

5. Verteilte und parallele Query-Bearbeitung

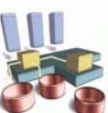
- Einführung
- Verteilte Anfragebearbeitung: Teilschritte
 - Anfragetransformation
 - Daten-Lokalisierung
 - Globale Optimierung
- Verteilte / parallele Selektion, Projektion, Aggregationen
- Verteilte Join-Verarbeitung
 - Einfache Strategien: Ship Whole, Fetch as Needed
 - Semi-Join
 - Bitvektor-Join
- Parallele Join-Verarbeitung
 - Dynamische Replikation (Fragment and Replicate)
 - Dynamische/Statische Partitionierung der Eingaberelationen
 - Paralleler Hash-Join
- Parallele Sortierung



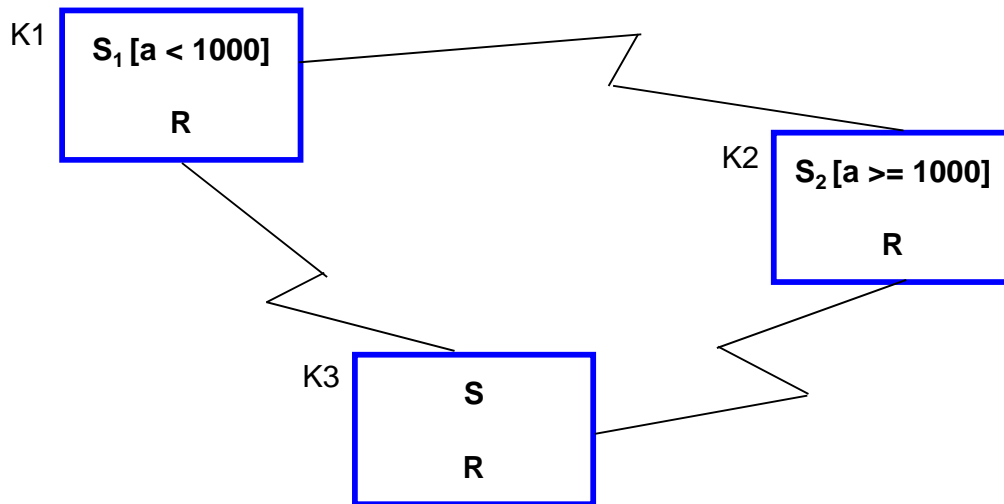
Problemstellung

Bestimmung eines Ausführungsplanes in Abhängigkeit zur Datenverteilung, so dass eine Zielfunktion optimiert wird (z. B. Antwortzeit, Overhead)

- Kostenfaktoren:
 - Nachrichtenanzahl, Nachrichtengröße
 - E/A, CPU-Bedarf, Hauptspeicherbedarf
- Optimierungsentscheidungen:
 - Query-Zerlegung in lokal ausführbare Teilanfragen
 - Ausführungsreihenfolge für Restriktion, Projektion und Join
 - Parallelisierung von Teilanfragen
 - Auswahl der globalen und lokalen Join-Strategie
 - Rechnerauswahl, z.B. zur Join-Berechnung
 - Auswahl der Replikate
- Berücksichtigung des aktuellen Systemzustandes zur Laufzeit wünschenswert



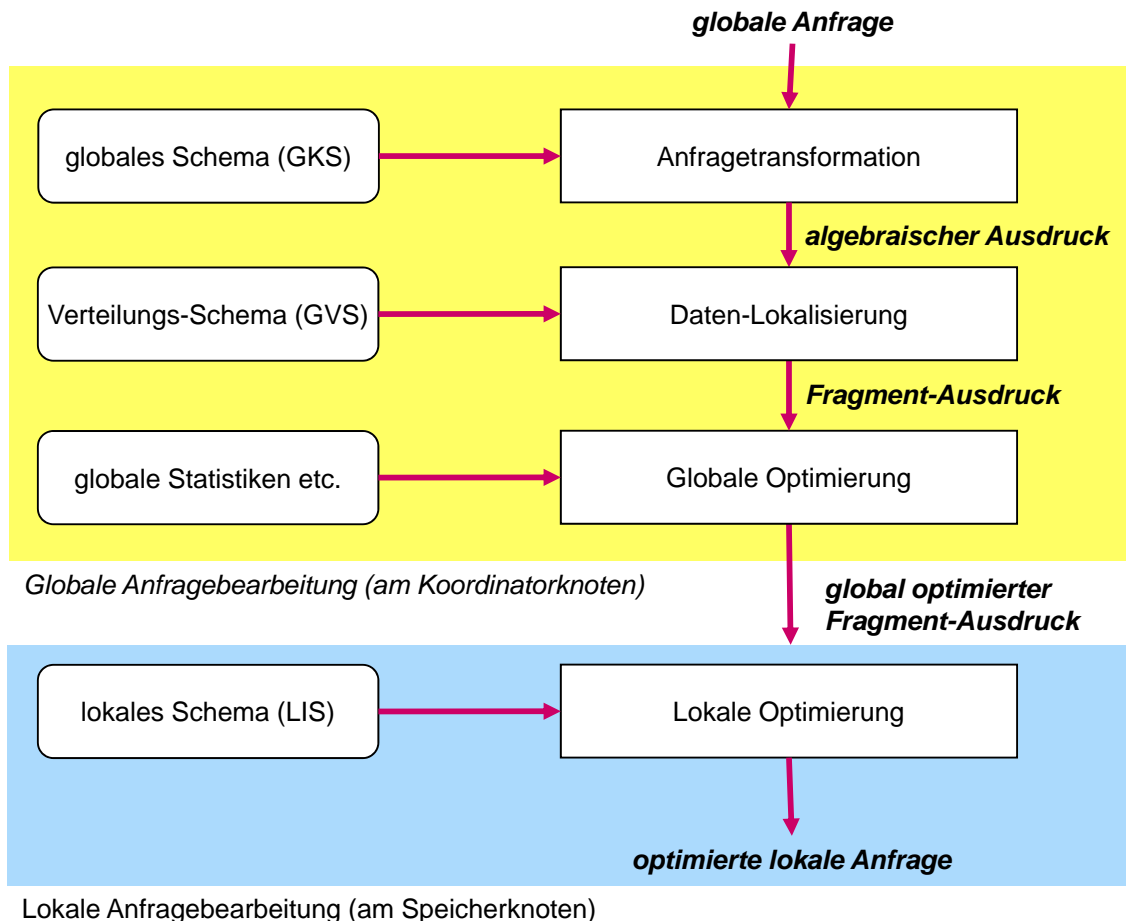
Query-Optimierung: Beispiel



- Query in K3: *SELECT * FROM S WHERE a IN (482, 517, 763);*
 - lokale Ausführung in K3 oder
 - Ausführung in K1 mit (kleinerem) Fragment S1
- Query in K2: *SELECT x, y, z FROM R, S WHERE R.j = S.k;*
 - Sende Query zur Ausführung nach K3 oder
 - Sende Fragment S2 zur Join-Berechnung zu K1



