u>
7654	K5	63,79

**KONTO1: Konten zu KUNDE1 (Filiale „L“)**

<u>KTONR</u>	<u>KNR</u>	<u>KTOSTAND</u>
1234	K2	122,34
3231	K1	1222,22
9876	K2	55,77

**KONTO2: Konten zu KUNDE2 (Filiale „F“)**

<u>KTONR</u>	<u>KNR</u>	<u>KTOSTAND</u>
2345	K4	- 12,43
5498	K4	- 4506,77

**KONTO3: Konten zu KUNDE3 (Filiale „B“)**



## Abgeleitete horizontale Fragmentierung (2)

- Semi-Join zwischen Relationen S und R

$$S \bowtie R = \pi_{S\text{-Attribute}} (S \bowtie R)$$

– asymmetrischer Operator

- seien  $R_1, R_2, \dots, R_n$  Fragmente einer horizontalen Fragmentierung von R. Eine von R abgeleitete horizontale Fragmentierung einer Tabelle S hat die Fragmente

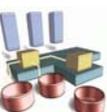
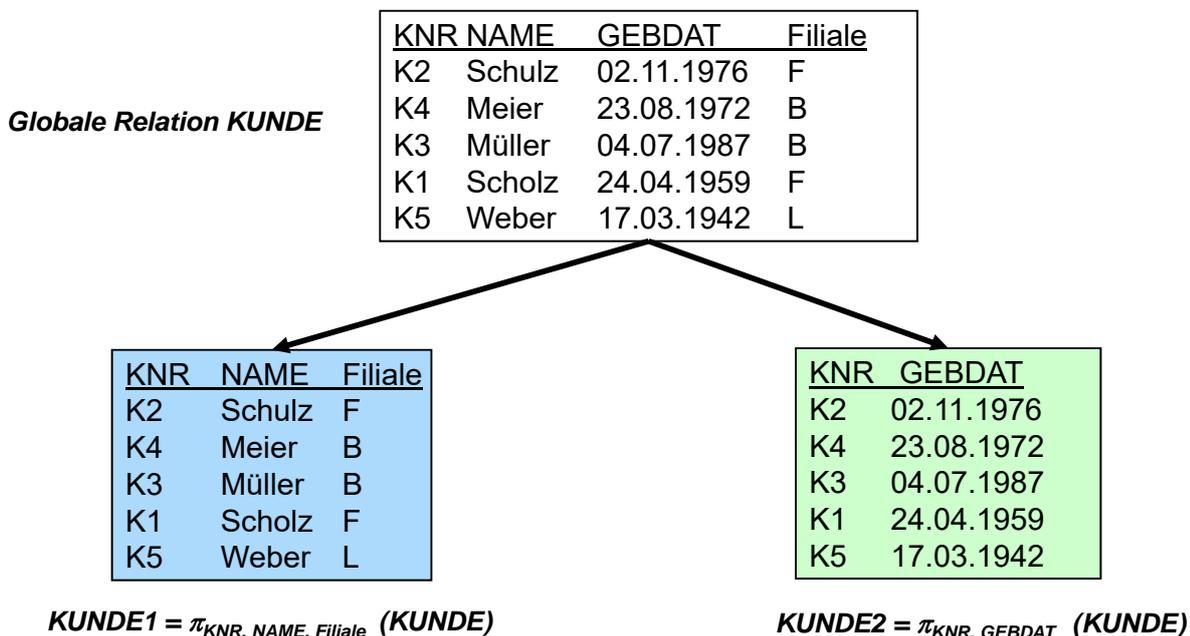
$$S_i = S \bowtie R_i = S \bowtie \sigma_{P_i} (R) \quad (1 \leq i \leq n)$$

- effiziente Join-Verarbeitung zwischen R und S
  - lokale Join-Durchführung falls Fragmente  $R_i$  und  $S_i$  am selben Rechner
  - reduzierte Datenmengen für Suche nach Verbundpartnern
- Vollständigkeit?



## Vertikale Fragmentierung

- spaltenweise Aufteilung von Relationen
- Definition der Fragmentierung durch Projektion



# Vertikale Fragmentierung (2)

- Vollständigkeit:
  - jedes Attribut in wenigstens 1 Fragment enthalten
- verlustfreie Zerlegung:
  - Primärschlüssel i.a. in jedem Fragment enthalten
  - JOIN-Operation zur Rekonstruktion des gesamten Tupels

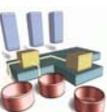
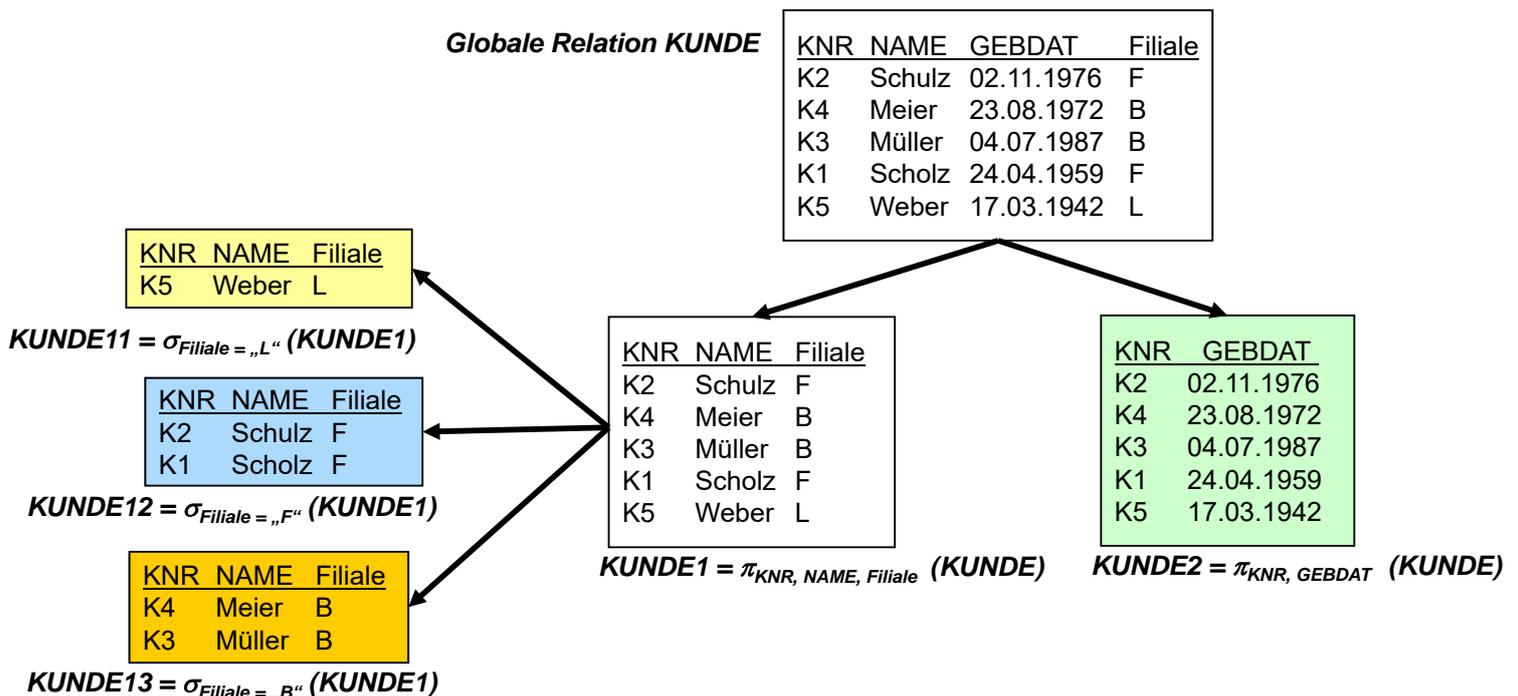
■ Vorteile?

