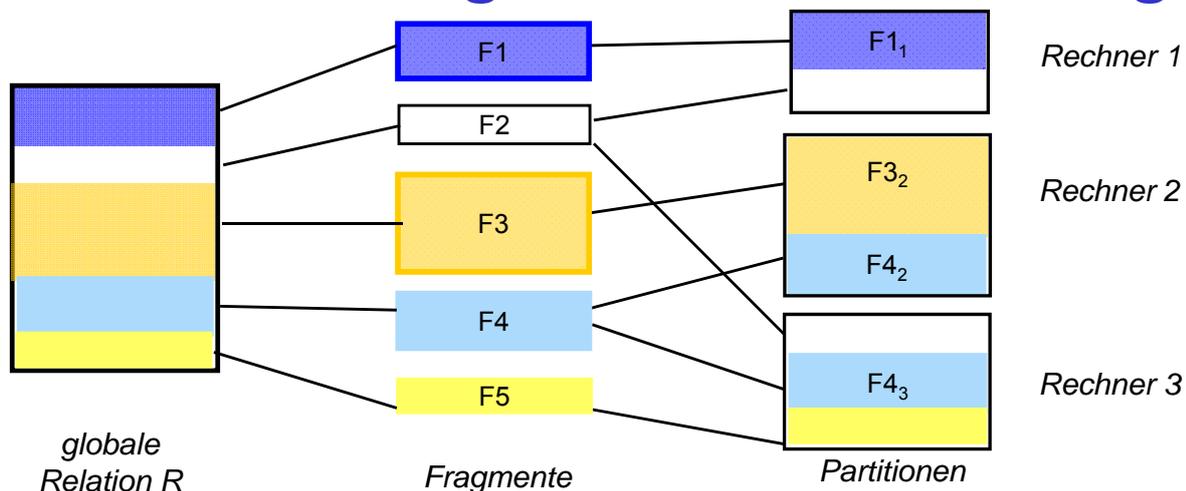


4. Datenallokation in VDBS und PDBS

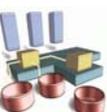
- Fragmentierung und Allokation
- Fragmentierungsvarianten
 - horizontale / vertikale /hybride Fragmentierungen
- Verteilungstransparenz
- Datenallokation für Shared Nothing PDBS
 - Verteilgrad
 - Varianten der horizontalen Fragmentierung
 - Round Robin, Hash-Fragmentierung
 - Bereichsfragmentierung: 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)

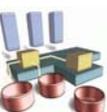
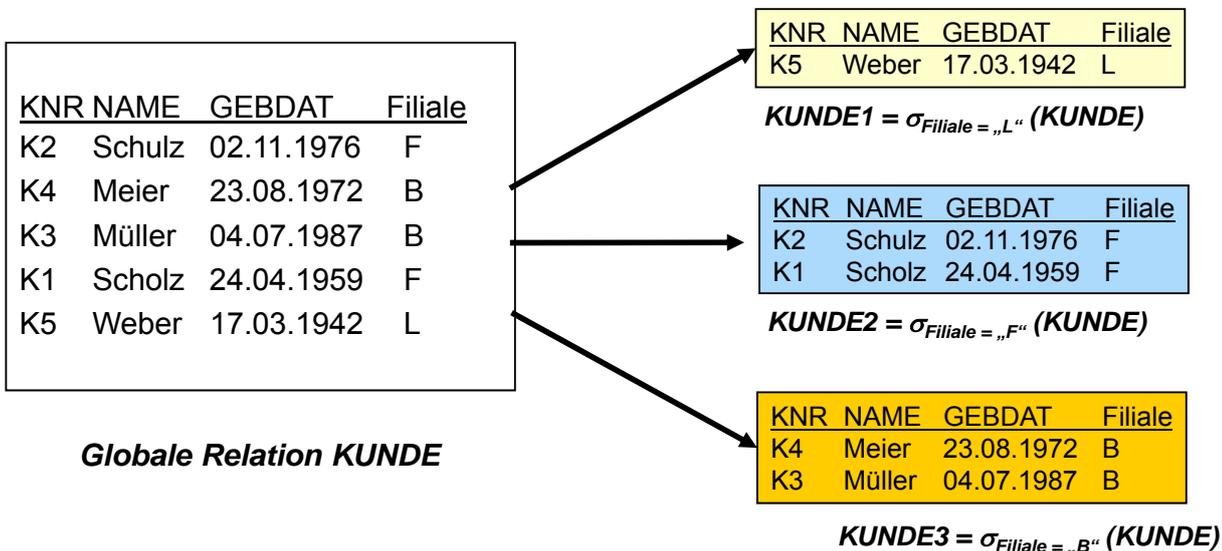
■ Anforderungen

- *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

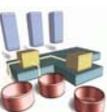
KONTO1: Konten zu KUNDE1 (Filiale „L“)

<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

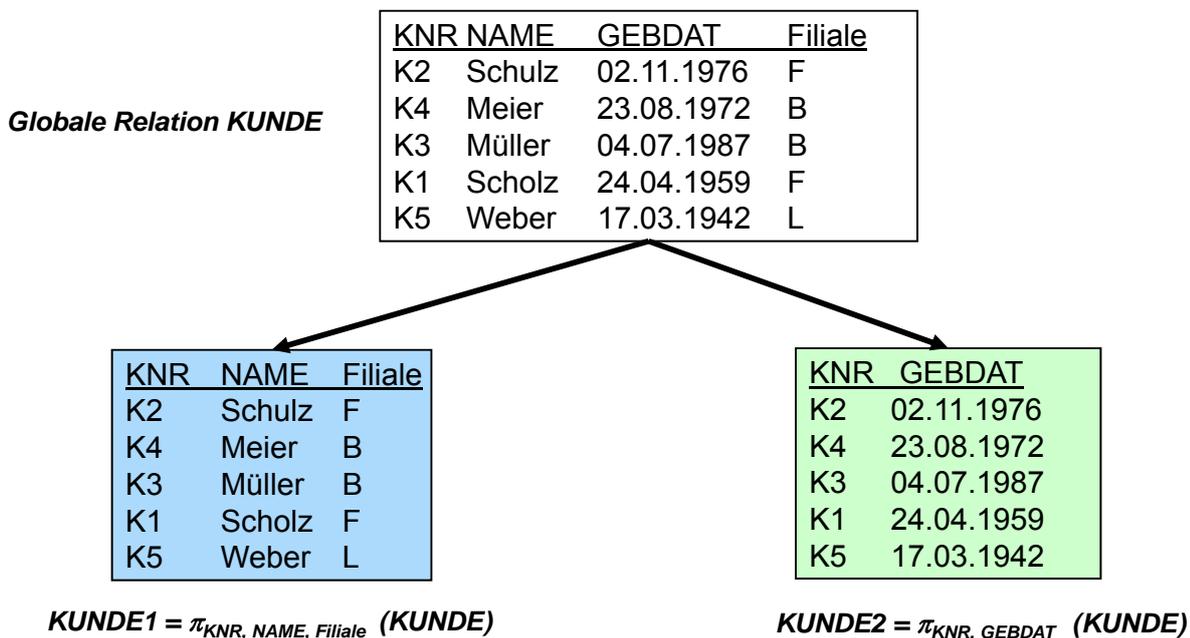
– lokale Join-Durchführung falls Fragmente R_i und S_i am selben Rechner
 – reduzierte Datenmengen für Suche nach Verbundpartnern

- 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?