Phasen der verteilten Anfragebearbeitung



Anfragetransformation

■ Einzelschritte

- Syntaxanalyse (Parsing)
- Namensauflösung
- semantische Analyse
- Normalisierung
- algebraische Vereinfachungen und Restrukturierung

■ Erzeugung einer Interndarstellung für die Anfrage

- normalisierter Ausdruck der Relationenalgebra
- Überführung in **Operatorbaum**



Anfragetransformation (2)

■ Umstrukturierungen zur effizienteren Auswertbarkeit durch Nutzung von Äquivalenzbeziehungen für relationale Operatoren

$$\sigma_{P_1}(\sigma_{P_2}(R)) \Leftrightarrow \sigma_{P_1 \wedge P_2}(R)$$

$$\pi_A(\pi_{A,B}(R)) \Leftrightarrow \pi_A(R)$$

$$\pi_A(\sigma_P(R)) \Leftrightarrow \sigma_P(\pi_A(R)) \quad \text{falls } P \text{ nur Attribute aus } A \text{ umfasst}$$

$$\pi_A(\sigma_P(R)) \Leftrightarrow \pi_A(\sigma_P(\pi_{A,B}(R))) \quad \text{falls } P \text{ auch Attribute aus } B \text{ umfasst}$$

$$\sigma_{P(R_1)}(R_1 \bowtie R_2) \Leftrightarrow \sigma_{P(R_1)}(R_1) \bowtie R_2 \quad (P(R_1) \text{ sei Prädikat auf } R_1)$$

$$\pi_{A,B}(R_1 \bowtie R_2) \Leftrightarrow \pi_A(R_1) \bowtie \pi_B(R_2) \\ (A/B \text{ seien Attributmengen aus } R_1/R_2 \text{ inklusive Join-Attribut)}$$

$$\sigma_P(R_1 \cup R_2) \Leftrightarrow \sigma_P(R_1) \cup \sigma_P(R_2)$$

$$\pi_A(R_1 \cup R_2) \Leftrightarrow \pi_A(R_1) \cup \pi_A(R_2)$$



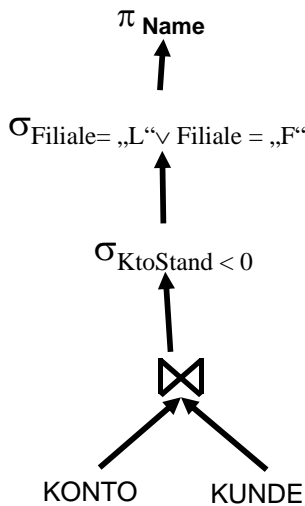
Anfragetransformation (3)

■ Heuristiken

- frühzeitige Ausführung von Selektionsoperationen
- frühzeitige Durchführung von Projektionen (ohne Duplikateliminierung)
- Zusammenfassung mehrerer Selektionen und Projektionen auf demselben Objekt
- Bestimmung gemeinsamer Teilausdrücke

■ Beispiel

- KUNDE (KNR, Name, Filiale), KONTO (Ktonr, KNR, KtoStand)



Erzeugung von Fragment-Queries (Daten-Lokalisierung)

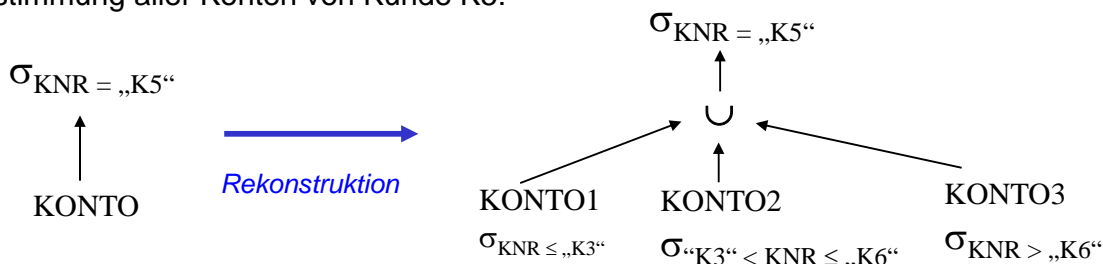
■ Relationen im Operatorbaum müssen auf Fragmente abgebildet werden

- Ersetze Relationen durch Rekonstruktionsanweisungen auf Fragmenten
- Führe algebraische Vereinfachungen durch

■ Fall 1: Horizontale Fragmentierung

KONTO sei horizontal in drei Fragmente zerlegt (Fragmentierungsattribut KNR)

Bestimmung aller Konten von Kunde K5:



Algebraische Optimierung:

Reduzierter Fragment-Ausdruck

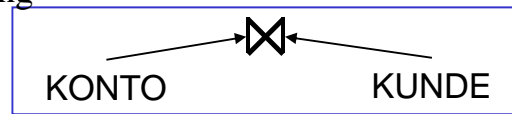


Erzeugung von Fragment-Queries (2)

Join-Berechnung bei horizontaler Fragmentierung

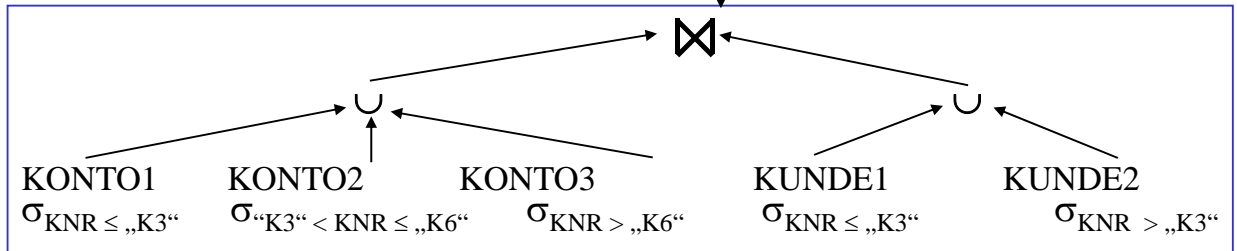
- reduzierter Kommunikations- und Verarbeitungsumfang für Joins auf Fragmentierungsattribut
- Unterstützung paralleler Join-Berechnung

KONTO und KUNDE seien horizontal über KNR zerlegt (unterschiedl. Bereiche)



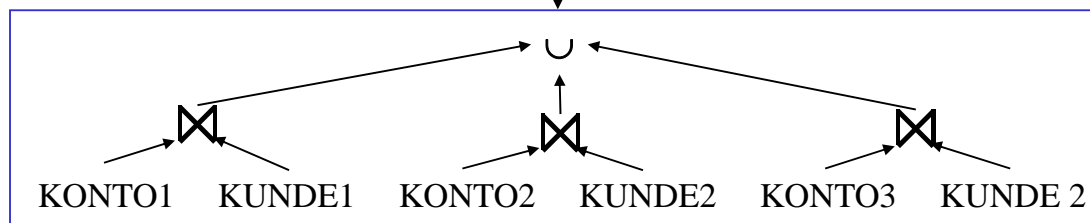
Rekonstruktion

Initialer Fragment-Ausdruck



Algebraische Optimierung

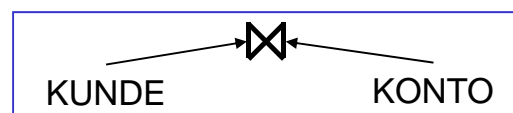
Reduzierter Fragment-Ausdruck



Erzeugung von Fragment-Queries (3)