■ Nachteile?



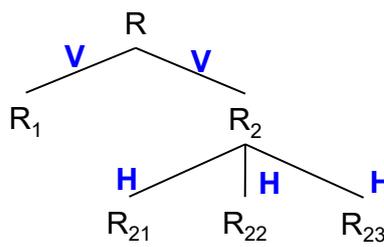
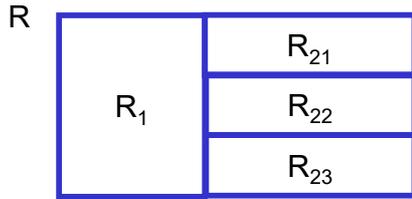
# Hybride Fragmentierung

- Kombination von horizontaler und vertikaler Fragmentierung

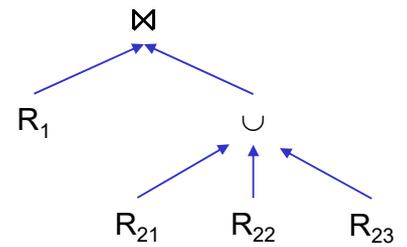


# Hybride Fragmentierung (2)

a) vertikale gefolgt von horizontaler Partitionierung

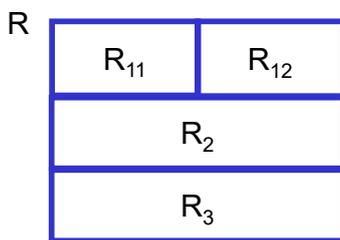


Fragmentierungsbaum



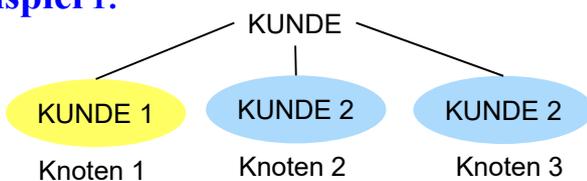
Operatorbaum (Rekonstruktion)

b) horizontale gefolgt von vertikaler Partitionierung



## Verteilungstransparenz

Beispiel 1:



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

■ keine Transparenz:

```
SELECT NAME INTO $NAME FROM
WHERE KNR = $KNO
```

Knoten1@KUNDE1

IF NOT FOUND THEN

```
SELECT NAME INTO $NAME FROM
WHERE KNR = $KNO . . .
```

Knoten3@KUNDE2

■ Orts- und Replikationstransparenz:

– Weglassen der Ortsbezeichnungen (Knoten@)

■ Orts-, und Replikations- und Fragmentierungstransparenz:

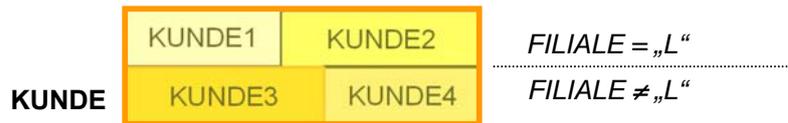
```
SELECT NAME INTO $NAME FROM KUNDE
WHERE KNR = $KNO
```



# Verteilungstransparenz (2)

## Beispiel 2:

### Hybride Fragmentierung



**KUNDE1** (KNR, NAME)

**KUNDE3** (KNR, NAME, FILIALE)

**KUNDE2** (KNR, GEBDAT, FILIALE)

**KUNDE4** (KNR, GEBDAT)

KUNDE<sub>i</sub> sei an Knoten<sub>i</sub> gespeichert;

KUNDE1 zusätzlich an Knoten 5 und KUNDE4 an Knoten 6

### ■ Orts-, Replikations- und Fragmentierungstransparenz

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

### ■ Orts- und Replikations-, keine Fragmentierungstransparenz

```
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, "L")  
DELETE KUNDE3 WHERE KNR = "K3";  
DELETE KUNDE4 WHERE KNR = "K3";
```



# Verteilungstransparenz (3)

### ■ Beispiel 2: keine Transparenz

```
SELECT NAME INTO $Name FROM Knoten3@KUNDE3 WHERE KNR = "K3";  
SELECT GEBDAT INTO $Geb FROM Knoten4@KUNDE4 WHERE KNR = "K3";  
INSERT INTO Knoten1@KUNDE1 (KNR, NAME) VALUES ("K3", $Name)  
INSERT INTO Knoten5@KUNDE1 (KNR, NAME) VALUES ("K3", $Name)  
INSERT INTO Knoten2@KUNDE2 (KNR, GEBDAT, FILIALE)  
VALUES ("K3", $Geb, "L")  
  
DELETE Knoten3@KUNDE3 WHERE KNR = "K3";  
DELETE Knoten4@KUNDE4 WHERE KNR = "K3";  
DELETE Knoten6@KUNDE4 WHERE KNR = "K3";
```



# Datenallokation in PDBS

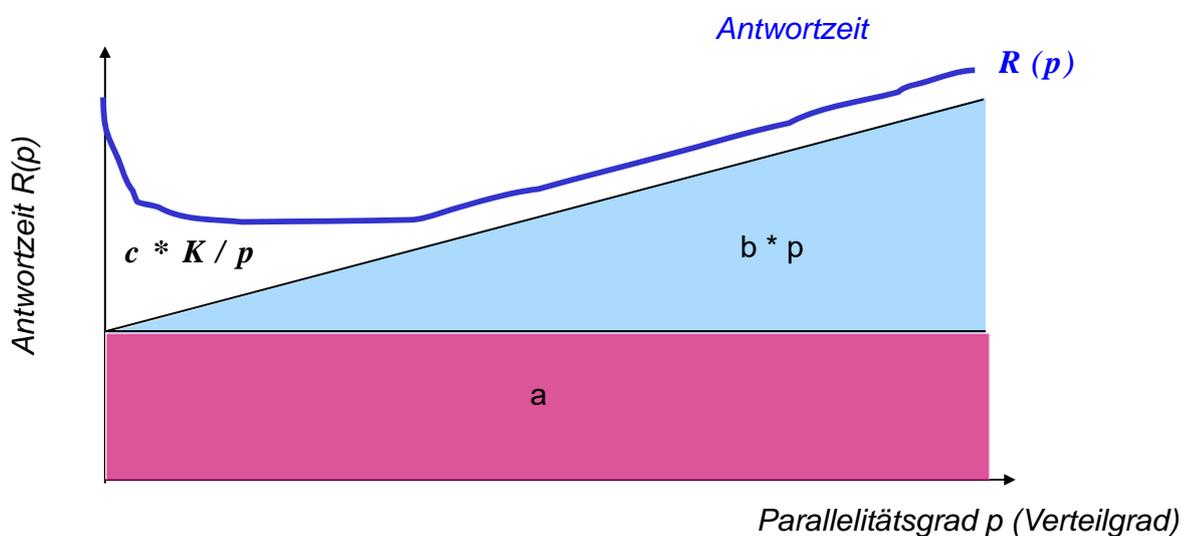
- zunächst: Shared Nothing
- horizontale Verteilung von Relationen über mehrere Rechner
  - Nutzung von Datenparallelität
  - Lastbalancierung
- Teilaufgaben zur Bestimmung der Datenverteilung
  - Festlegung des Verteilgrades einer Relation
  - Fragmentierung
  - Allokation
- Bestimmung des "optimalen" Verteilgrades schwierig
  - wachsende Rechneranzahl erhöht Kommunikations-Overhead und reduziert Parallelisierungsgewinn, v.a. für kleinere Relationen
  - "Full Declustering" oft nicht sinnvoll
  - einfache Anfragen (kleine Relationen) -> wenige Partitionen
  - datenintensive Anfragen (große Relationen) -> viele Partitionen