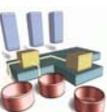
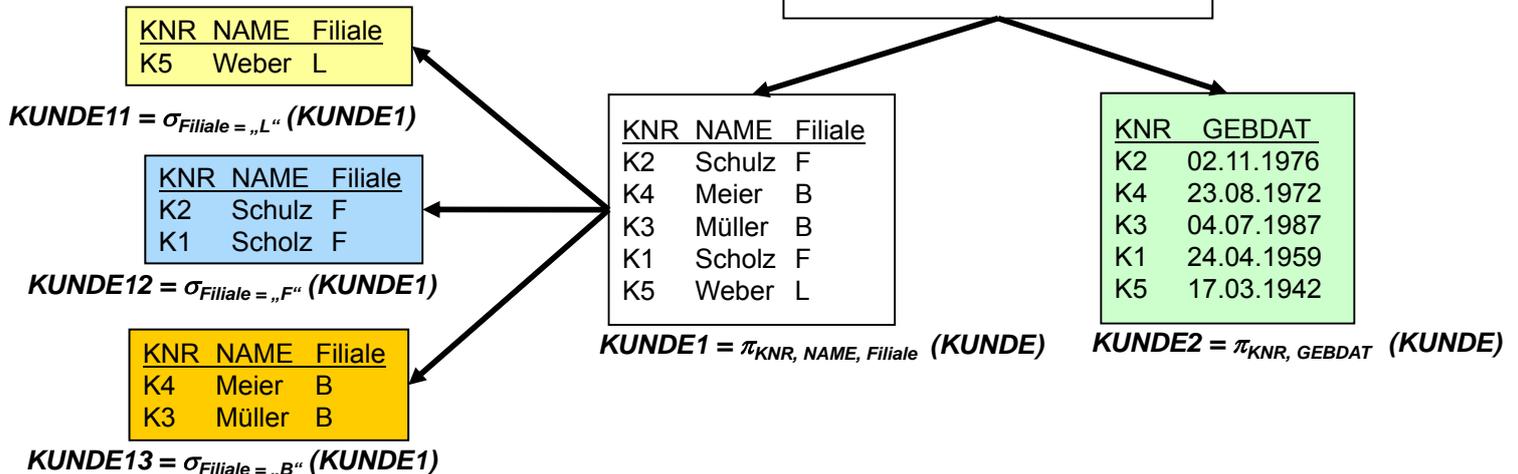


Hybride Fragmentierung

- Kombination von horizontaler und vertikaler Fragmentierung

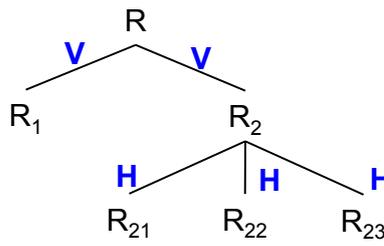
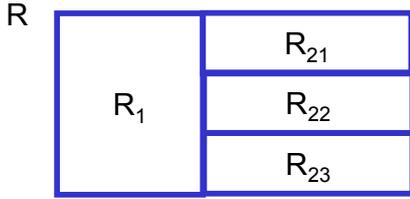
Globale Relation KUNDE

KNR	NAME	GEBDAT	Filiale
K2	Schulz	02.11.1976	F
K4	Meier	23.08.1972	B
K3	Müller	04.07.1987	B
K1	Scholz	24.04.1959	F
K5	Weber	17.03.1942	L

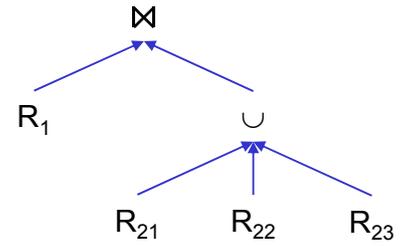


Hybride Fragmentierung (2)

a) vertikale gefolgt von horizontaler Partitionierung

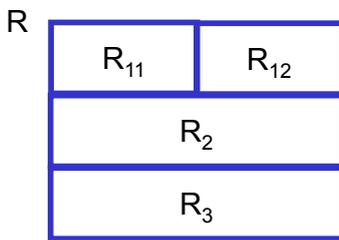


Fragmentierungsbaum



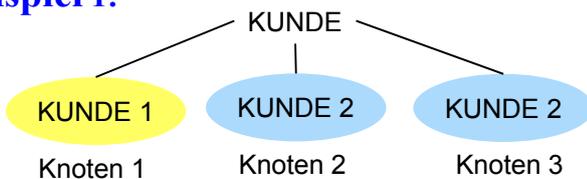
Operatorbaum (Rekonstruktion)

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:

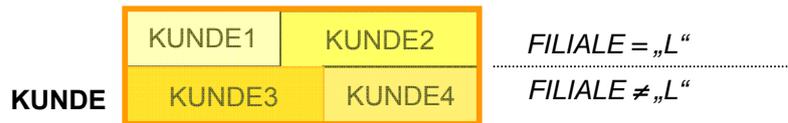
```
SELECT NAME INTO $NAME FROM KUNDE
WHERE KNR = $KNO
```



Verteilungstransparenz (2)

Beispiel 2:

Hybride Fragmentierung



KUNDE1 (KNR, NAME)

KUNDE3 (KNR, NAME, FILIALE)

KUNDE2 (KNR, GEBDAT, FILIALE)

KUNDE4 (KNR, GEBDAT)

