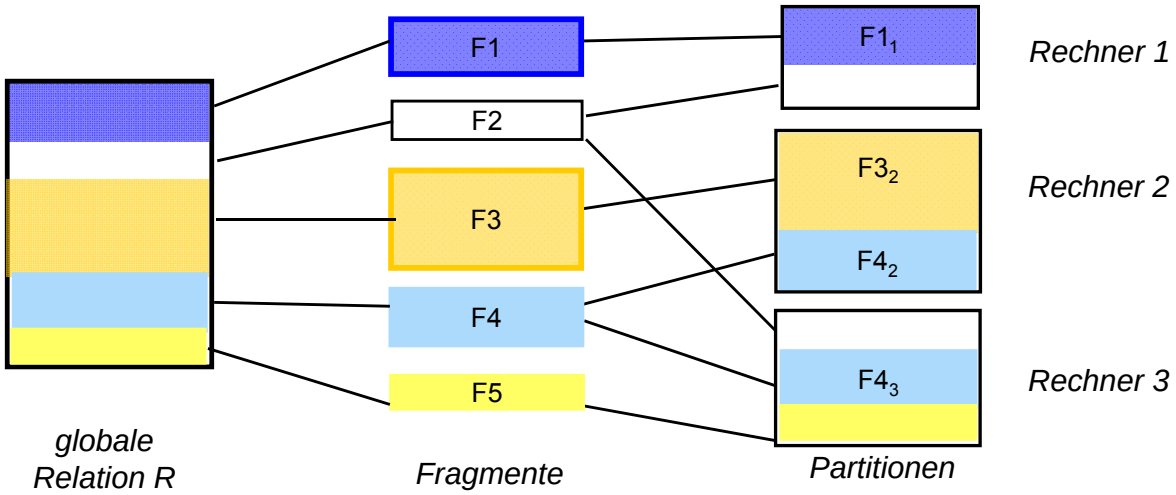
4. Datenallokation in VDBS und PDBS

- 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

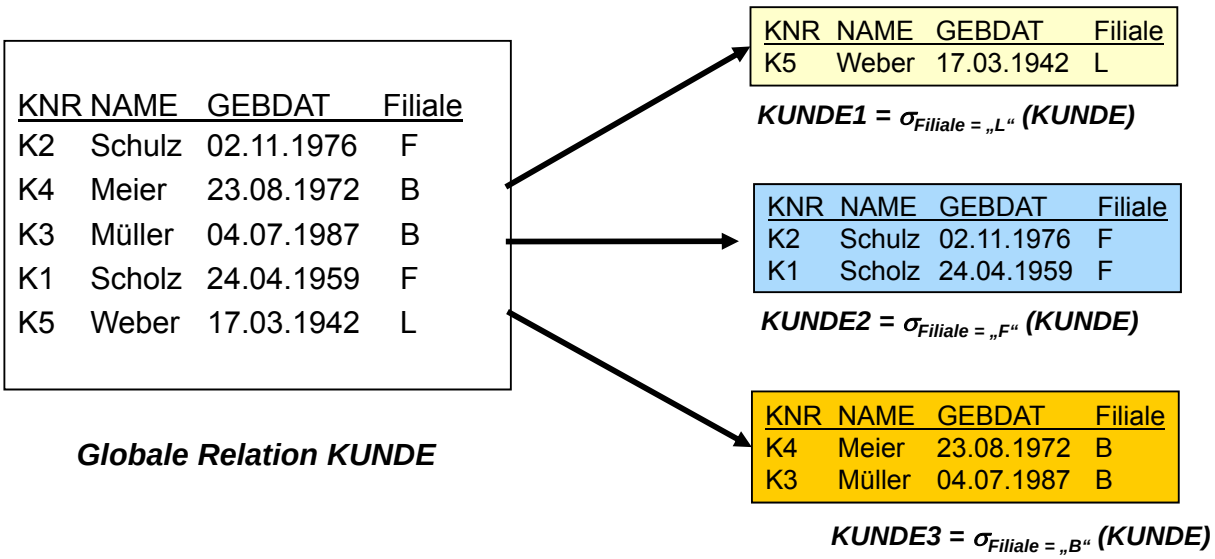
Fragmentierung

- 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 Pi auf der Relation: $R_i := \sigma_{Pi}\ (R)\ \ (1 \leq i \leq\ n)$



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

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

KTONR	*KNR*	*KTOSTAND*
7654	K5	63,79

KONTO1: Konten zu KUNDE1 (Filiale „L“)

KTONR	*KNR*	*KTOSTAND*
1234	K2	122,34
3231	K1	1222,22
9876	K2	55,77

KONTO2: Konten zu KUNDE2 (Filiale „F“)

KTONR	*KNR*	*KTOSTAND*
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

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

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

$$S_i = S \ltimes R_i = S \ltimes \sigma_{Pi} (R) \qquad (1 \leq i \leq n)$$

- 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

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

KNR	NAME	Filiale
K2	Schulz	F
K4	Meier	B
K3	Müller	B
K1	Scholz	F
K5	Weber	L

KUNDE1 $= \pi_{KNR, NAME, Filiale}$ ***(KUNDE)***

KNR	GEBDAT
K2	02.11.1976
K4	23.08.1972
K3	04.07.1987
K1	24.04.1959
K5	17.03.1942

KUNDE2 $= \pi_{KNR, GEBDAT}$ ***(KUNDE)***

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

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

KNR	NAME	Filiale
K5	Weber	L

KUNDE11 $= \sigma_{Filiale = „L“}$ ***(KUNDE1)***

KNR	NAME	Filiale
K2	Schulz	F
K1	Scholz	F

KUNDE12 $= \sigma_{Filiale = „F“}$ ***(KUNDE1)***

KNR	NAME	Filiale
K4	Meier	B
K3	Müller	B

KUNDE13 $= \sigma_{Filiale = „B“}$ ***(KUNDE1)***

KNR	NAME	Filiale
K2	Schulz	F
K4	Meier	B
K3	Müller	B
K1	Scholz	F
K5	Weber	L

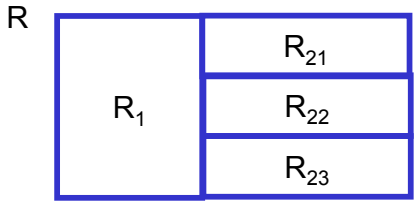
KUNDE1 $= \pi_{KNR, NAME, Filiale}$ ***(KUNDE)***