## Bestimmung des Verteilgrades einer Relation

- einfaches Antwortzeitmodell ( $K$  = Kardinalität der Relation):

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



- optimaler Parallelitäts-/Verteilgrad

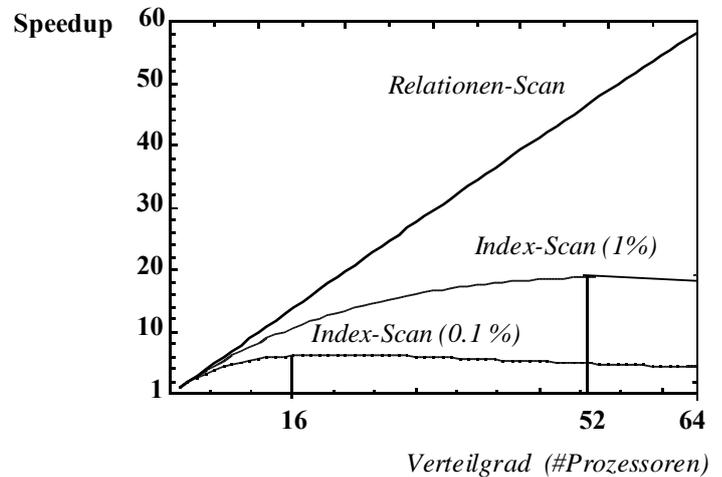
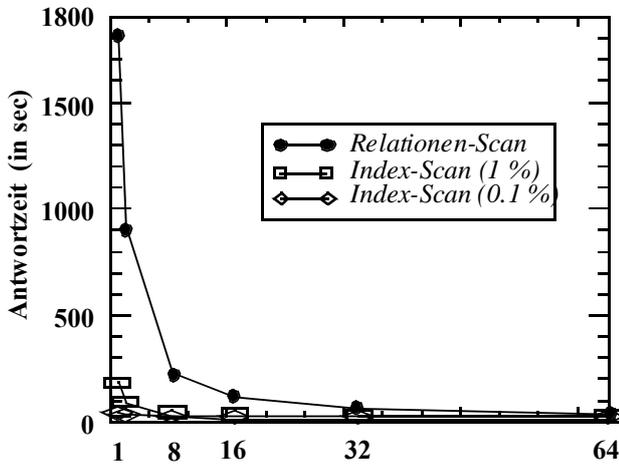
$$p_{\text{opt}} = \sqrt{\frac{c \times K}{b}}$$



# Bestimmung des Verteilgrades

## ■ Bestimmung des Verteilgrades D

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



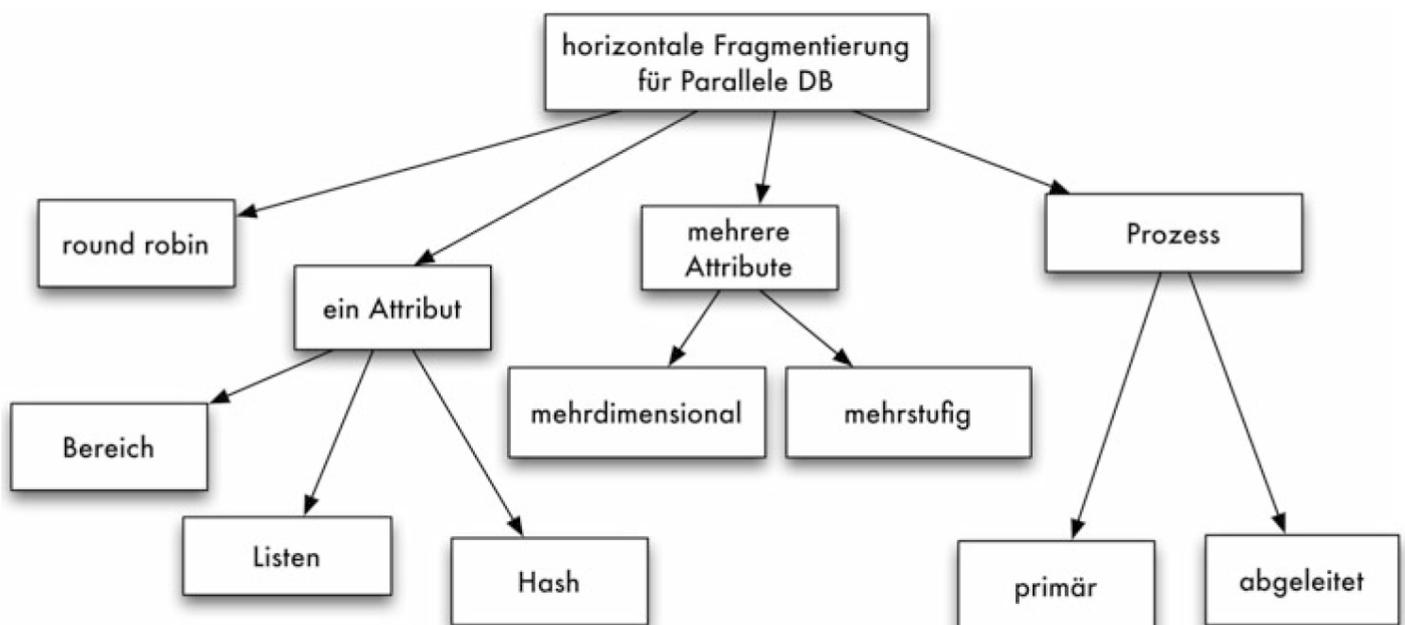
Relationen-Scan:

Index-Scan (1 %):

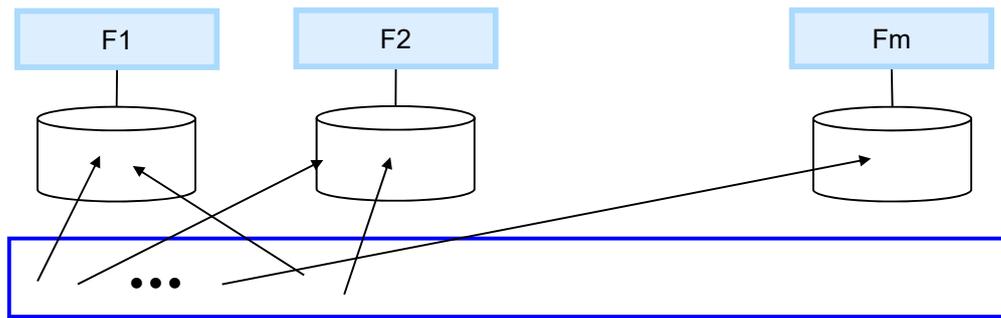
Index-Scan (0.1 %):