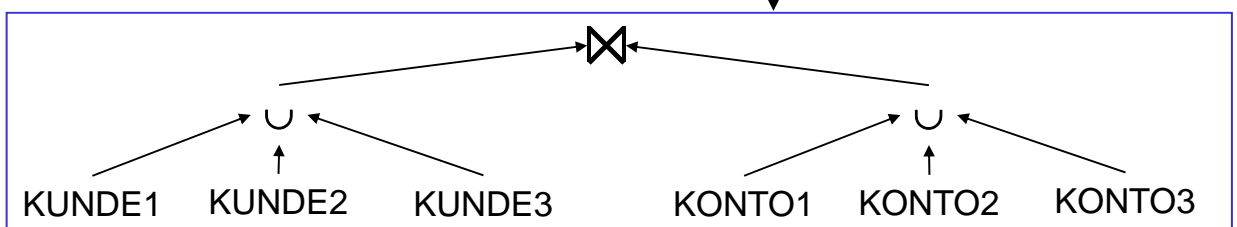
Fall 2: Abhängige horizontale Fragmentierung

Horizontale Fragmentierung von KUNDE über Filiale, abhängige Fragmentierung von KONTO



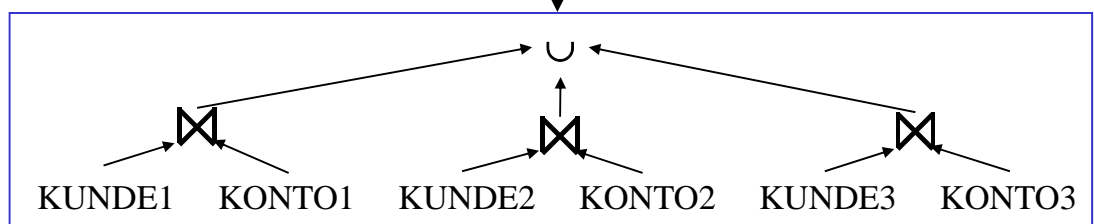
Rekonstruktion

Initialer Fragment-Ausdruck



Algebraische Optimierung

Reduzierter Fragment-Ausdruck



- Vollkommene lokale und parallele Join-Berechnung möglich

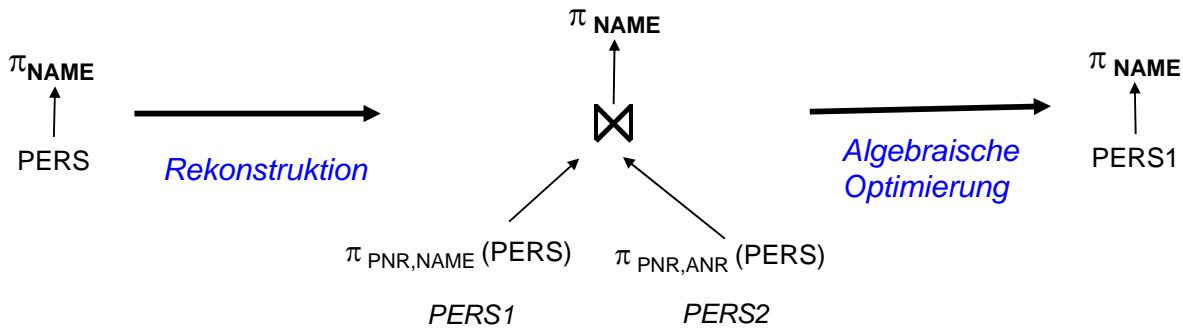


Erzeugung von Fragment-Queries (4)

■ Fall 3: Vertikale Fragmentierung

PERS1 (PNR, NAME); PERS 2 (PNR, ANR)

Bestimme alle Angestelltenamen



Erzeugung von Fragment-Queries (5)

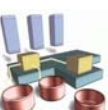
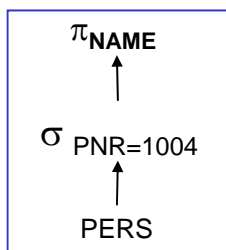
■ Fall 4: Hybride Fragmentierung

PERS1 = $\sigma_{PNR < 1003} (\pi_{PNR, NAME} (PERS))$

PERS2 = $\sigma_{PNR \geq 1003} (\pi_{PNR, NAME} (PERS))$

PERS3 = $\pi_{PNR, ANR} (PERS)$

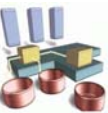
Bestimme den Namen von Angestelltem mit PNR 1004



Globale Optimierung

- Bestimmung eines Ausführungsplanes mit minimalen globalen Kosten
 - Bestimmung der Ausführungsknoten
 - Festlegung der Ausführungsreihenfolge (sequentiell, parallel)
 - Alternative Strategien zur Join-Berechnung bewerten
- Trennung zwischen globaler und lokaler Optimierung kann zur Auswahl suboptimaler Pläne führen
- Kostenmodell: Berücksichtigung von CPU-, E/A- und Kommunikationskosten

$$\text{Gesamtkosten} = W_{\text{CPU}} * \#\text{Instruktionen} + W_{\text{I/O}} * \#\text{E/A} + \\ W_{\text{Msg}} * \#\text{Nachrichten} + W_{\text{Byte}} * \#\text{Bytes}$$



Parallele Berechnung von Selektion und Projektion

- Daten-Lokalisierung führt zu Selektions- und Projektionsoperationen auf Fragmenten
- effektive Parallelisierung bei horizontaler Fragmentierung:

$$R = \cup (R_1, R_2, \dots, R_n)$$

$$\text{Selektion: } \sigma(R) \Rightarrow \cup (\sigma(R_1), \sigma(R_2), \dots, \sigma(R_n))$$

$$\text{Projektion: } \pi(R) \Rightarrow \cup (\pi(R_1), \pi(R_2), \dots, \pi(R_n))$$

- Datenverteilung gestattet parallele Berechnung der lokalen Teiloperationen
- Mischen der Teilergebnisse (Vereinigung)
- Projektion: ggf. Duplikateliminierung (z.B. durch Sortierung)

■ Shared Nothing

- Ausführung auf den Datenknoten
- Rechner und Parallelitätsgrad (n) durch Datenverteilung bestimmt (Ausnahme: Anfragen auf dem Verteilattribut)
- auch Index-Scans i.a. auf allen n Rechnern auszuführen



Parallele Berechnung von Aggregatfunktionen

Sei $Q(R)$ ein Attribut von R , auf das Aggregat-Funktion angewendet werden sollen

■ Parallele Berechnung für MIN, MAX immer möglich:

$$\text{MIN}(Q(R)) \Rightarrow \text{MIN}(\text{MIN}(Q(R_1)), \dots, \text{MIN}(Q(R_n)))$$

$$\text{MAX}(Q(R)) \Rightarrow \text{MAX}(\text{MAX}(Q(R_1)), \dots, \text{MAX}(Q(R_n)))$$

- parallele Berechnung der lokalen Minima/Maxima
- Bestimmung des globalen Extremwerts