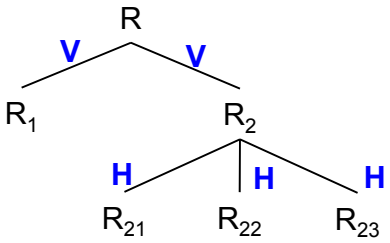
KNR	GEBDAT
K2	02.11.1976
K4	23.08.1972
K3	04.07.1987
K1	24.04.1959
K5	17.03.1942

KUNDE2 $= \pi_{KNR, GEBDAT}$ ***(KUNDE)***

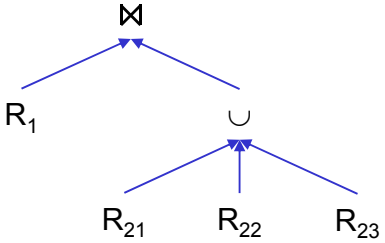
Hybride Fragmentierung (2)

a) vertikale gefolgt von horizontaler Partitionierung



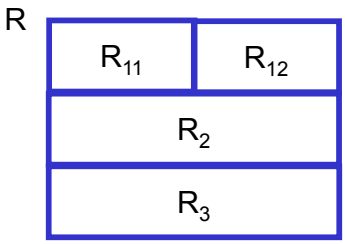


Fragmentierungsbaum



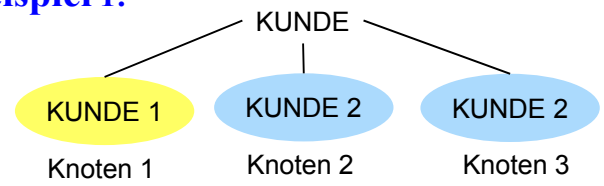
Operatorbaum (Rekonstruktion)

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:

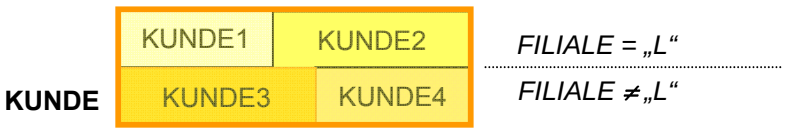
```
SELECT      NAME INTO $NAME   FROM        Knoten1@KUNDE1
            WHERE  KNR = $KNO
IF NOT FOUND THEN
   SELECT   NAME INTO $NAME  FROM        Knoten3@KUNDE2
            WHERE  KNR = $KNO      . . .
```