# PDBS: Horizontale Fragmentierungsansätze



# Fragmentierung: Round-Robin



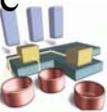
Satz  $i \rightarrow$  Fragment  $(i \bmod m) + 1$

## ■ Vorteile

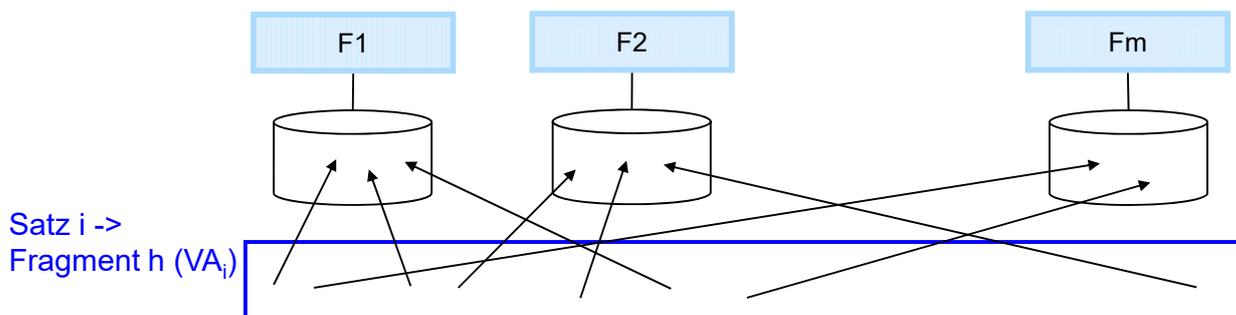
- gleichmäßige Fragmentgrößen
- günstige Lastbalancierung bei gleichmäßiger Zugriffsverteilung (kein "Skew" für Relationen-Scans)

## ■ Nachteil: Verteilung von Attributwerten unbekannt

- sämtliche Anfragen an allen Rechnern zu bearbeiten
- besonders ineffizient für Exact-Match-Anfragen und Einzelsatzzugriffe



# Hash-Fragmentierung



Satz  $i \rightarrow$   
Fragment  $h (VA_i)$

## ■ Hash-Funktion $h$ auf Fragmentierungs- bzw. Verteilattribut

- z. B. Primärschlüssel oder Join/Gruppierungsattribut

## ■ Vorteile:

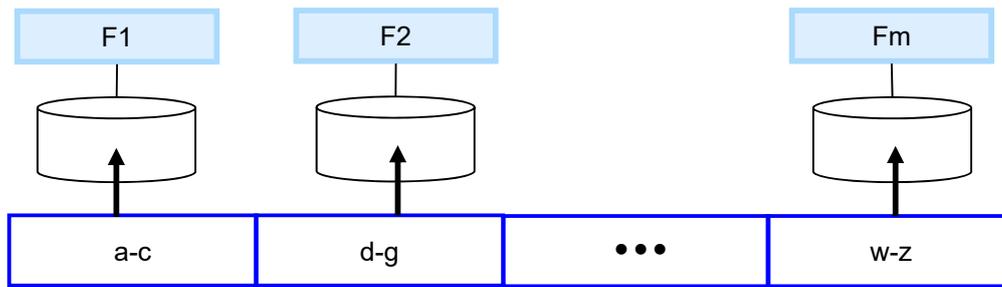
- Einfachheit
- Exact-Match-Queries auf Verteilattribut auf 1 Fragment eingrenzbar
- Equi-Joins sowie Group-By für das Verteilattribut werden unterstützt

## ■ Nachteile:

- keine Unterstützung für Bereichsanfragen (range queries)
- Gefahr ungleichmäßiger Partitionsgrößen ( $\rightarrow$  Skew)



# Bereichsfragmentierung



## ■ Fragmentierung über Wertebereiche auf Verteilattribut (VA)

- Spezifizierung durch Bereichsprädikate
- Fragmentierungsansatz verteilter DBS
- Spezialfälle: **Listenfragmentierung** (Fragment enthält Liste von Werten), abhängige Bereichsfragmentierung

## ■ Vorteile:

- Exact-Match- sowie Range-Queries auf VA auf relevante Fragmente eingrenzbar
- Unterstützung für Equi-Joins über das Verteilattribut

## ■ Nachteile:

- Gefahr eingeschränkter Parallelisierung
- Bestimmung geeigneter Wertebereiche



# Übungsaufgabe

**Verteilattribute TPC-H:** Angelehnt an das Schema des TPC-H-Benchmarks seien folgende Relationen zu Kunden, Bestellungen und Bestellposten in einem Shared-Nothing-DBS unter allen Knoten aufzuteilen:

CUSTOMER (CUSTKEY, NAME, ADDRESS, NATION)

ORDERS (ORDERKEY, CUSTKEY, ORDERSTATUS, TOTALPRICE)

LINEITEM (ORDERKEY, PART, QUANTITY, PRICE, DISCOUNT).

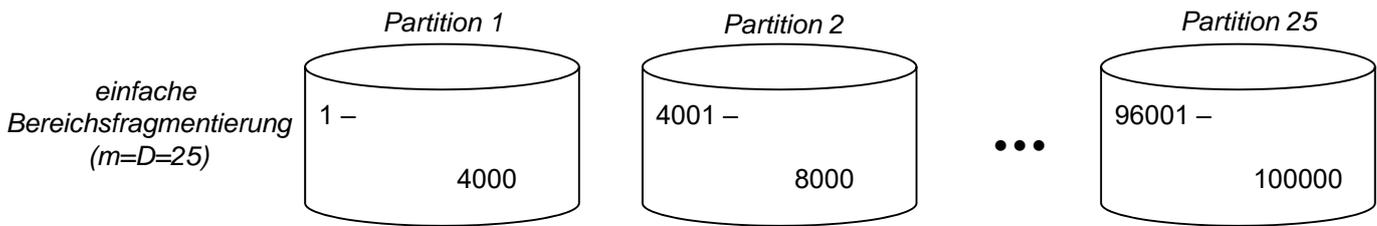
Übereinstimmende Attributnamen kennzeichnen Fremdschlüssel-Primärschlüssel-Beziehungen. Die Kardinalität von ORDERS bzw. LINEITEM sei 10-mal bzw. 40-mal höher als von CUSTOMER. Auf diesem DB-Ausschnitt seien u.a. diese beiden Anfragen auszuführen:

- SELECT PART, SUM (QUANTITY) FROM LINEITEM  
GROUP BY PART;
- SELECT NATION, SUM (PRICE) FROM CUSTOMER C, ORDERS O, LINEITEM L  
WHERE C.CUSTKEY=O.CUSTKEY and O.ORDERKEY=L.ORDERKEY  
GROUP BY NATION;

Für Relation CUSTOMER soll CUSTKEY als Verteilattribut dienen. Diskutieren Sie, welche Attribute bzw. Attributkombinationen für die beiden anderen Relationen zur horizontalen Fragmentierung sinnvoll sind und warum!