■ Für SUM, COUNT, AVG parallele Berechnung nur anwendbar, falls keine Duplikateliminierung erforderlich ist

$$\text{SUM}(Q(R)) \Rightarrow \Sigma \text{SUM}(Q(R_i))$$

$$\text{COUNT}(Q(R)) \Rightarrow \Sigma \text{COUNT}(Q(R_i))$$

$$\text{AVG}(Q(R)) \Rightarrow \text{SUM}(Q(R)) / \text{COUNT}(Q(R))$$



Join-Berechnung

■ Join (Verbund)

- satztypübergreifende Operation: gewöhnlich sehr teuer
- häufige Nutzung: wichtiger Optimierungskandidat
- typische Anwendung: Gleichverbund; allgemeiner Θ -Verbund selten

■ Implementierungsalternativen in zentralen DBS

Nested Loop:

- jeder Satz der ersten wird mit jedem Satz der zweiten Relation abgeglichen
- für alle Join-Arten nutzbar

Sort-Merge:

- Eingaberelationen sind auf Join-Attribut sortiert (bzw. haben Index auf Join-Attribut)
- Gleichverbund über schritthaltenden Durchgang und Abgleich der Relationen

Hash-Join:

- kleinere Relation wird in Hauptspeicher-Hash-Tabelle gebracht (Hash-Funktion auf Join-Attribut)
- Prüfung für jeden Satz der zweiten Relation, ob Wert des Join-Attributs in Hash-Tabelle (Relation 1)
- nur für Gleichverbund

■ Optimierungsziele in VDBS/PDBS:

- Reduzierung der Kommunikationskosten sowie Nutzung von Parallelverarbeitung
- Mehr-Wege-Joins: Wahl der Ausführungsreihenfolge; Einsatz von Inter-Operator-Parallelität



Join-Berechnung in Verteilten DBS

- Join-Anfrage in Knoten K zwischen R und S
 - (Teil-)Relation R an Knoten K_R
 - (Teil-)Relation S an K_S
- Festlegung des Ausführungsknotens: K, K_R oder K_S
- Bestimmung der Auswertungsstrategie
 1. Sende beteiligte Relationen vollständig an einen Knoten und führe lokale Join-Berechnung durch ("*Ship Whole*")
 - minimale Nachrichtenanzahl
 - sehr hohes Übertragungsvolumen
 2. Fordere für jeden Verbundwert der ersten Relation zugehörige Tupel der zweiten an ("*Fetch as Needed*")
 - hohe Nachrichtenanzahl
 - nur relevante Tupel werden berücksichtigt
 3. Kompromißlösung: *Semi-Join* bzw. Erweiterungen (*Bitvektor-Join*)



Kommunikationskosten der Join-Berechnung

- Hier: Verwendung von zwei Kostenfaktoren
 - K_N = Kommunikationskosten pro Nachricht
 - K_A = Kommunikationskosten für Übertragung eines Attributwerts

Beispiel:

R		S		
A	B	B	C	D
1	7	1	6	4
2	2	2	5	1
3	7	1	4	2
4	8	5	3	3
5	6	5	2	5
6	3	6	1	8
7	9			

- Strategie 1 (Ship Whole):
 - Übertragung von R und S nach Knoten K
 - Join-Berechnung an Knoten K

- Strategie 2 (Ship Whole):
 - Übertragung von R nach Knoten K_S
 - Join-Berechnung an Knoten K_S

$R \bowtie S$

A	B	C	D
2	2	5	1
5	6	1	8

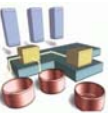
- Strategie 3 (Fetch as needed):
 - Join-Berechnung an Knoten K_S
 - pro S-Tupel sukzessive Anforderung von zugehörigen R-Tupeln



Semi-Join-Verfahren

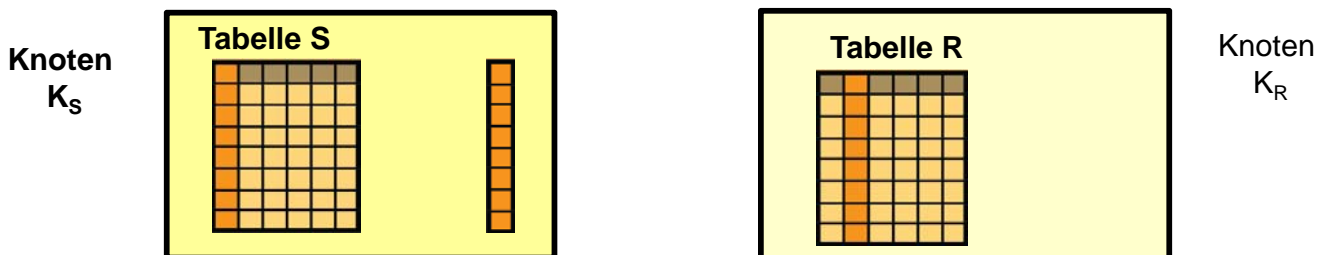
- Reduzierung des Kommunikationsaufwandes
 - alle Verbundpartner können auf einmal angefordert werden
- Entspricht Anwendung des Semi-Joins

$$\begin{aligned}
 R \bowtie S &= R \bowtie (S \bowtie R) = R \bowtie (S \bowtie \pi_V(R)) \quad (V = \text{Verbundattribut}) \\
 &= (R \bowtie S) \bowtie S = (R \bowtie \pi_V(S)) \bowtie S \\
 &= (R \bowtie S) \bowtie (S \bowtie R) = (R \bowtie \pi_V(S)) \bowtie (S \bowtie \pi_V(R))
 \end{aligned}$$

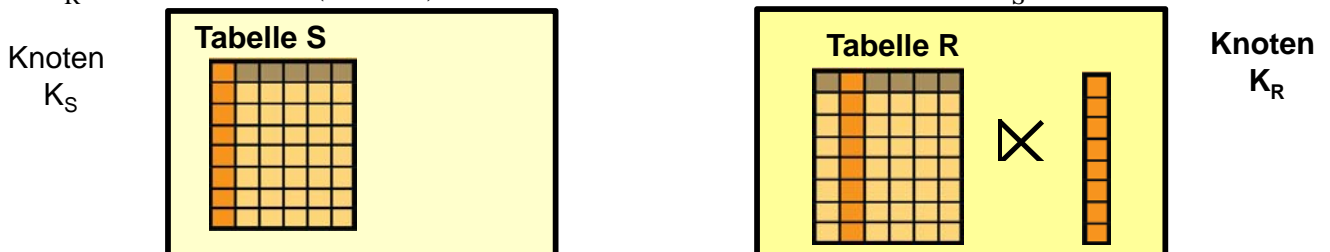


Semi-Join-Algorithmus

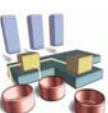
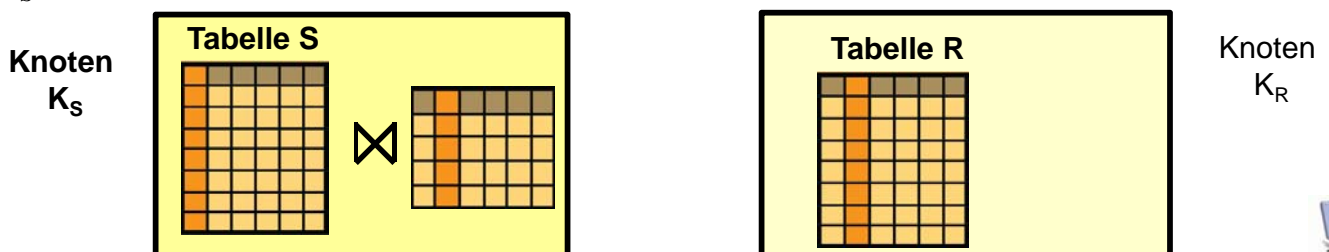
1. Bestimme $S' = \pi_V(S)$ in K_S und sende S' an Knoten K_R