KUNDE_i sei an Knoten_i 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

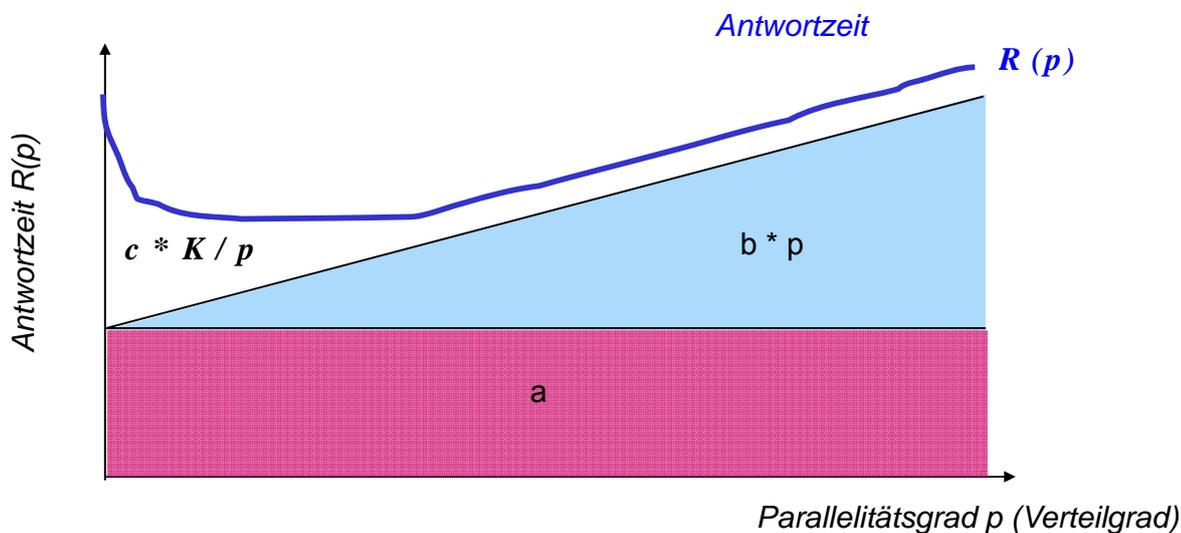
- zunächst: Shared Nothing
- horizontale Verteilung von Relationen über mehrere Rechner
 - Nutzung von Datenparallelität
 - Lastbalancierung
- Teilaufgaben zur Bestimmung der Datenverteilung
 - Festlegung des Verteilgrades einer Relation
 - Fragmentierung
 - Allokation
- Bestimmung des "optimalen" Verteilgrades 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

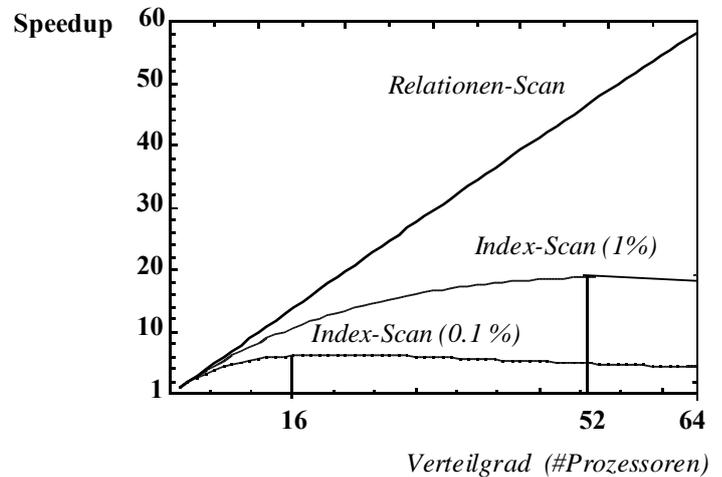
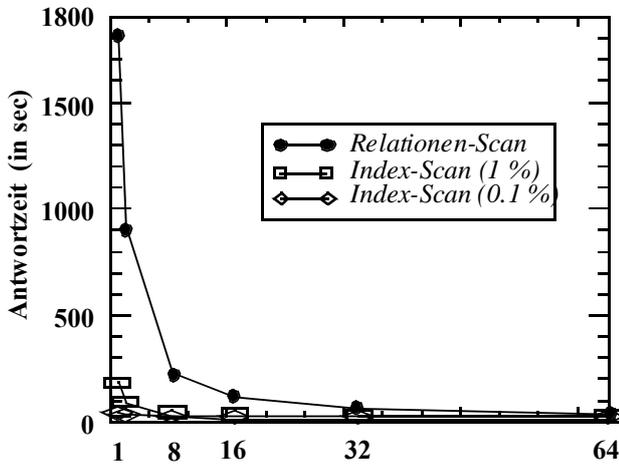
$$p_{\text{opt}} = \sqrt{\frac{c \times K}{b}}$$



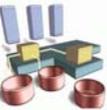
Bestimmung des Verteilgrades

■ Bestimmung des Verteilgrades D

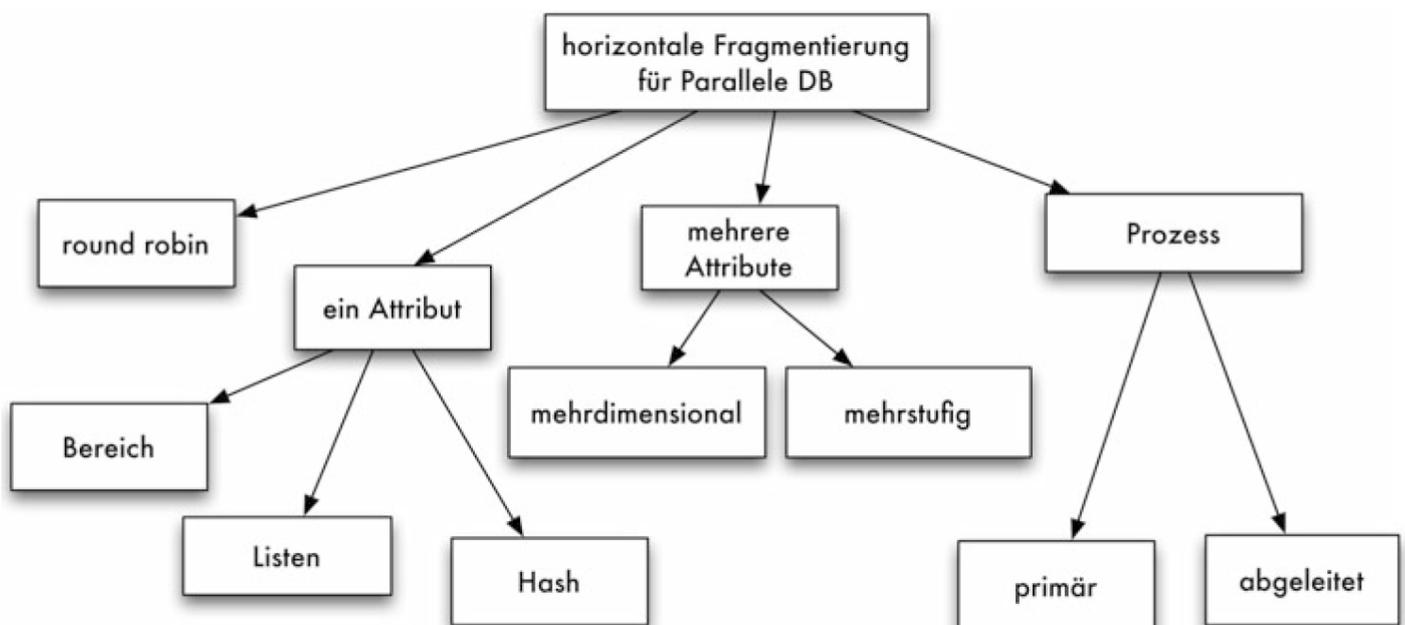
- für jeden Anfragetyp p_{opt} bestimmen
- Verteilgrad D ergibt sich aus gewichtetem Mittel (\Rightarrow Kompromisslösung für erwartetes Lastprofil)