# Bereichsfragmentierung: Beispiel

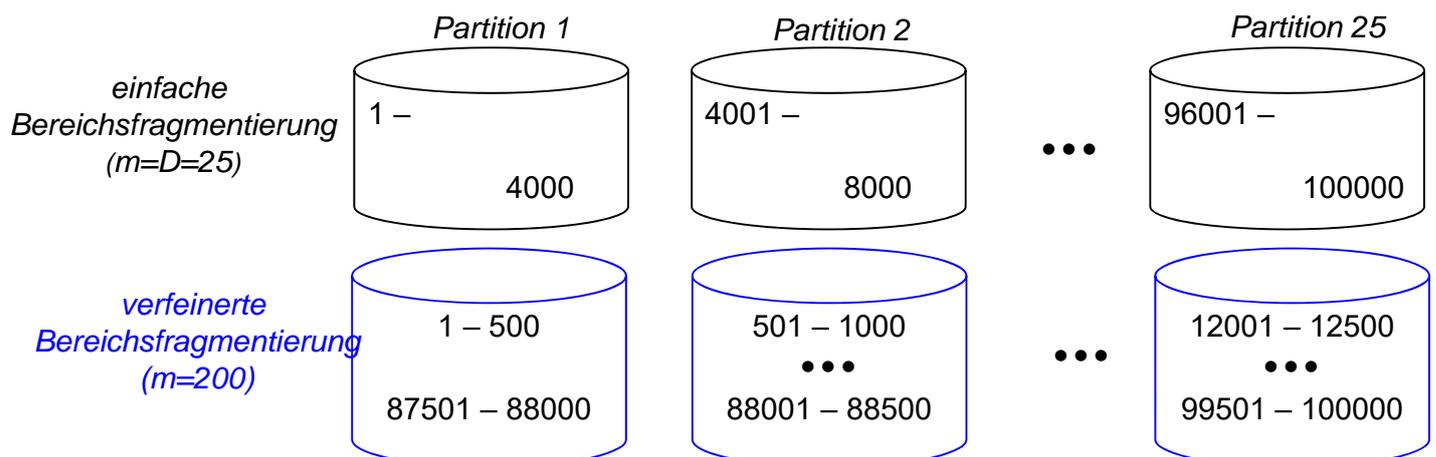


- Beispiel: Kontoaufteilung über VA Kontonummer
  - Exact-Match-Anfragen gehen auf 1 Rechner
  - Bereichsanfragen auf VA werden auf minimale Rechnerzahl begrenzt
  - Relationen-Scans gehen auf alle Rechner
- aber: 1 Fragment pro Rechner ( $m=D$ ) beschränkt auch Parallelisierung / Lastbalancierung für Bereichsanfragen
- Verbesserung durch größere Anzahl von Fragmenten ( $m > D$ )
  - > verfeinerte Bereichsfragmentierung



## Verfeinerte Bereichsfragmentierung

- Ansatz: erhöhe Fragmentanzahl, so dass relevante Fragmente im Mittel  $p_{opt}$  Rechnern zugeordnet werden können
  - $K$  = Kardinalität der Tabelle
  - $s$  = mittlere Selektivität der Bereichsanfragen,  $0 \leq s \leq 1$
  - $p_{opt}$  : optimaler Parallelitätsgrad für durchschnittliche Bereichsanfrage
  - wähle:  $m = p_{opt} / s$  (Fragmentgröße:  $K/m = K * s / p_{opt}$ )
- Beispiel: CARD (KONTO) = 100.000, Verteilattribut KTONR,  $s=0.05$ ,  $p_{opt} = 10$ ,  $D=25$



# Mehrdimensionale Bereichsfragmentierung

- Ziel: Unterstützung von Exact-Match- und Bereichsanfragen auf mehreren Attributen
- Beispiel: Zwei Anfragetypen

**A:** SELECT \* FROM PERS WHERE **NAME** = :Z

**B:** SELECT \* FROM PERS WHERE **GEHALT** BETWEEN [:X,:Y]

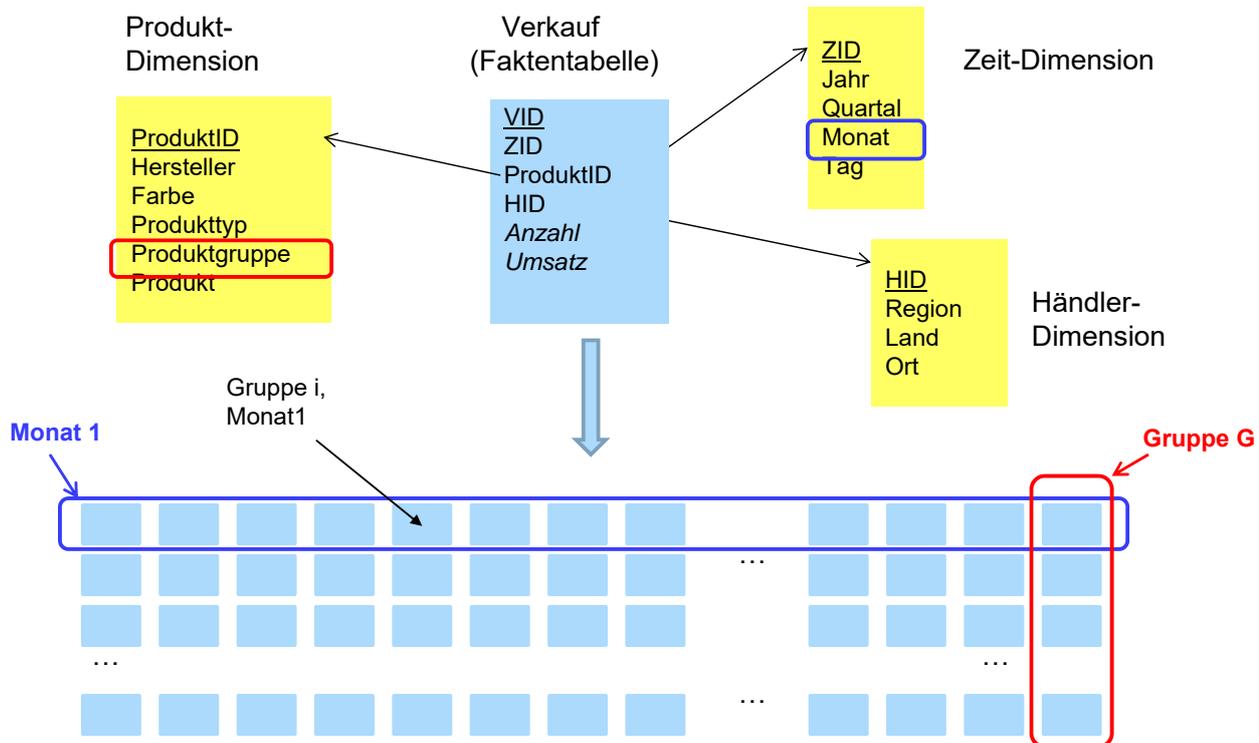
- Hash- und Bereichsfragmentierung können nur 1 Anfragetyp unterstützen (für andere sind alle Rechner involviert)
- mehrdimensionale Bereichsfragmentierung erlaubt, beide Anfragetypen auf Teilmenge der Fragmente zu beschränken