2. In K_R bestimme $R' = (R \bowtie S') = R \bowtie S' = R \bowtie S$ und sende R' an K_S

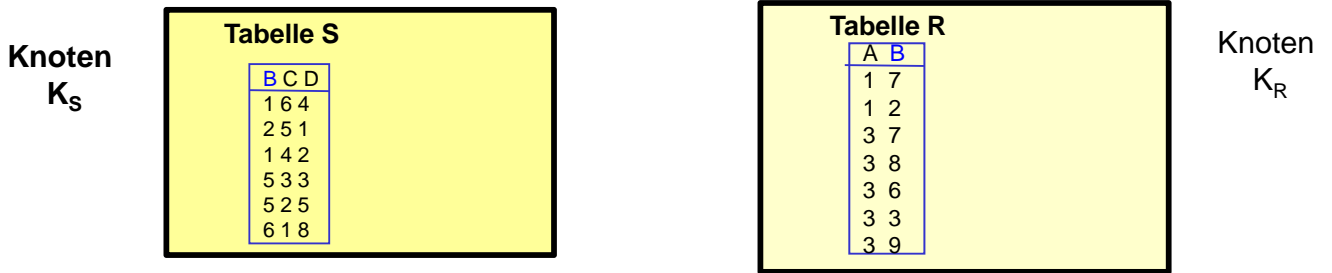


3. K_S berechnet den Join zwischen S und R' (entspricht $R \bowtie S$)

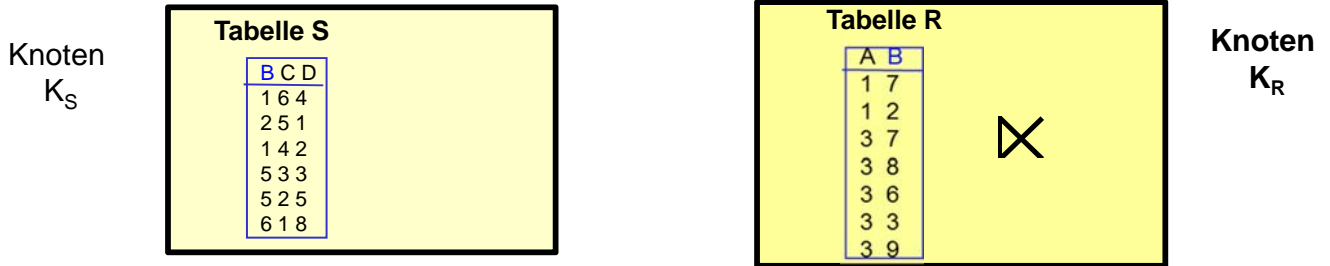


Semi-Join-Algorithmus: Beispiel

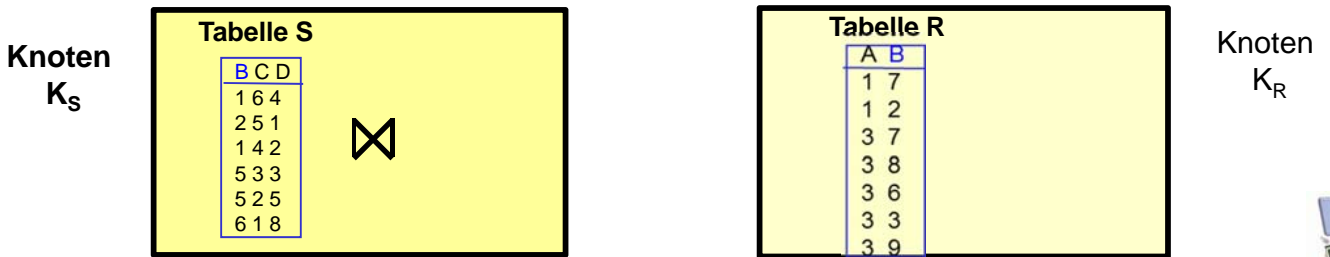
1. Bestimme $S' = \pi_B(S)$ in K_S und sende S' an Knoten K_R



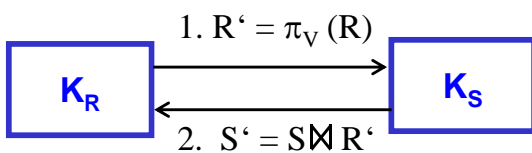
2. In K_R bestimme $R' = (R \bowtie S') = R \bowtie S$ und sende R' an K_S



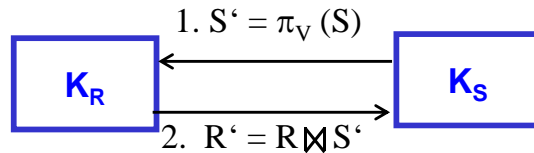
3. K_S berechnet den Join zwischen S und R' (entspricht $R \bowtie S$)



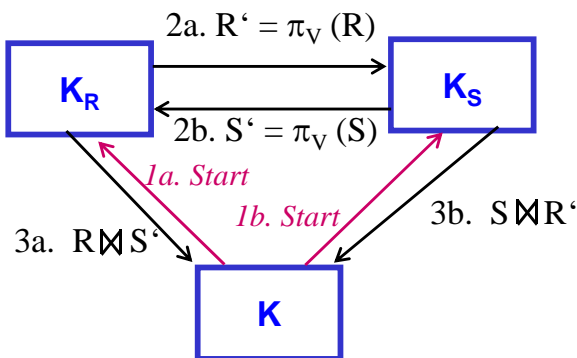
Semi-Join: Verfahrensvarianten



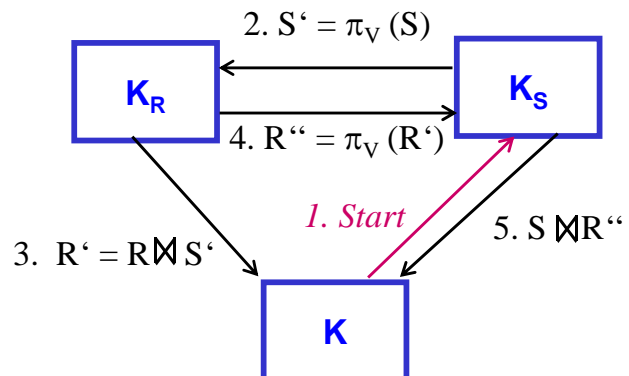
Join-Ausführung an Knoten K_R



Join-Ausführung an Knoten K_S



Join-Ausführung an Knoten K
(parallele Variante)