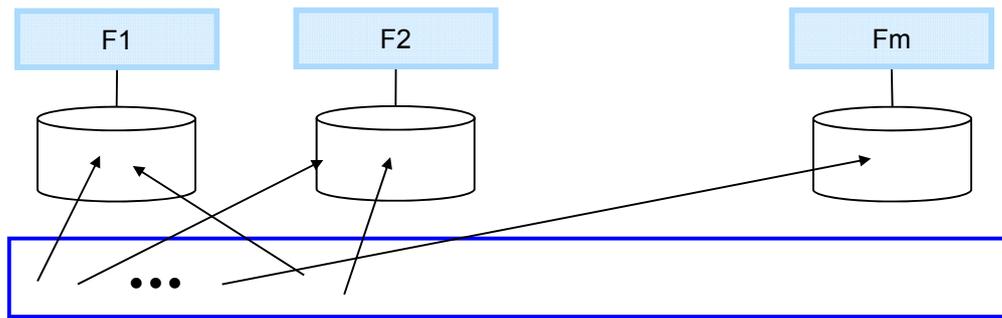
Relationen-Scan:
 Index-Scan (1 %):
 Index-Scan (0.1 %):



PDBS: Horizontale Fragmentierungsansätze



Fragmentierung: Round-Robin



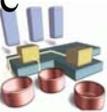
Satz $i \rightarrow$ Fragment $(i \bmod m) + 1$

■ Vorteile

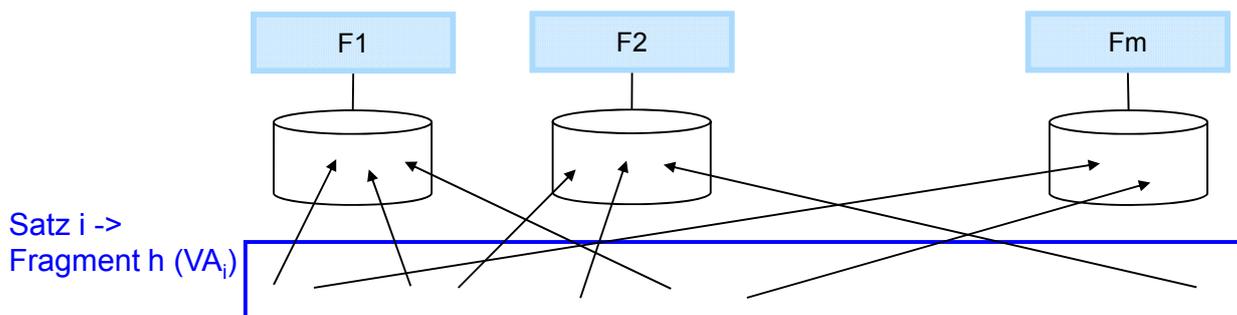
- gleichmäßige Fragmentgrößen
- günstige Lastbalancierung bei gleichmäßiger Zugriffsverteilung (kein "Skew" für Relationen-Scans)

■ Nachteil: Verteilung von Attributwerten unbekannt

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



Hash-Fragmentierung



■ Hash-Funktion h auf Fragmentierungs- bzw. Verteilattribut

- z. B. Primärschlüssel oder Join/Gruppierungsattribut

■ Vorteile:

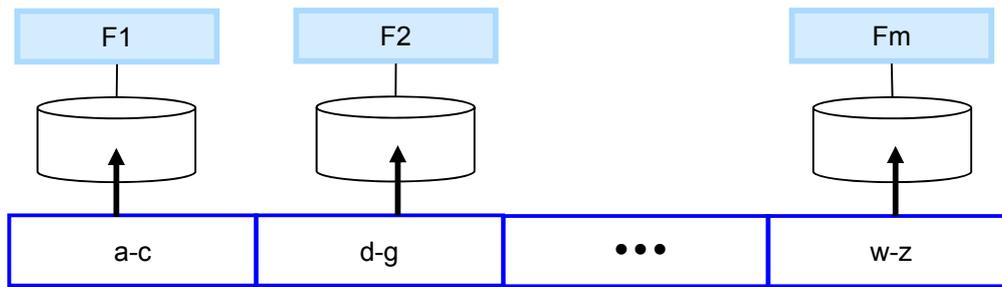
- Einfachheit
- Exact-Match-Queries auf Verteilattribut auf 1 Fragment eingrenzbar
- Equi-Joins sowie Group-By für das Verteilattribut werden unterstützt

■ Nachteile:

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



Bereichsfragmentierung



■ Fragmentierung über Wertebereiche auf Verteilattribut (VA)

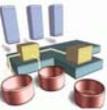
- Spezifizierung durch Bereichsprädikate
- Fragmentierungsansatz verteilter DBS
- Spezialfälle: **Listenfragmentierung** (Fragment enthält Liste von Werten), abhängige Bereichsfragmentierung

■ 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).

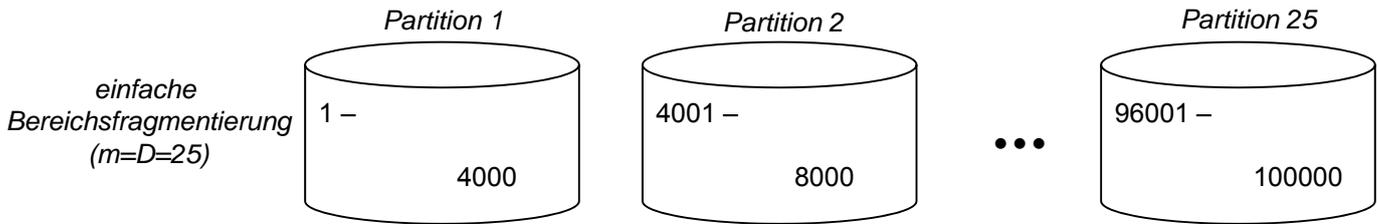
Übereinstimmende Attributnamen kennzeichnen Fremdschlüssel-Primärschlüssel-Beziehungen. Die Kardinalität von ORDERS bzw. LINEITEM sei 10-mal bzw. 40-mal höher als von CUSTOMER. Auf diesem DB-Ausschnitt seien u.a. diese beiden Anfragen auszuführen:

- 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

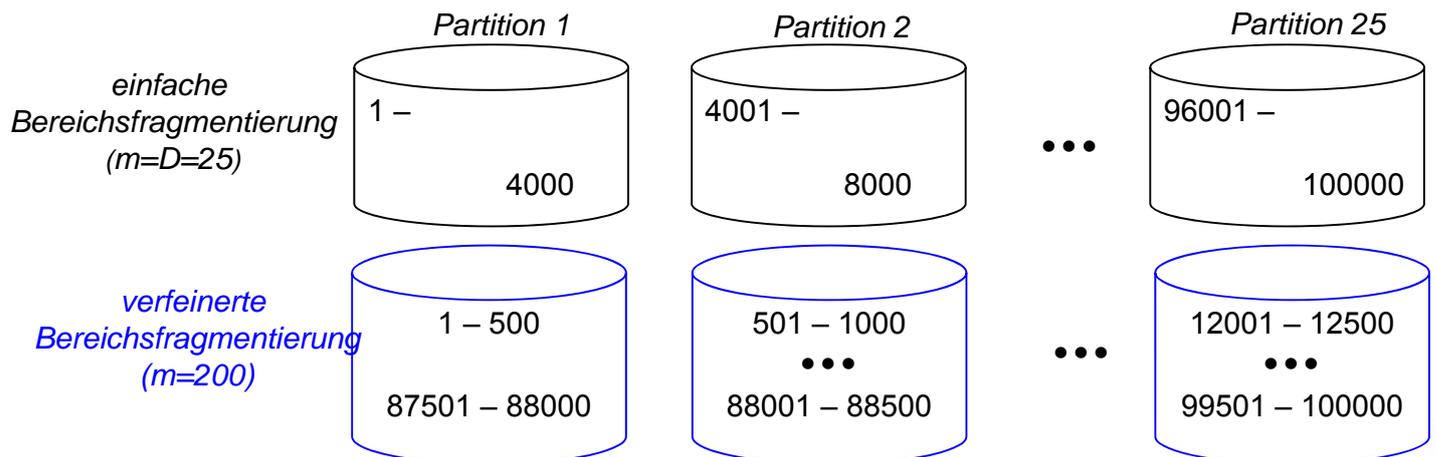


- Beispiel: Kontoaufteilung über VA Kontonummer
 - Exact-Match-Anfragen gehen auf 1 Rechner
 - Bereichsanfragen auf VA werden auf minimale Rechnerzahl begrenzt
 - Relationen-Scan gehen auf alle Rechner
- Aber: 1 Fragment pro Rechner ($m=D$) beschränkt auch Parallelisierung / Lastbalancierung für Bereichsanfragen
- 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]

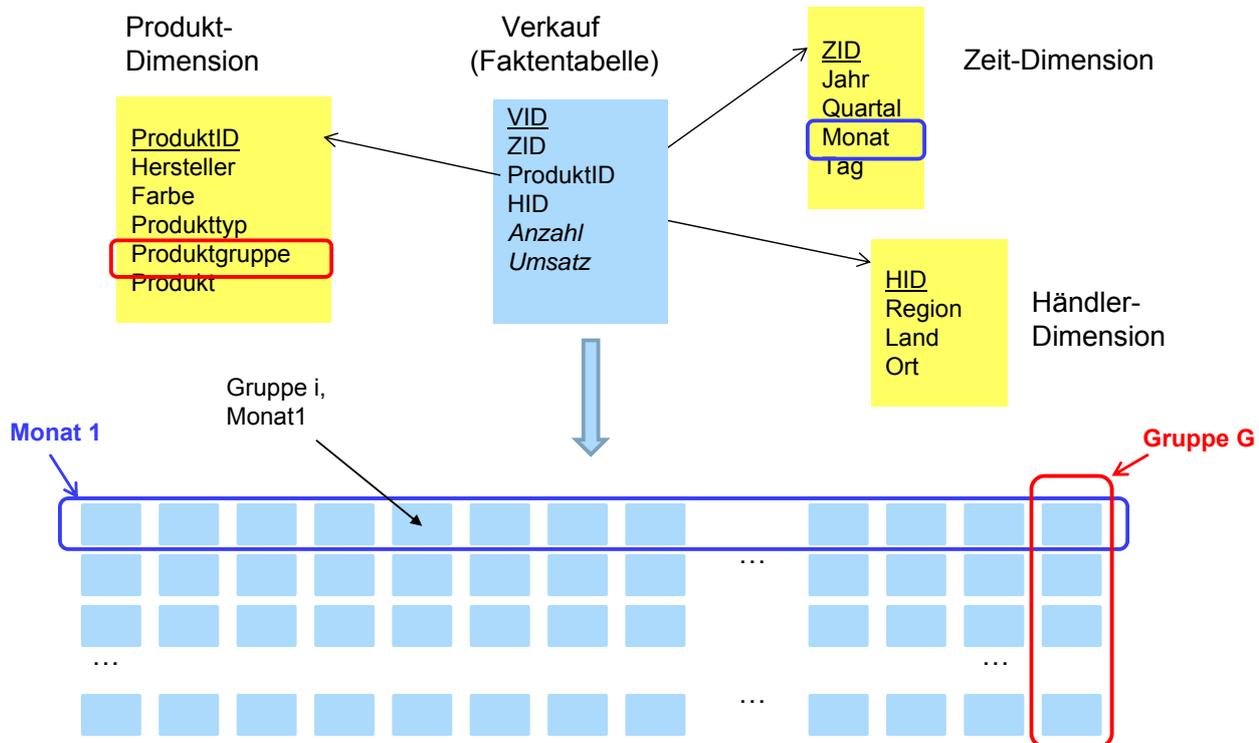
- Hash- und Bereichsfragmentierung können nur 1 Anfragetyp unterstützen (für andere sind alle Rechner involviert)
- mehrdimensionale Bereichsfragmentierung erlaubt, beide Anfragetypen auf Teilmenge der Fragmente zu beschränken