- 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)
KUNDE2 (KNR, GEBDAT, FILIALE)
KUNDE3 (KNR, NAME, 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";
```

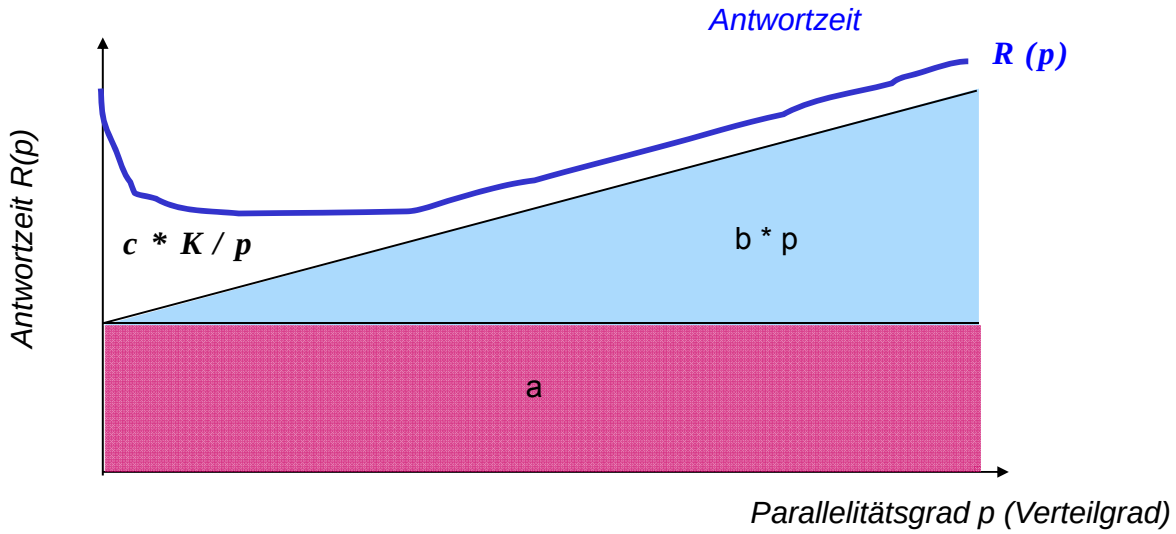
Datenallokation in PDBS

- 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):

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

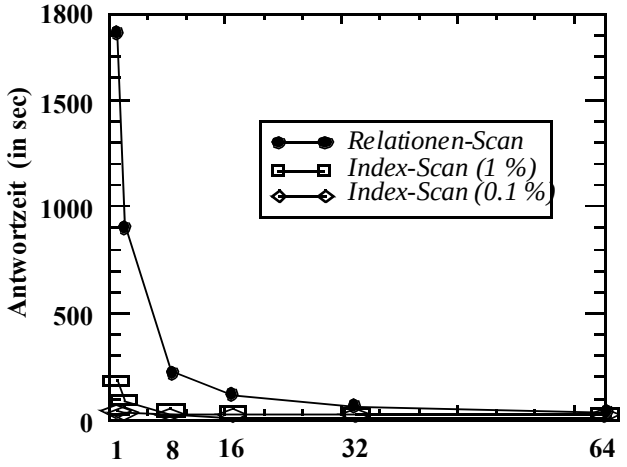


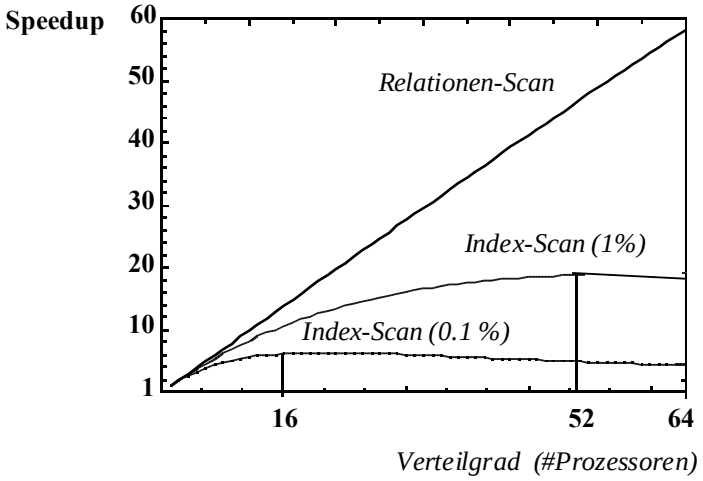
- optimaler Parallelitäts-/Verteilgrad

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

Bestimmung des Verteilgrades

- Bestimmung des Verteilgrades D
  - für jeden Anfragetyp p_{opt} bestimmen
  - Verteilgrad D ergibt sich aus gewichtetem Mittel (=> Kompromisslösung für erwartetes Lastprofil)