Join-Ausführung an Knoten K
(sequentielle Variante über K_S)

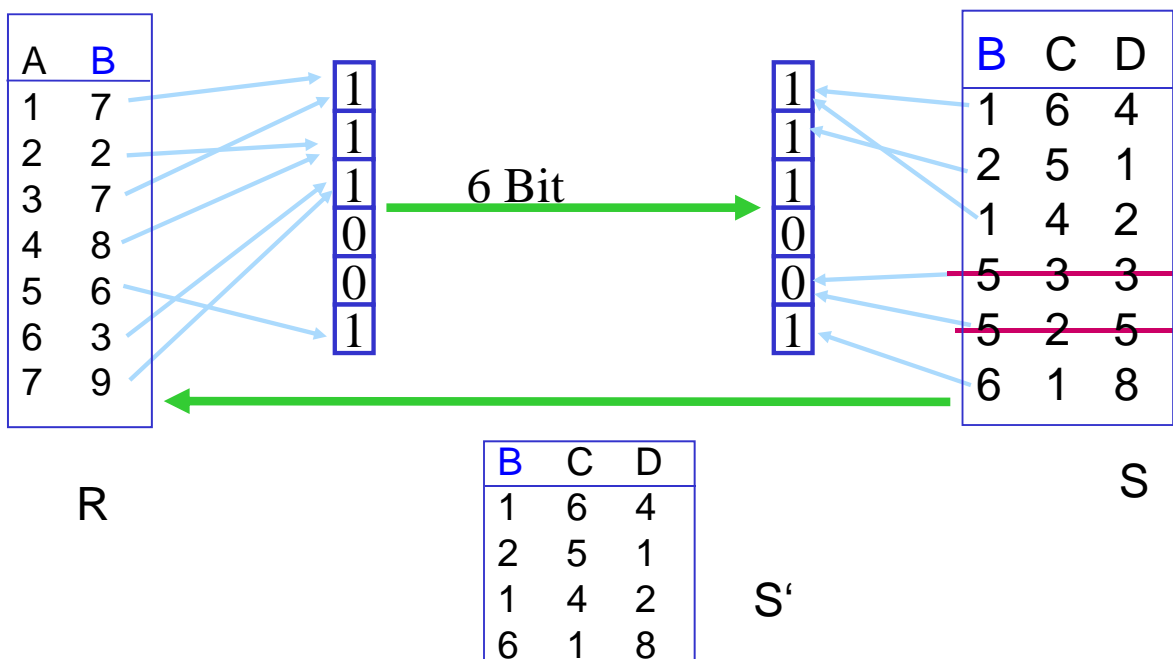


Bitvektor-Join (Hash-Filter-Join)

- Abbildung von Werten des Join-Attributes auf Bitvektor mittels Hash-Funktion
 - Übertragung des Bitvektors anstatt von Attributwerten wie bei Semi-Join
- Nutzung zur Join-Berechnung an Knoten K_R :
 1. In K_R setze für jeden Wert w in $\pi_v(R)$ zugehöriges Bit $h(w)$ im Bitvektor und sende diesen an Knoten K_S (Verbundattribut v)
 2. In K_S bestimme $S' = \{s \in S \mid \text{Bit an Position } h(s.v) \text{ im Bitvektor gesetzt}\}$ und sende S' an K_R
 3. K_R berechnet den Join zwischen R und S'
- Teilrelation S' in Schritt 2 i.a. größer als bei Semi-Join (aufgrund von False Drops), dafür Bit-Vektor kompakter als Menge der Attributwerte



Bitvektor-Join: Beispiel



4 Tupel inkl. 2 False Drops
(12 Attributwerte)



Parallele Join-Bearbeitung

■ Join zwischen R und S:

- $R = \cup (R_1, R_2, \dots, R_n)$
- $S = \cup (S_1, S_2, \dots, S_m)$
- S sei kleiner als R

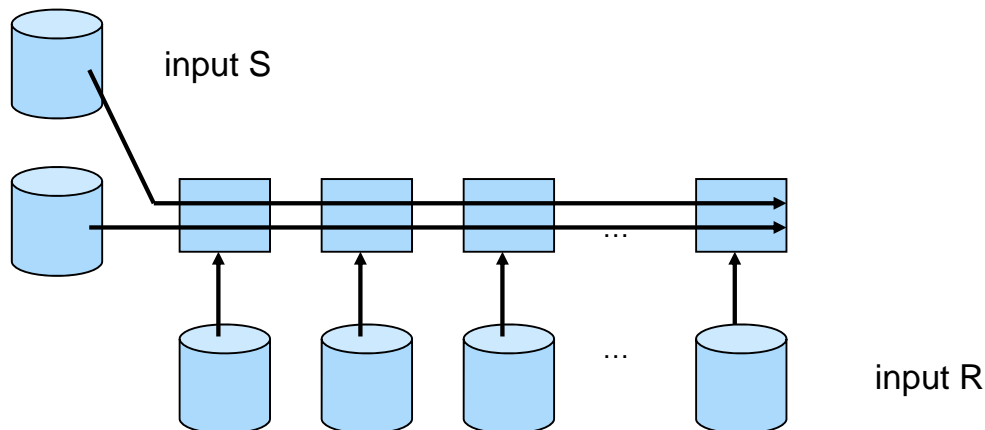
■ Allgemeine Alternativen (für beliebige lokale Join-Verfahren)

- **Dynamische Replikation (Fragment and Replicate)**
 - sende S an jeden R-Knoten
 - für alle Join-Arten nutzbar
- **Dynamische Re-Partitionierung**
 - Umverteilung der Eingabedaten durch Partitionierung auf Join-Attribut
 - Symmetrische vs. asymmetrische Variante
 - nur Gleichverbund
- **Statische Partitionierung auf Join-Attribut**
 - abhängige horizontale Fragmentierung auf Join-Attribut
 - optimaler Fall bezüglich Kommunikationsaufwand
 - nur Gleichverbund