9 Rechner  
36 Fragmente

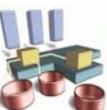
	< 20K	< 50K	< 70K	< 90 K	< 120K	≥ 120K	<i>Gehalt</i>
<i>Name</i> A-D	1	1	4	4	7	7	
E-H	1	1	4	4	7	7	
I-L	2	2	5	5	8	8	
M-P	2	2	5	5	8	8	
Q-S	3	3	6	6	9	9	
T-Z	3	3	6	6	9	9	



## Mehrdimensionale Fragmentierung für Data Warehouses



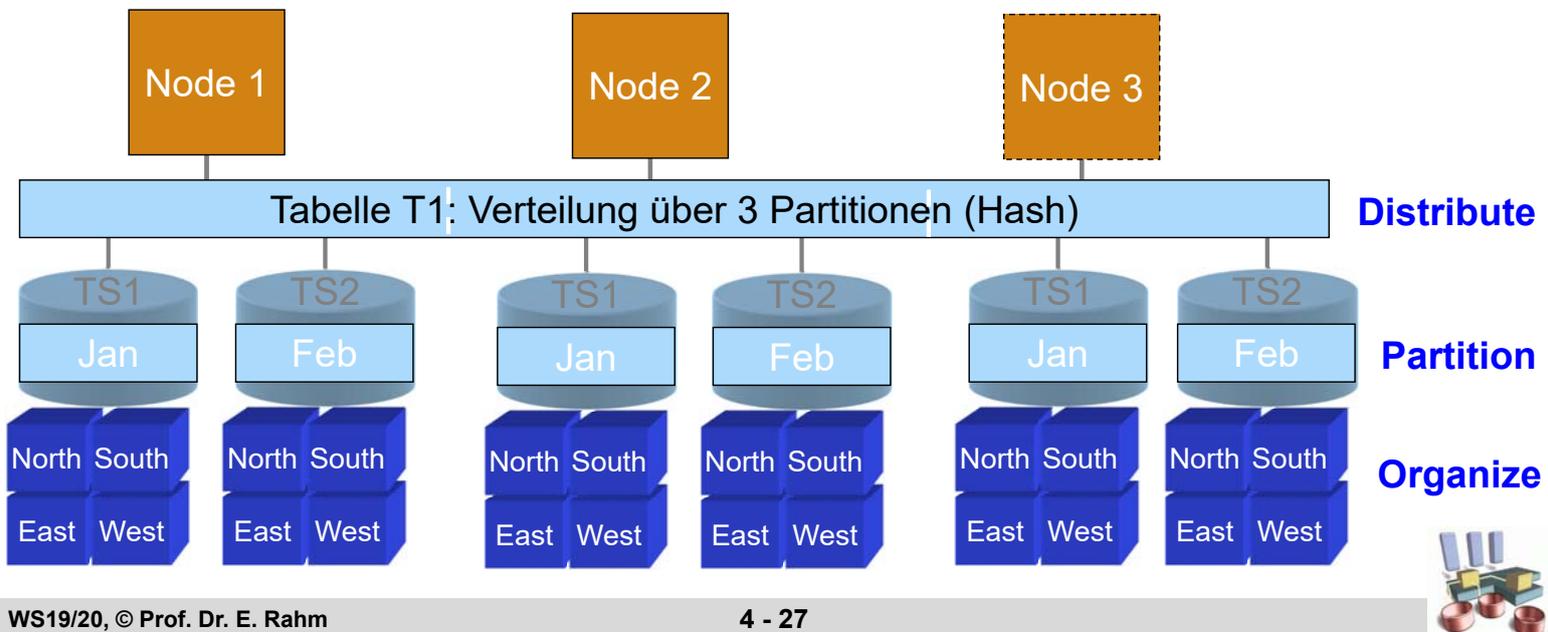
- abhängige Fragmentierung der Faktentabelle über mehrere Dimensionsattribute
  - Fragment Pruning für alle Anfragen auf den Fragmentierungsdimensionen
  - hierarchische Dimensionen: Eingrenzung auch oberhalb/unterhalb des Fragmentierungsattributs



# DB2 für LUW: Datenallokation (SN)

## ■ 3-stufige Vorgehensweise

- DISTRIBUTE BY HASH - Tabellen-Partitionierung zwischen Knoten
- PARTITION BY RANGE – partitionsinterne Fragmentierung von Tabellen
- ORGANIZE BY DIMENSIONS – Clustering innerhalb von Fragmenten (mehrdimensionales Clustering, MDC)



## 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

# Allokation: Beispiel

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

D=4:

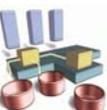
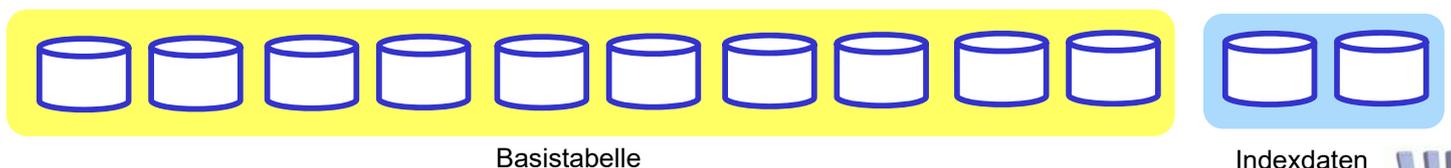
Round Robin:

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
- 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

## ■ Fragmentierung analog SN möglich, z. B. über Hash- oder Bereichspartitionierung

- 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)

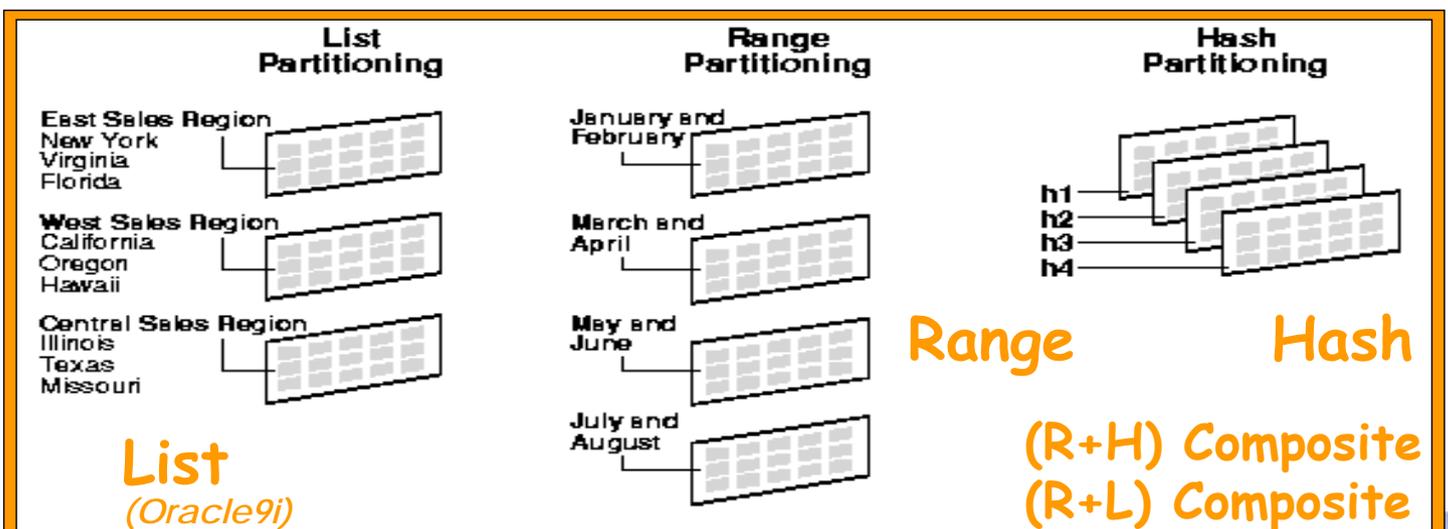
- Anfrage `Select MAX (B) FROM R  
WHERE A > 70.000 AND A <= 110.000`