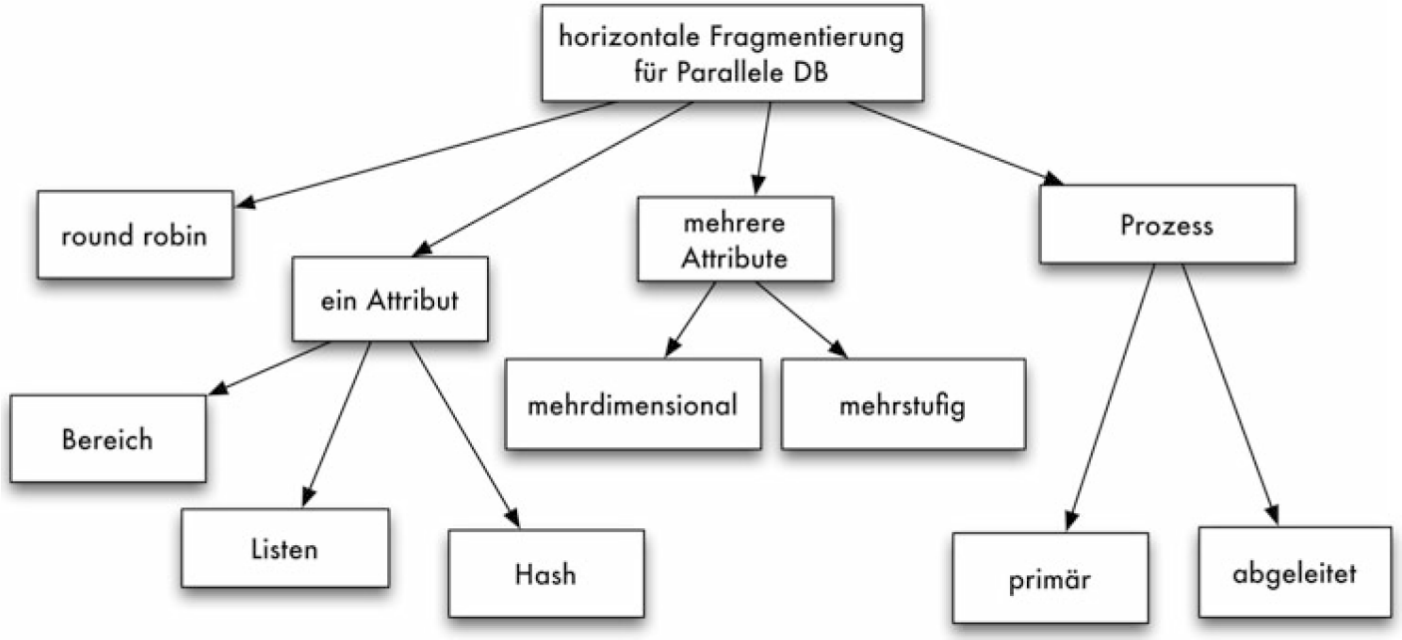


Relationen-Scan:

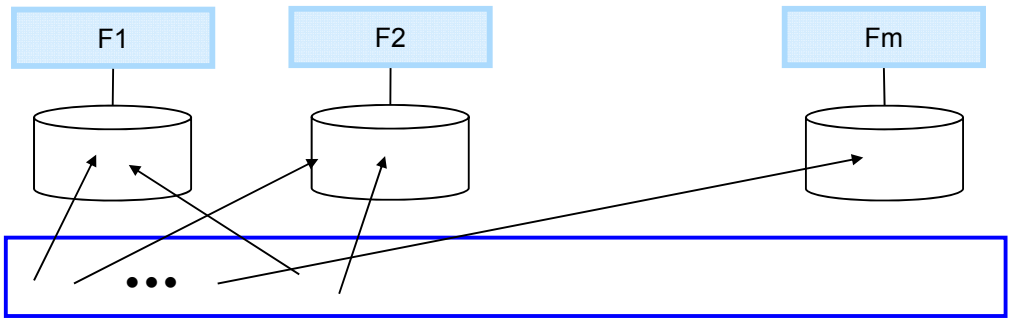
Index-Scan (1 %):

Index-Scan (0.1 %):

PDBS: Horizontale Fragmentierungsansätze



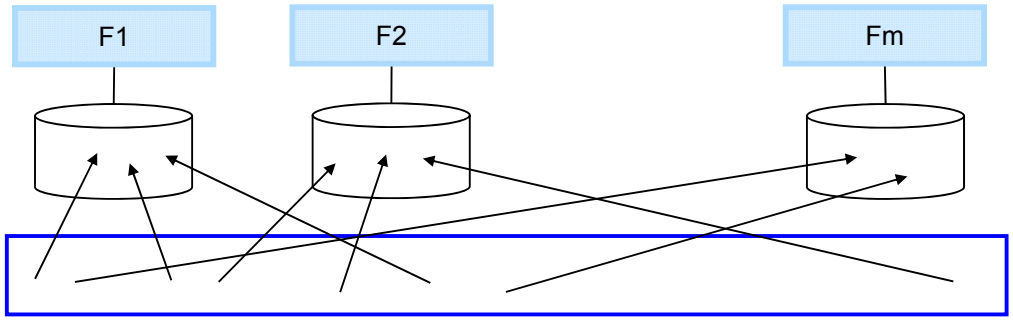
Fragmentierung: Round-Robin



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

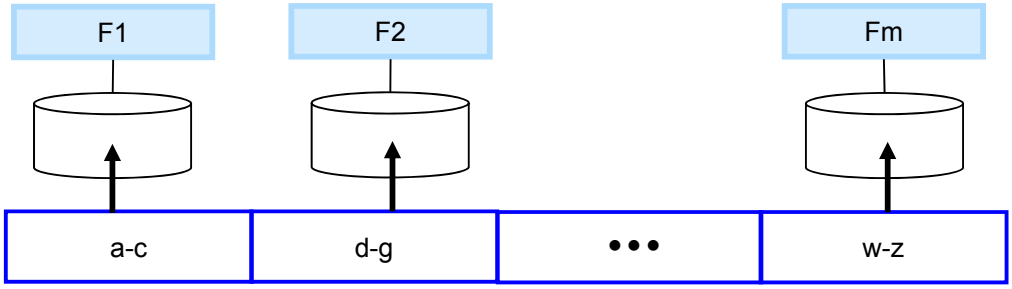
- Vorteile
  - gleichmäßige Fragmentgrößen
  - günstige Lastbalancierung bei gleichmäßiger Zugriffsverteilung (kein "Skew" für Relationen-Scans)
- Nachteil: Verteilung von Attributwerten unbekannt
  - sämtliche Anfragen an allen Rechnern zu bearbeiten
  - besonders ineffizient für Exact-Match-Anfragen 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 (-> 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:

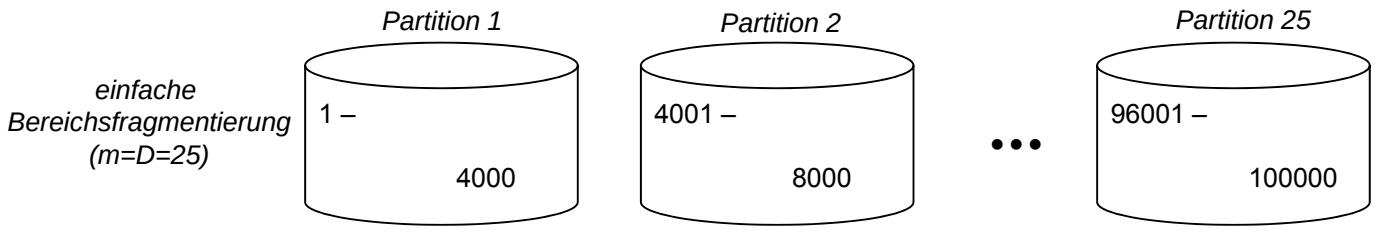
CUSTOMER (CUSTKEY, NAME, ADDRESS, NATION)
ORDERS (ORDERKEY, CUSTKEY, ORDERSTATUS, TOTALPRICE)
LINEITEM (ORDERKEY, PART, QUANTITY, PRICE, DISCOUNT).

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!

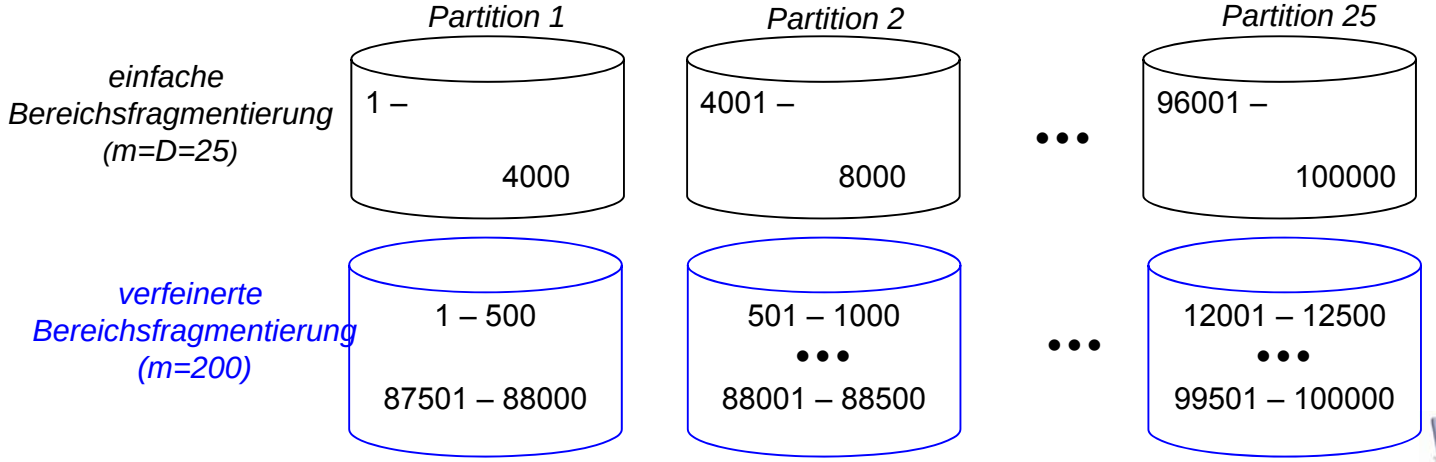
Bereichsfragmentierung: Beispiel



- 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

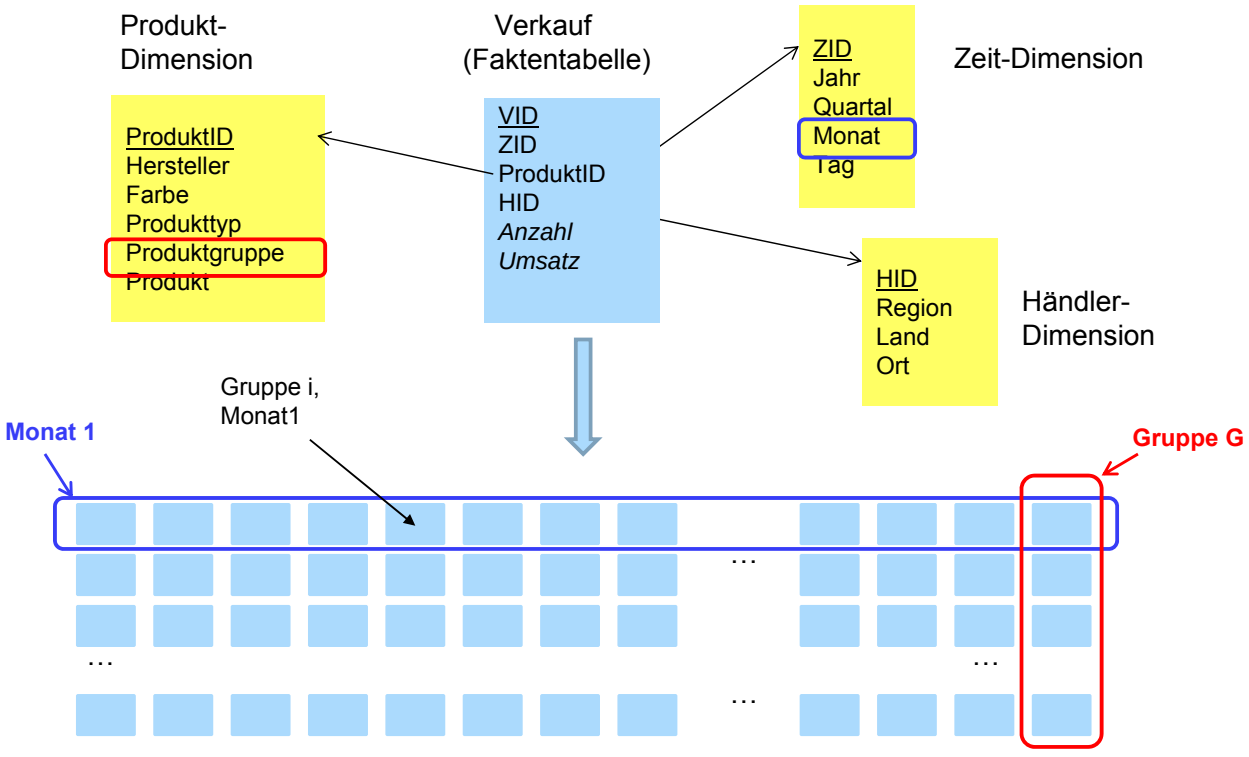
B: SELECT * FROM PERS WHERE GEHALT BETWEEN [:X,:Y]

- 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

Name	< 20K	< 50K	< 70K	< 90 K	< 120K	≥ 120K *Gehalt*
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

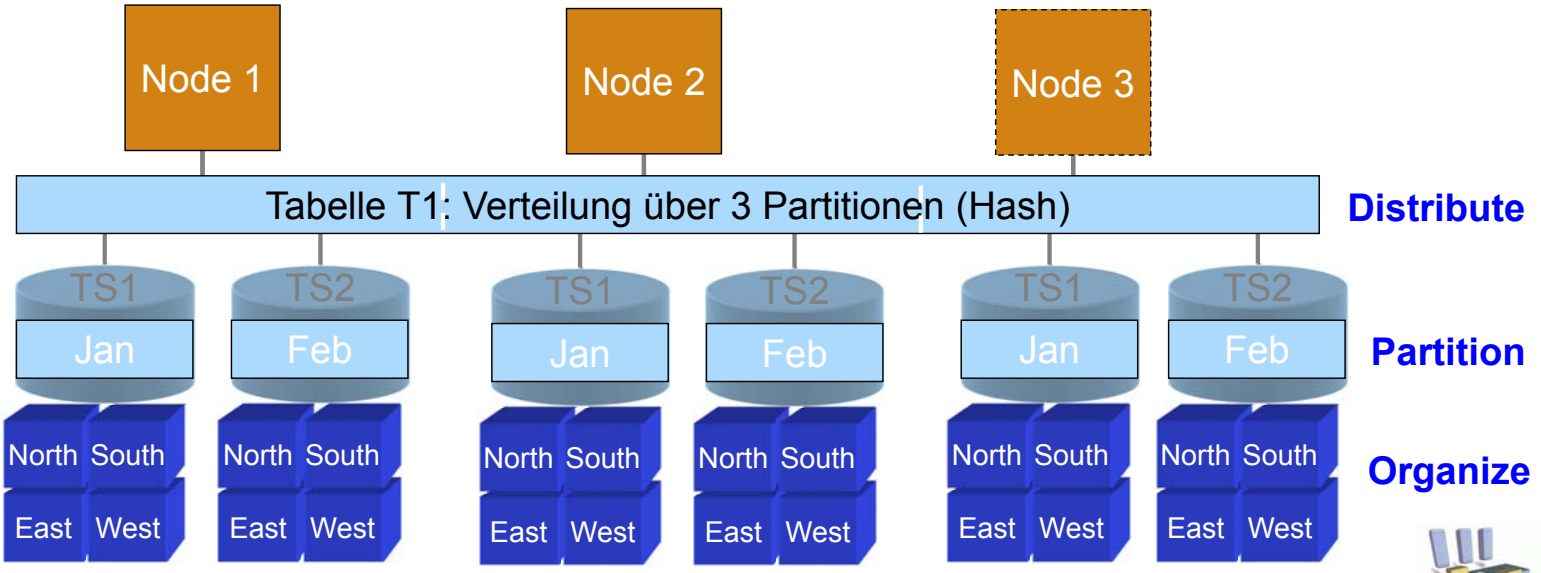