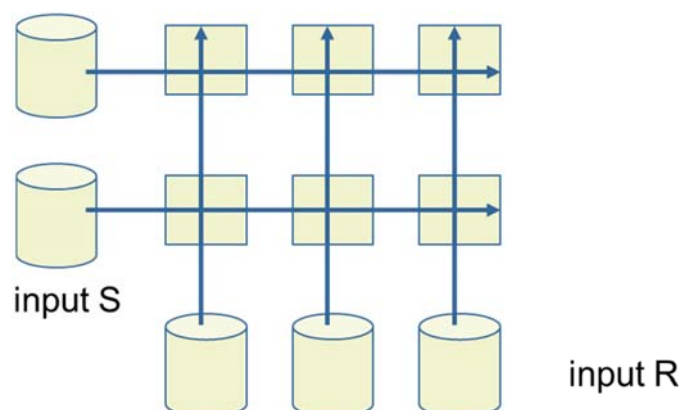
■ Parallele Hash-Joins



Fragment and Replicate



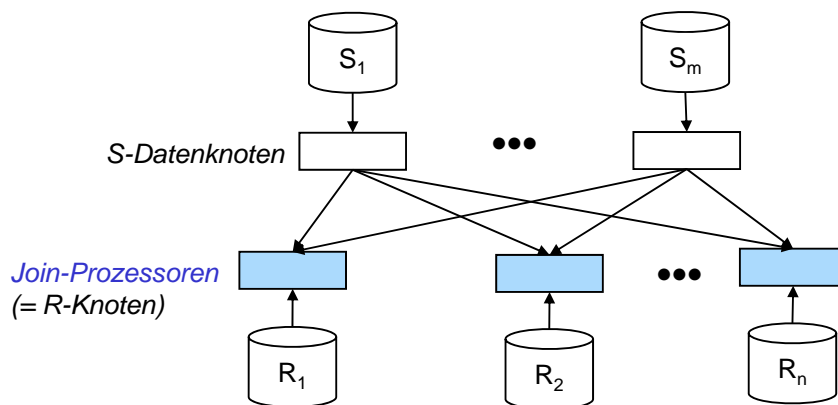
Verallgemeinertes Fragment and Replicate



Dynamische Replikation der kleineren Relation

■ Algorithmus

1. Koordinator K: initiere Join auf allen R_i ($i=1 \dots n$) und allen S_j ($j=1 \dots m$)
2. Scan-Phase: in jedem S-Knoten führe parallel durch:
lies lokale Partition S_j und sende sie an jeden Knoten R_i ($i=1 \dots n$)
3. Join-Phase: in jedem R-Knoten mit Partition R_i führe parallel durch:
 - $S := \cup S_j$ ($j=1 \dots m$)
 - berechne $T_i := R_i \bowtie S$ (impliziert Lesen von R_i)
 - schicke T_i an Koordinator
4. Koordinator: empfangen und mische alle T_i



■ Eigenschaften

- für alle Join-Prädikate einsetzbar
- lokale Join-Berechnung mit beliebigem Verfahren möglich



Dynamische Re-Partitionierung

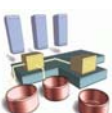
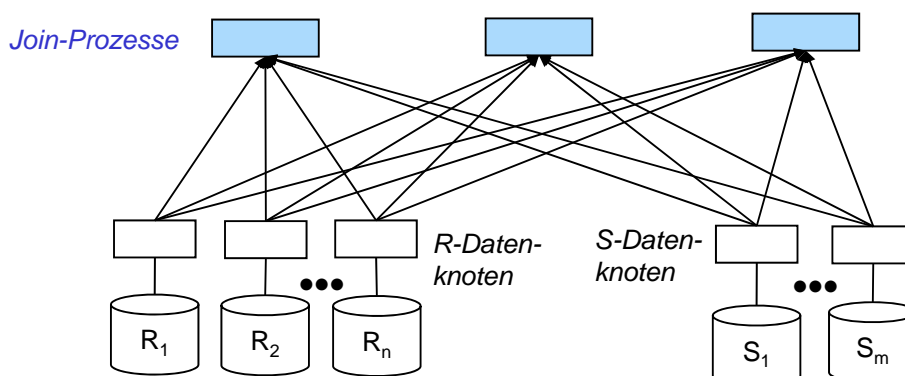
■ Voraussetzung: Gleichverbund

■ Allgemeiner Fall:

- **Symmetrische Umverteilung** beider Relationen unter p Join-Prozessoren
- Verteilungsfunktion (Hash- oder Bereichspartitionierung) auf dem Join-Attribut

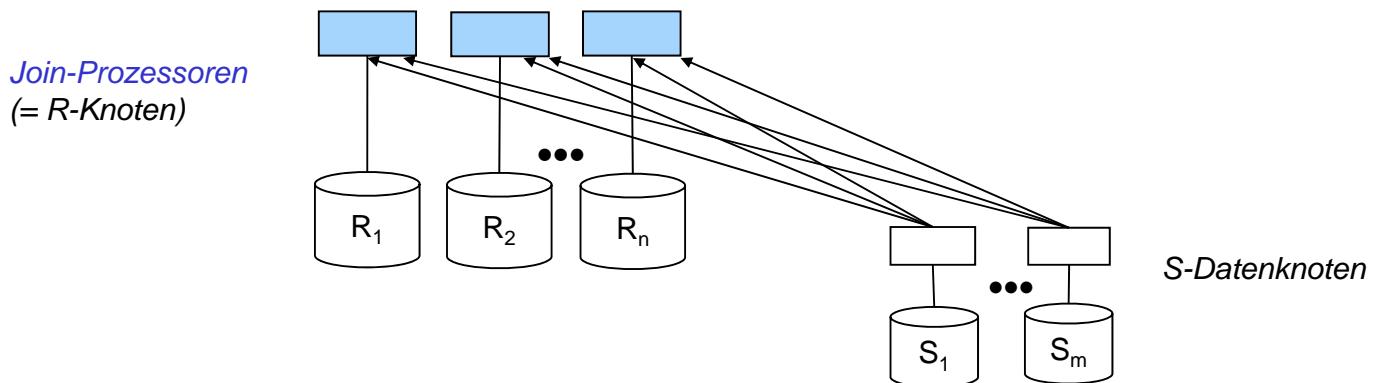
■ Bewertung:

- reduzierter Join-Aufwand gegenüber dynamischer Replikation
- hohe Flexibilität zur dynamischen Lastbalancierung (Wahl des Parallelitätsgrades p sowie der Join-Prozessoren)
- hoher Kommunikationsaufwand
- jeder lokale (Equi-) Join-Algorithmus anwendbar



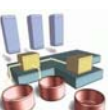
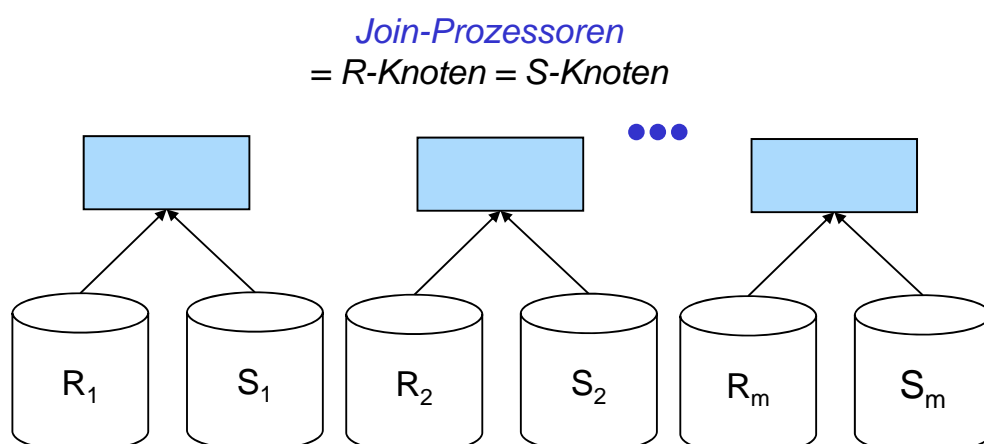
Dynamische Re-Partitionierung (2)