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



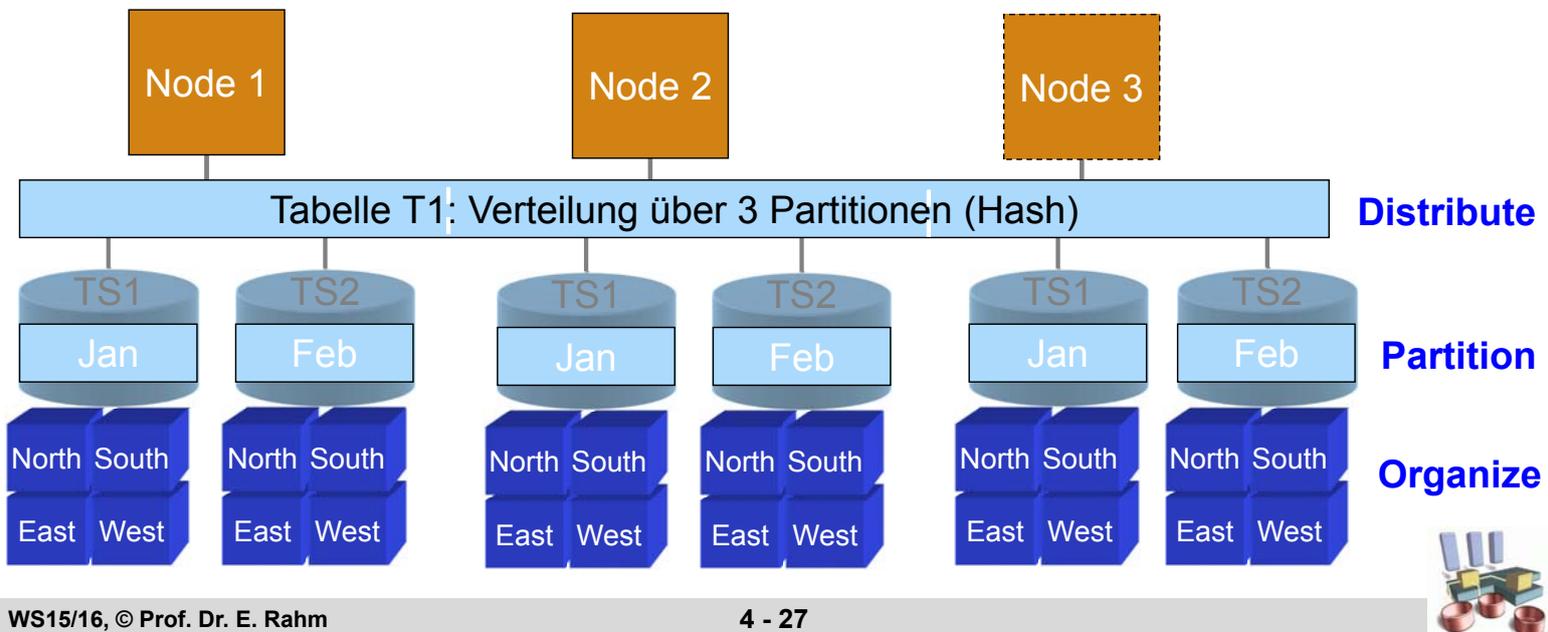
- abhängige Fragmentierung der Faktentabelle über mehrere Dimensionsattribute
 - Fragment Pruning für alle Anfragen auf den Fragmentierungsdimensionen
 - hierarchische Dimensionen: Eingrenzung auch oberhalb/unterhalb des Fragmentierungsattributs



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:

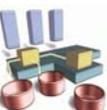
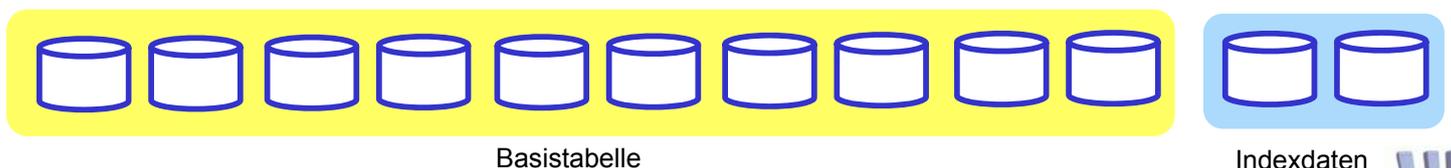
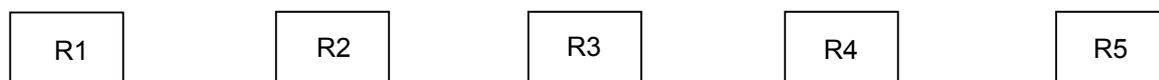
Round Robin:

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)

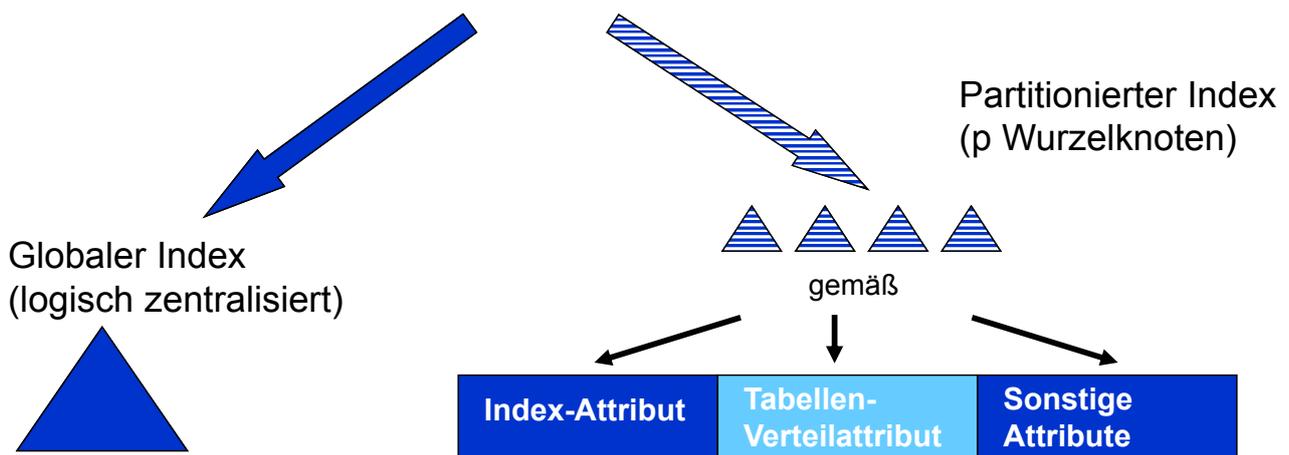


SE/SD-Datenallokation (2)

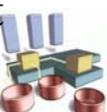
- Ansatz zur Bestimmung des Verteilgrades
 - breites Declustering zur optimalen Abdeckung von Relationen-Scans
 - selektivere Anfragen bzw. Anfragen im Mehrbenutzerbetrieb können dennoch mit geringerer Parallelität bearbeitet werden
- Fragmentierung analog SN möglich, z. B. über Hash- oder Bereichspartitionierung
 - 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