Mehrdimensionale Fragmentierung für Data Warehouses



- 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

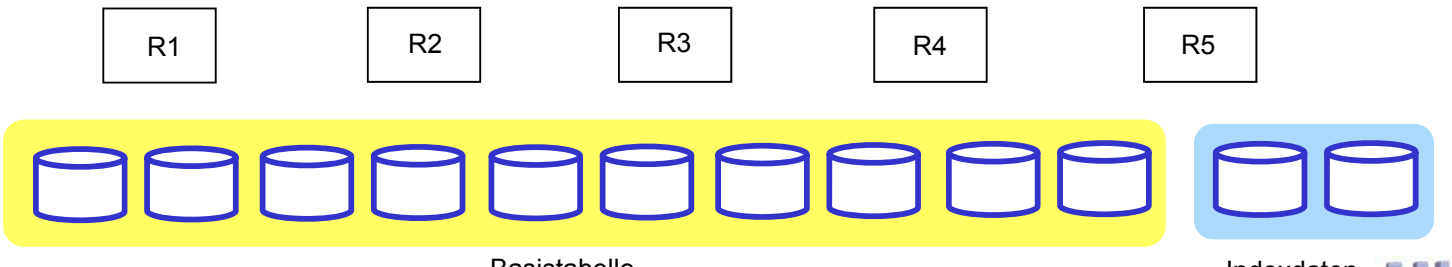
D=4:

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

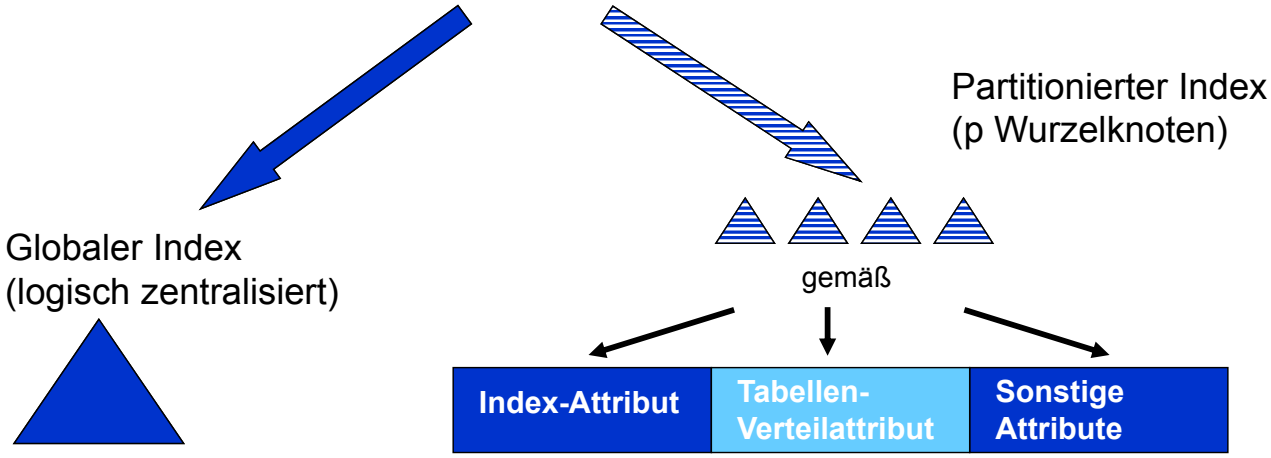
- Fragmentierung analog SN möglich, z. B. über Hash- oder Bereichspartitionierung
  - reduzierter Datenraum für Anfragen auf Verteilattribut
    - Beispiel: Bereichspartitionierung von Relation R auf Attribut A (D_R=20)

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

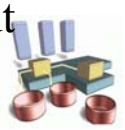
    - Anfrage *Select MAX (B) FROM R*
      WHERE A > 70.000 AND A <= 110.000

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

Index-Partitionierung in PDBS