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



# Partitionierung in Oracle (SE, SD)

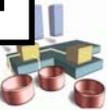
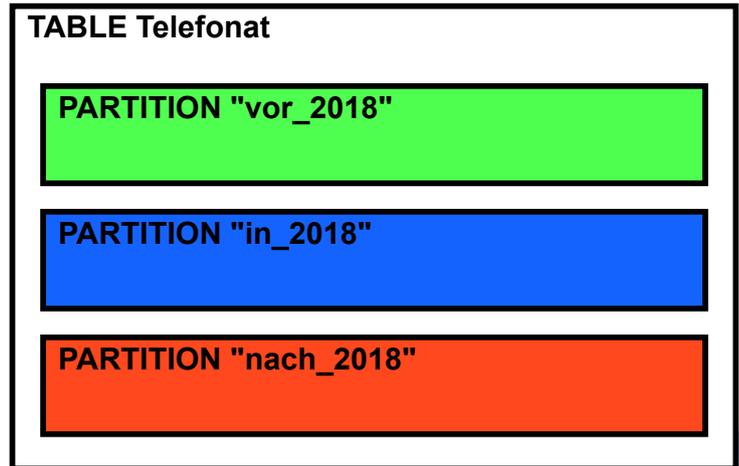
- **Range** - partition by predefined ranges of continuous values
- **Hash** - partition according to hashing algorithm applied by Oracle
- **Composite** - e.g. range-partition by key1, hash sub-partition by key2
- **List** - partition by lists of predefined discrete values



# Beispiel: Oracle Range-Partitionierung

```
CREATE TABLE Telefonat (Datum DATE, KdNr NUMBER, Dauer NUMBER)
PARTITION BY RANGE(Datum)
(PARTITION vor_2018 VALUES
LESS THAN TO_DATE('01-JAN-2018', 'DD-MON-YYYY'),
PARTITION in_2018 VALUES
LESS THAN TO_DATE('01-JAN-2019', 'DD-MON-YYYY'),
PARTITION nach_2018 VALUES LESS THAN MAXVALUE) ;
```

Datum	KdNr	Dauer
2017-05-15	1	45
2017-07-21	2	215
2018-01-16	1	200
2018-10-16	3	20
2019-03-07	2	50



## Datenallokation in NoSQL Stores

- hohe Skalierbarkeit und Verfügbarkeit (durch Datenreplikation) auf Shared-Nothing-Architekturen
  - Key Value Stores und Erweiterungen (BigTable/Hbase, Cassandra, ...)
  - Document Stores (MongoDB u.a.)
- vorrangige Nutzung von **Hash-Fragmentierung** auf Key-Attribut
  - schneller Zugriff für Key-Operationen
  - gute Lastbalancierung
  - keine Unterstützung für komplexe Queries oder Intra-Query-Parallelität
- **Bereichsfragmentierung** u.a. in BigTable/Hbase und MongoDB
- zu lösende Probleme
  - Anpassung der Datenverteilung nach Ausfall / Hinzunahme von Knoten (-> Consistent Hashing)
  - automatische Bestimmung der Bereichsfragmentierungen („Auto-Sharding“)



# Consistent Hashing

■ Nutzung u.a. in Dynamo, Cassandra, Voldemort, Redis

## ■ Prinzip

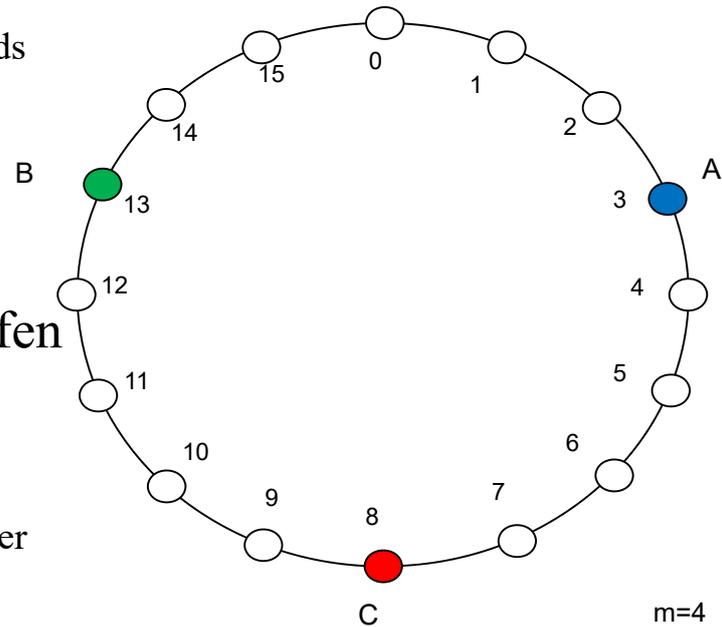
- gleichartige Hash-Abbildung von Knoten-Ids und Objekt-Keys auf ringförmigen Wertebereich von  $0 \dots 2^m - 1$
- Objekt mit Key  $x$  wird Knoten zugeordnet, dessen Ring-Position  $h(x)$  als nächstes (im Uhrzeigersinn)  $h(x)$  folgt

## ■ Änderungen in Knotenzahl betreffen nur Daten eines Knotens

- Beispiele: Wegfall Knoten B, Hinzunahme Knoten D
- geringerer Umverteilungsaufwand gegenüber komplettem Re-Hashing

## ■ ungünstige Lastbalancierung möglich, v.a. nach Knotenausfall

- > Einführung virtueller Knoten



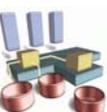
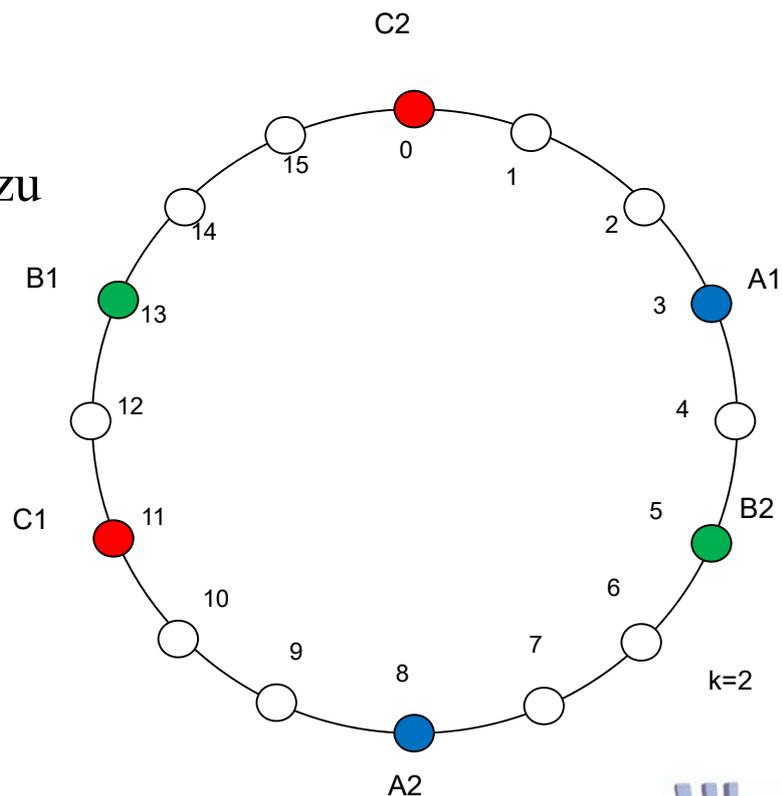
# Consistent Hashing mit virtuellen Knoten