Index-Partitionierung in PDBS

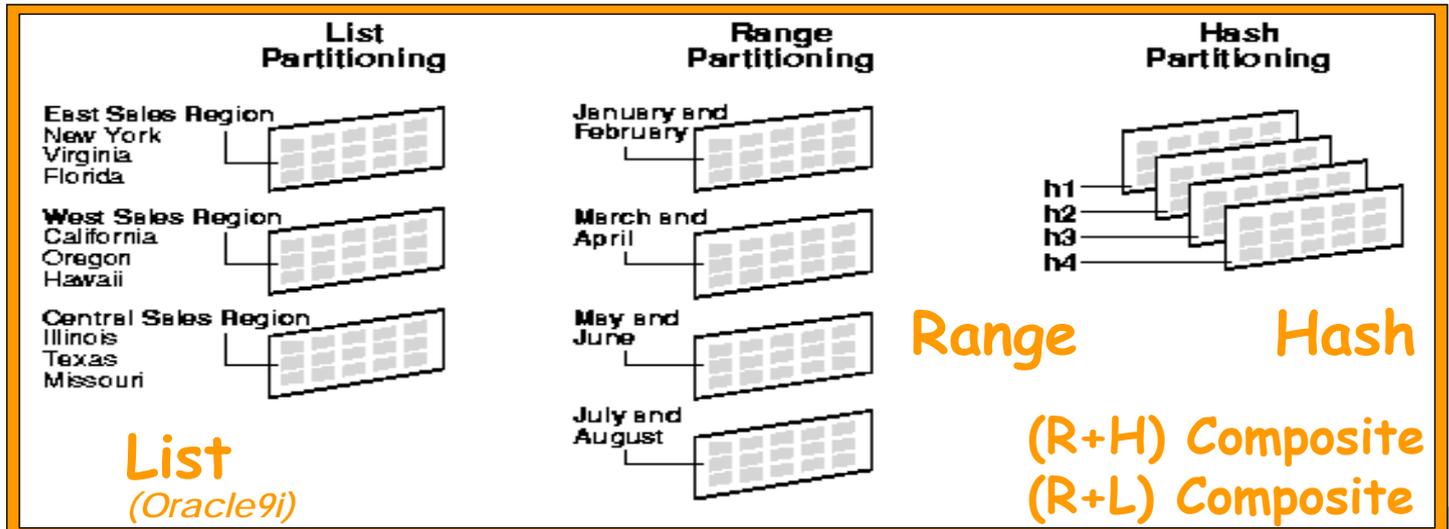


- SN: Indexpartitionierung analog Datenpartitionierung
 - lokaler Index für lokale Daten eines Knoten
- SE/SD: globaler oder partitoniertes Index
 - partitionierter Index: parallele Index-Queries, i.a. geringere Höhe
 - Partitionierung auf Verteilattribut, Indexattribut oder anderem Attribut



Partitionierung in Oracle (SE, SD)

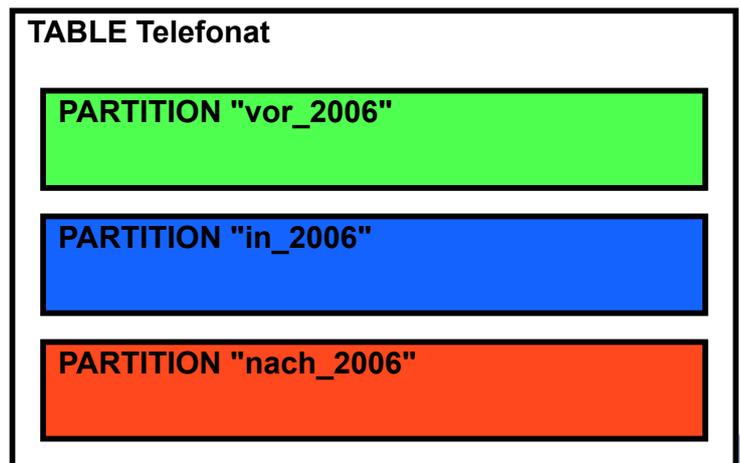
- **Range** - partition by predefined ranges of continuous values
- **Hash** - partition according to hashing algorithm applied by Oracle
- **Composite** - e.g. range-partition by key1, hash sub-partition by key2
- **List** - partition by lists of predefined discrete values



Beispiel: Oracle Range-Partitionierung

```
CREATE TABLE Telefonat (Datum DATE, KdNr NUMBER, Dauer NUMBER)
PARTITION BY RANGE(Datum)
(PARTITION vor_2006 VALUES
LESS THAN TO_DATE('01-JAN-2006', 'DD-MON-YYYY'),
PARTITION in_2006 VALUES
LESS THAN TO_DATE('01-JAN-2007', 'DD-MON-YYYY'),
PARTITION nach_2006 VALUES LESS THAN MAXVALUE) ;
```

Datum	KdNr	Dauer
2005-05-15	1	45
2005-07-21	2	215
2006-01-16	1	200
2006-10-16	3	20
2007-03-07	2	50



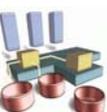
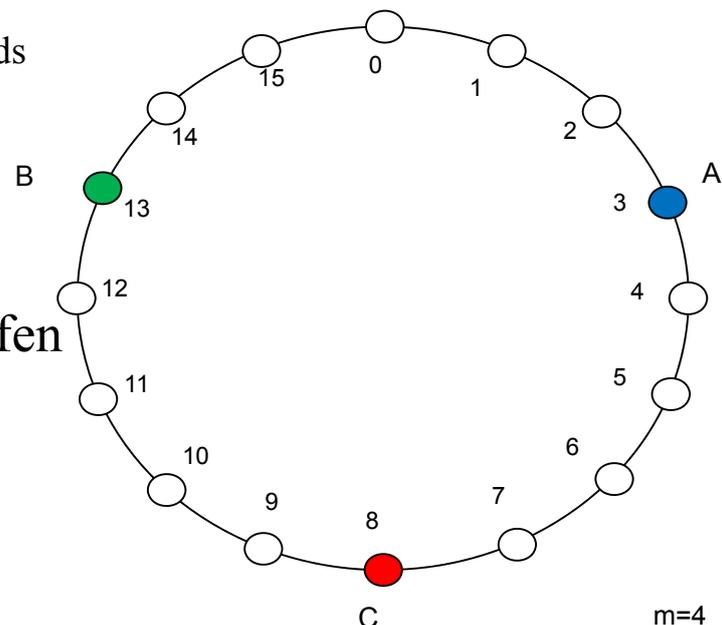
Datenallokation in NoSQL Stores