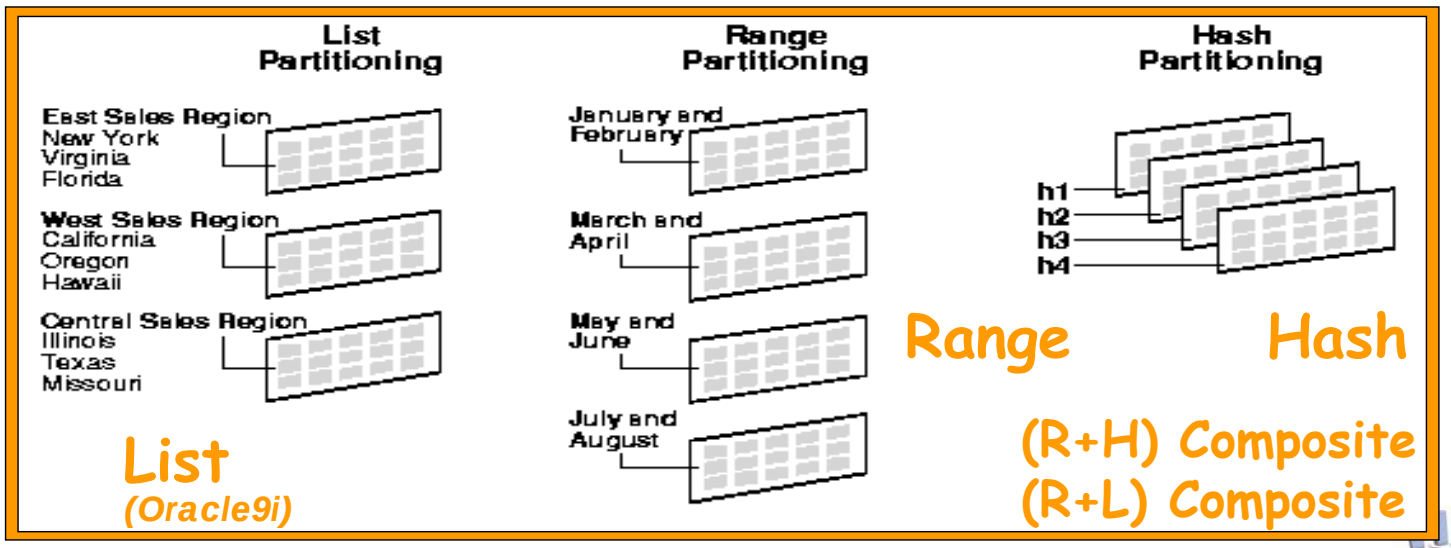


- SN: Indexpartitionierung analog Datenpartitionierung
  - lokaler Index für lokale Daten eines Knoten
- SE/SD: globaler oder partitonierter Index
  - partitionierter Index: parallele Index-Queries, i.a. geringere Höhe
  - Partitionierung auf Verteilattribut, Indexattribut oder anderem Attribut



Partitionierung in Oracle (SE, SD)

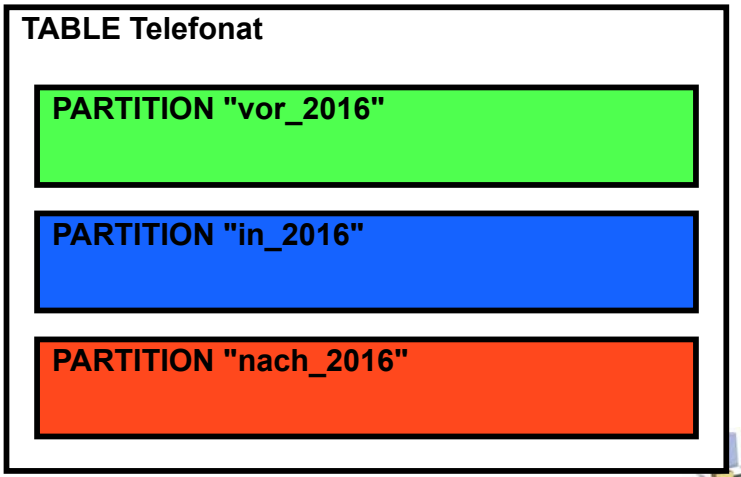
- Range - partition by predefined ranges of continuous values
- Hash - partition according to hashing algorithm applied by Oracle
- Composite - e.g. range-partition by key1, hash sub-partition by key2
- List - partition by lists of predefined discrete values



Beispiel: Oracle Range-Partitionierung