## ■ jeder physische Knoten wird durch $k$ virtuelle Knoten repräsentiert

- $k$  Zuständigkeitsbereiche pro Knoten

## ■ Änderung in Knotenzahl führt zu guter Lastbalancierung bei begrenzter Umverteilung

- Beispiel: Ausfall Knoten B

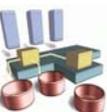
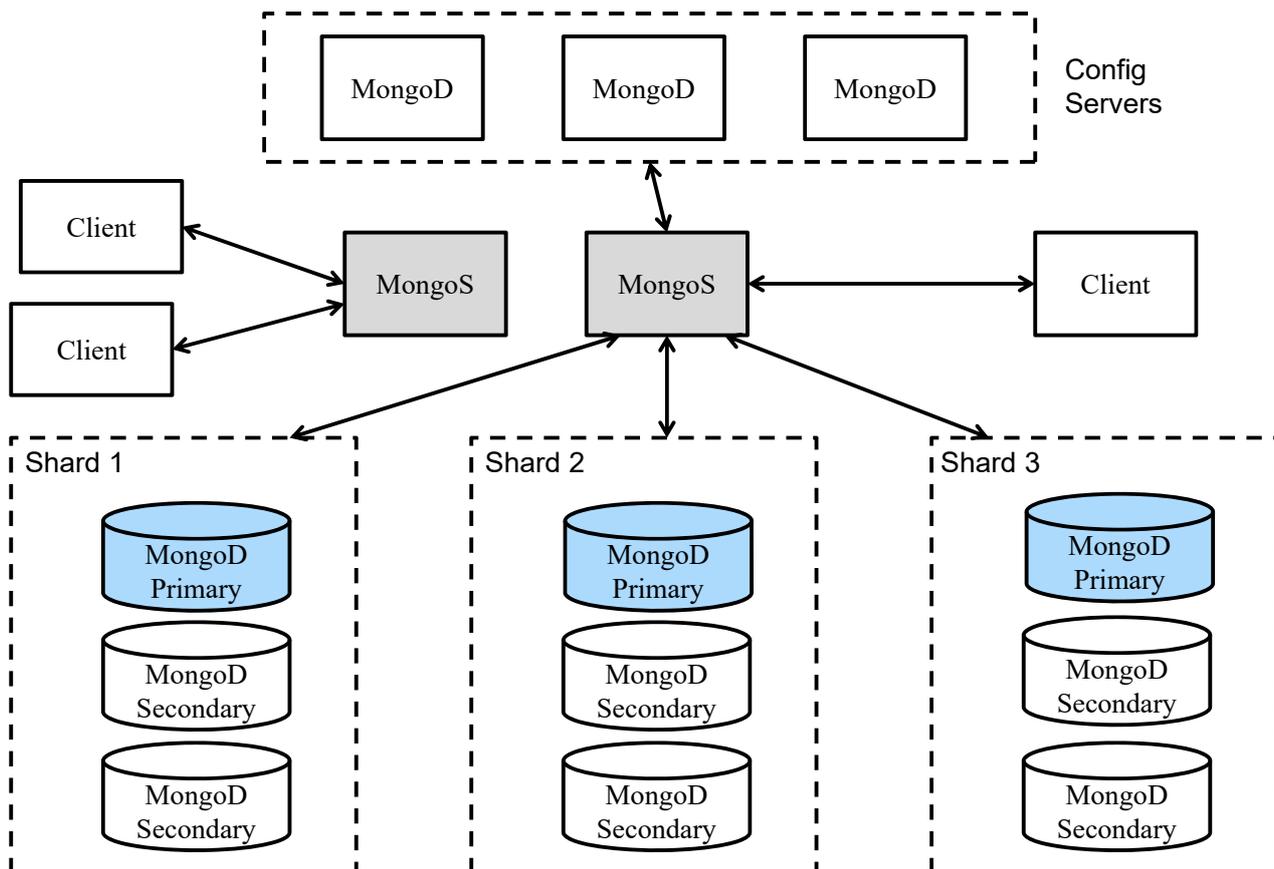


- MongoDB: schemalose Speicherung von JSON-Dokumenten
- DB = mehrere Kollektionen von Dokumenten
  - einfache Anfragesprache
  - Map/Reduce-Unterstützung
  - kein ACID
- horizontale Bereichspartitionierung einer Dokumentenkollektion über **Shard-Key**
  - Shard-Key einfach oder zusammengesetzt, muss für jedes Dokument existieren
  - automatische Zuordnung von Dokumenten zu Fragmenten (“Chunks”) maximaler Größe, z.B. 64 MB
  - automatische Anpassung der Fragmentierung / Datenallokation
- replizierte Datenspeicherung

```
{
  "Herausgeber": "Mastercard",
  "Nummer": "1234-5678-9012-3456",
  "Währung": "EURO",
  "Inhaber": {
    "Name": "Mustermann",
    "Vorname": "Max",
    "männlich": true,
    "Hobbys": [ "Reiten", "Lesen" ],
    "Kinder": [],
    "Partner": null
  }
}
```



## MongoDB Grobarchitektur



# MongoDB: Auto-Sharding (2)

- kontinuierliche Verfeinerung der Fragmentierung bei wachsenden Datenmengen
  - zunächst 1 Fragment (Chunk) für Wertebereich ( $-\infty, +\infty$ )
  - Splitten des Fragments in zwei Fragmente bei Übersteigen der max. Größe
  - rekursive Fortsetzung bis alle Fragmente unter max. Größe bleiben
  - gleichmäßige Aufteilung der Fragmente unter den Knoten
- dynamische Anpassung der Datenallokation
  - Splitting von Fragmenten, die durch Einfügungen max. Größe übersteigen
  - Anzahl von Fragmenten pro Knoten darf nur bis zu einem Schwellwert abweichen
  - ansonsten asynchrone Migration von Fragmenten vom Knoten mit den meisten zu dem mit den wenigsten Fragmenten (durch *Balancer-Prozess*)



## Zusammenfassung

- Datenpartitionierung: Fragmentierung + Allokation der Fragmente
- Hauptziele der Fragmentierung
  - Reduzierung des Verarbeitungsumfangs
  - Reduzierung des Kommunikationsaufwandes / Unterstützung von Lokalität 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
- SE/SD: Datenallokation bezüglich Externspeicher mit erhöhter Flexibilität
- NoSQL Stores: 1-dimensionale Hash- oder Bereichspartitionierung
  - keine Intra-Query-Parallelität
  - automatische Anpassung der Datenallokation (Consistent Hashing, Auto-Sharding)