- hohe Skalierbarkeit und Verfügbarkeit (durch Datenreplikation) auf Shared-Nothing-Architekturen
 - Key Value Stores und Erweiterungen (BigTable/Hbase, Cassandra, Dynamo ...)
 - 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“)



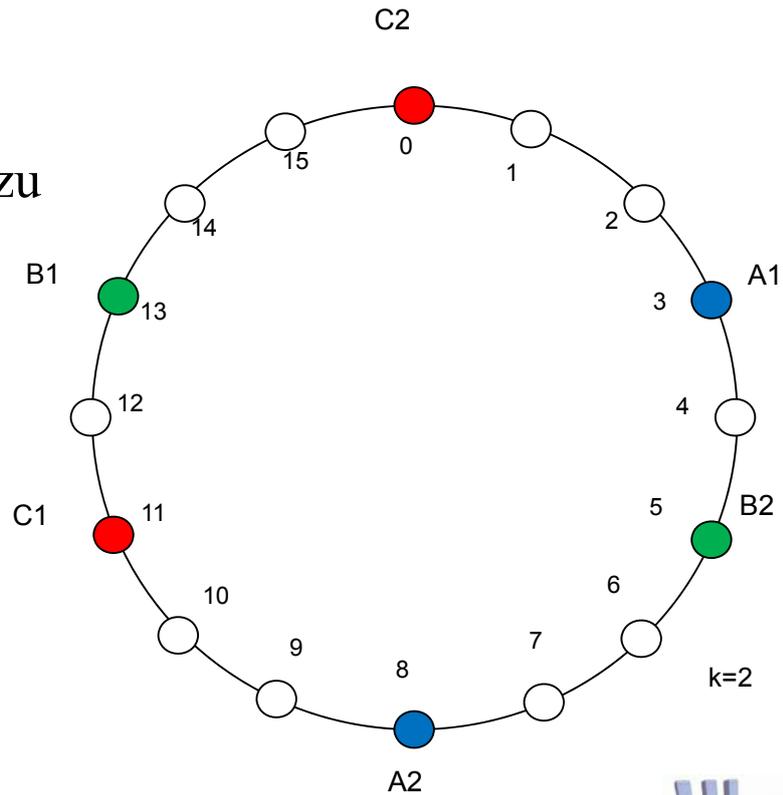
Consistent Hashing

- 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
 - geringer 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



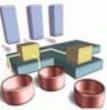
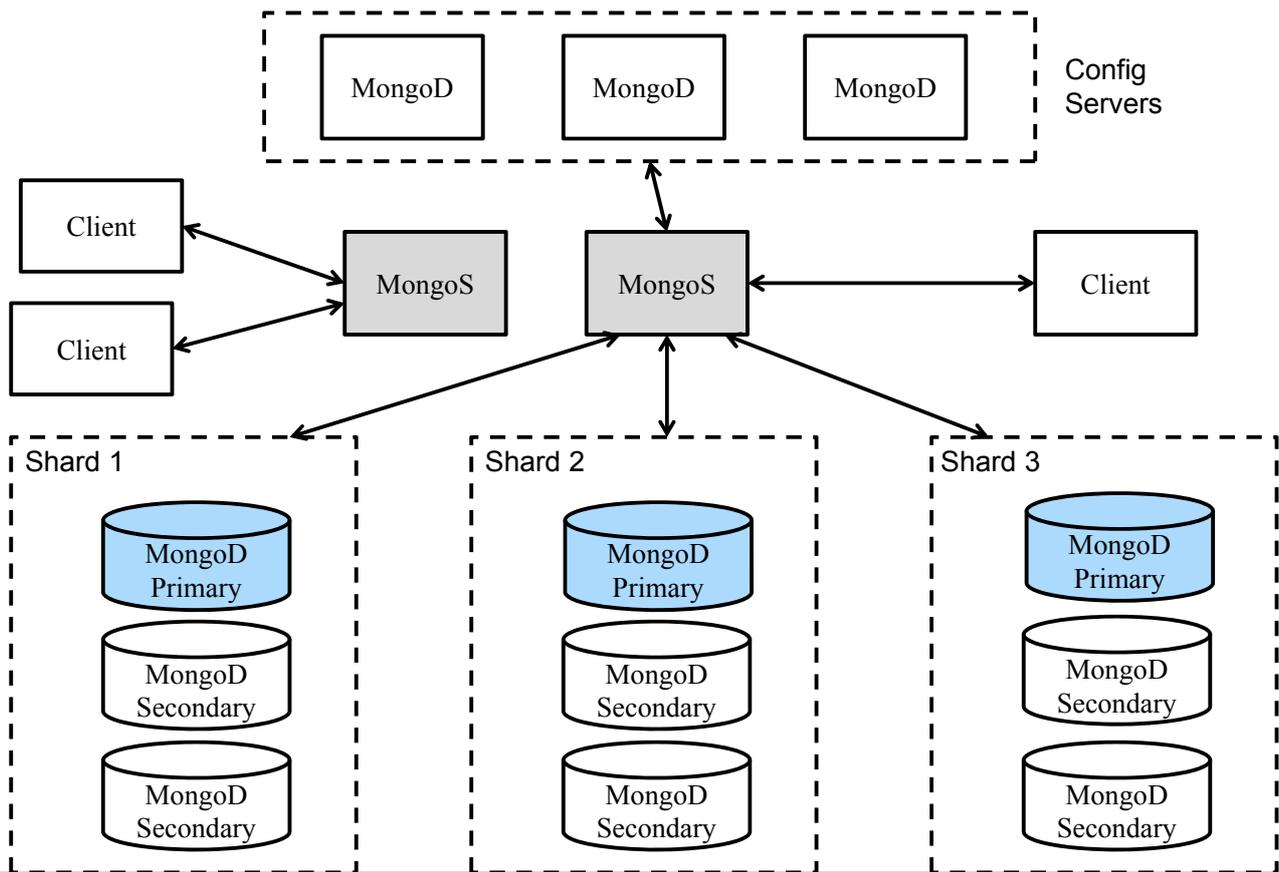
MongoDB Auto-Sharding



- MongoDB: Schemalose Speicherung von JSON-Dokumenten
- DB = mehrere Kollektionen von Dokumenten
 - einfache Anfragesprache
 - Map/Reduce-Unterstützung
 - kein ACID
- horizontale Bereichspartitionierung einer Dok.kollektion 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 falls durch Einfügungen Fragmente max. Größe übersteigen
 - Anzahl von Fragmenten pro Knoten darf nur bis zu einem Schwellwert abweichen
 - ansonsten erfolgt durch *Balancer-Prozess* asynchrone Migration von Fragmenten vom Knoten mit den meisten zu dem mit den wenigsten Fragmenten



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)