```
CREATE TABLE Telefonat (Datum DATE, KdNr NUMBER, Dauer NUMBER)
  PARTITION BY RANGE(Datum)
     (PARTITION vor_2016 VALUES
          LESS THAN TO_DATE('01-JAN-2016', 'DD-MON-YYYY'),
      PARTITION in_2016 VALUES
          LESS THAN TO_DATE('01-JAN-2017', 'DD-MON-YYYY'),
      PARTITION nach_2016 VALUES LESS THAN MAXVALUE) ;
```

Datum	KdNr	Dauer
2015-05-15	1	45
2015-07-21	2	215
2016-01-16	1	200
2016-10-16	3	20
2017-03-07	2	50

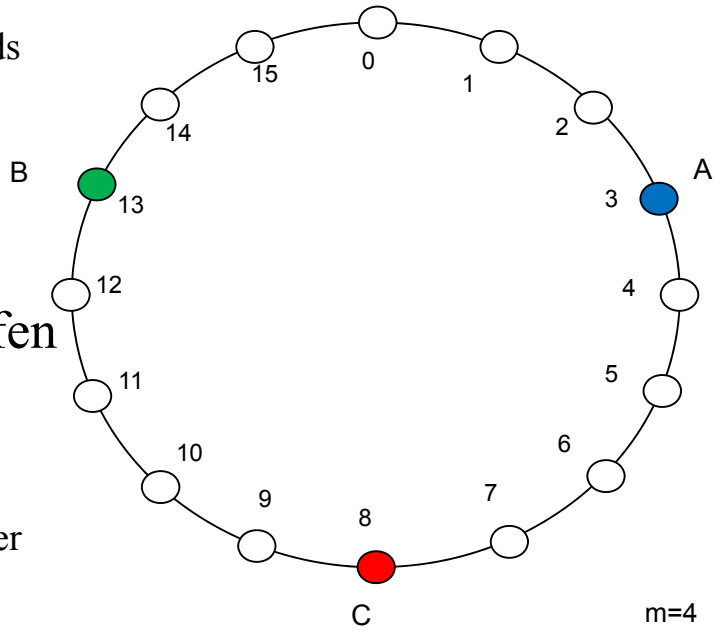


Datenallokation in NoSQL Stores

- 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“)

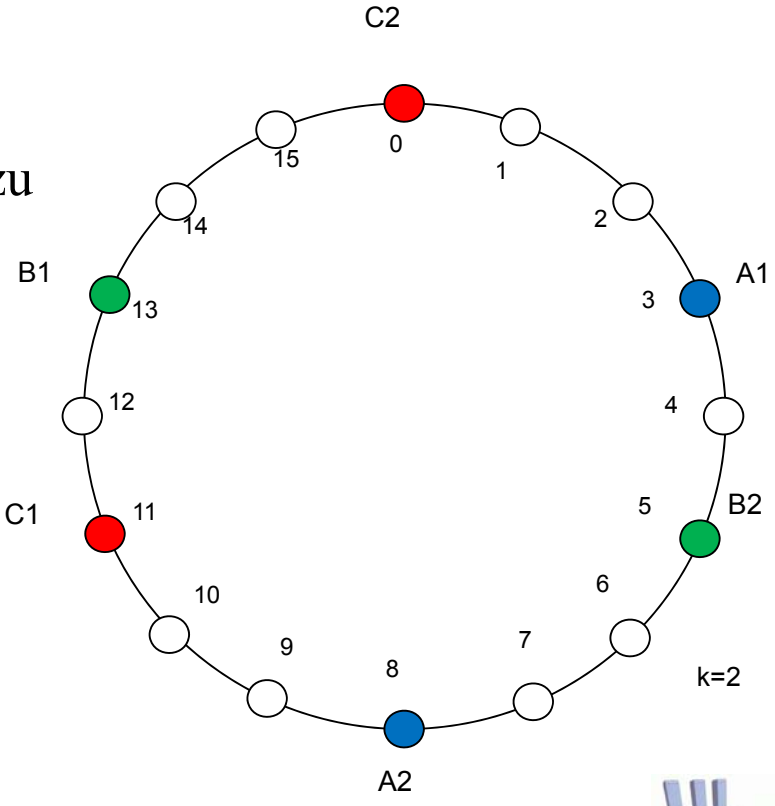
Consistent Hashing

- Nutzung u.a. in Dynamo, Cassandra, Voldemort, Redis
- Prinzip
  - gleichartige Hash-Abbildung von Knoten-Ids und Objekt-Keys auf ringförmigen Wertebereich von 0 .. 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

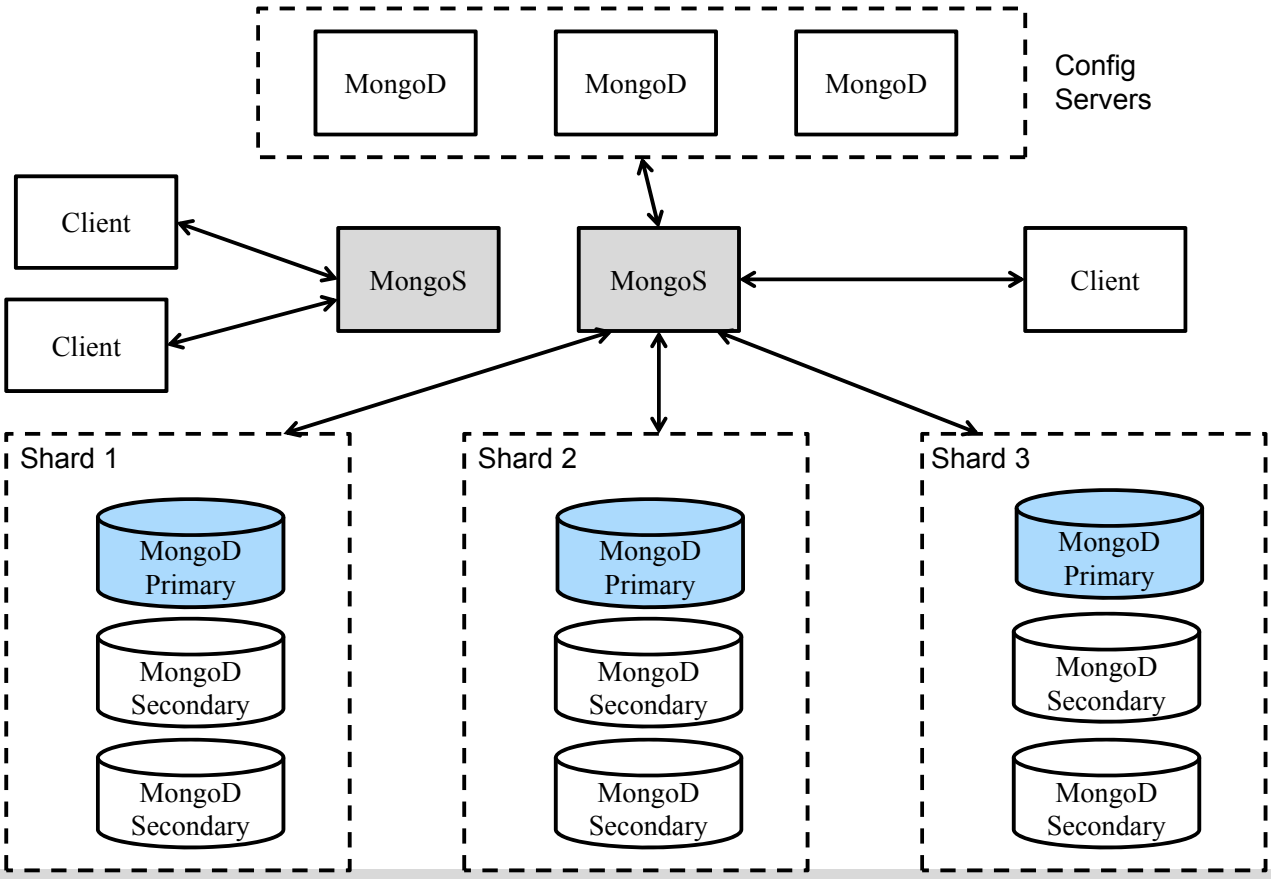


MongoDB Auto-Sharding

- 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 exitsieren
  - 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)