- Spezialfall: asymmetrische Re-Partitionierung
 - Verteilungsattribut = Join-Attribut für eine der beiden Relationen
- nur eine Relation braucht umverteilt zu werden
- Potential zur dynamischen Lastbalancierung entfällt



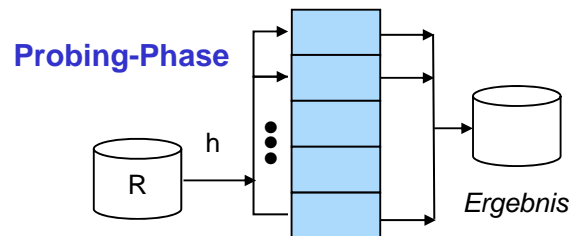
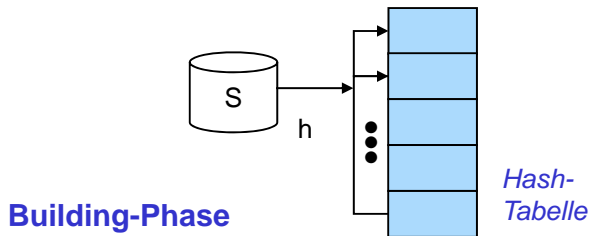
Statische Partitionierung

- beide Relationen besitzen Join-Attribut als Verteilattribut und identische Verteilfunktion ($m=n$, R_i und S_i an denselben Rechnern)
 - entspricht abhängiger horizontaler Fragmentierung
 - keinerlei Umverteilung erforderlich !
- minimaler Kommunikationsaufwand



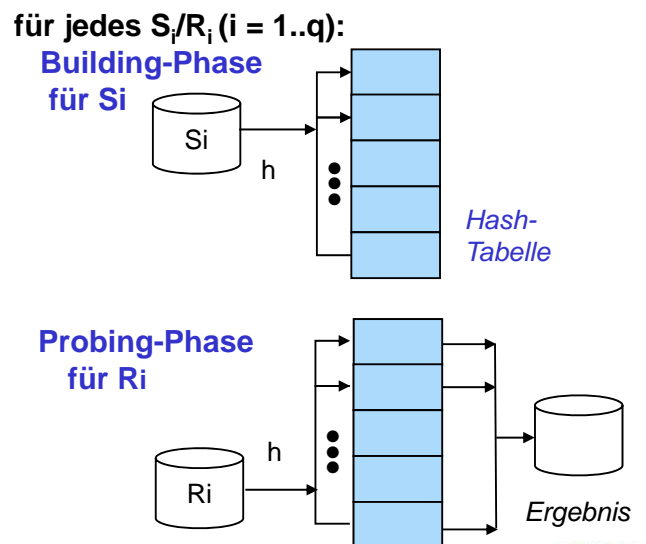
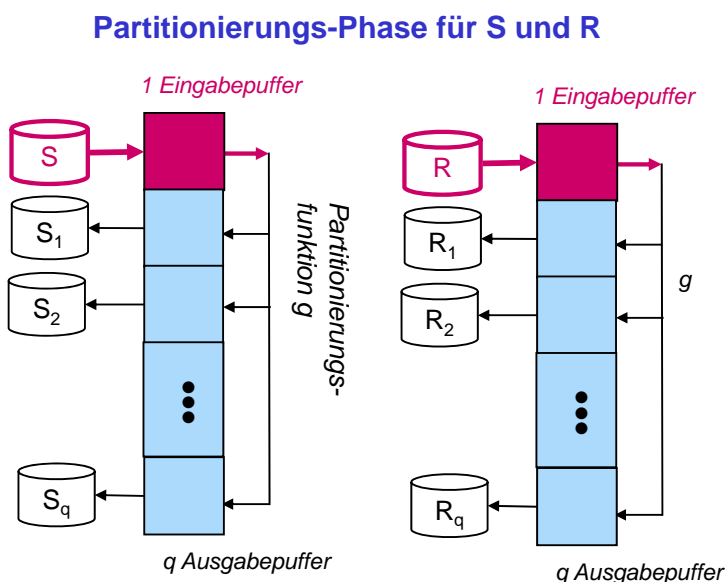
Hash-Join (zentraler Fall)

- nur für Gleichverbund
- Idealfall: kleinere (innere) Relation S passt vollständig in Hauptspeicher
 - **Building-Phase:** Einlesen von S und Speicherung in einer Hash-Tabelle unter Anwendung einer Hash-Funktion h auf dem Join-Attribut
 - **Probing-Phase:** Einlesen von R und Überprüfung für jeden Join-Attributwert, ob zugehörige S -Tupel vorliegen (wenn ja, erfolgt Übernahme ins Join-Ergebnis)
- Vorteile
 - lineare Kosten $O(N)$
 - Partitionierung des Suchraumes: Suche nach Verbundpartnern nur innerhalb 1 Hash-Klasse
 - Nutzung großer Hauptspeicher
 - auch für Joins auf Zwischenergebnissen gut nutzbar



Hash-Join (2)

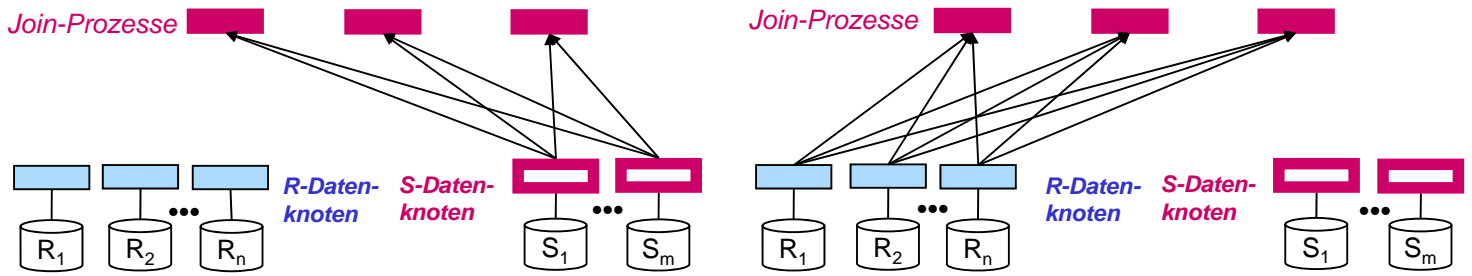
- falls kleinere Relation nicht vollständig in Hauptspeicher passt => **Überlaufbehandlung** durch Partitionierung der Eingaberelationen
 - Partitionierung von S und R in q Partitionen über (Hash-)Funktion g auf dem Join-Attribut, so dass jede S -Partition in den Hauptspeicher passt
 - q -fache Anwendung des Basisalgorithmus' auf je zwei zusammengehörigen Partitionen
 - rund 3-facher E/A-Aufwand gegenüber Basisverfahren ohne Überlauf



Paralleler Hash-Join

Building-Phase:

Probing-Phase:



■ Dynamische Partitionierung über Hash-Funktion h_1 auf Join-Attribut

- zunächst Umverteilung der kleineren Relation S unter Join-Prozessoren
- Building: in Join-Prozessoren kommen eingehende Tupel in Hauptspeicher-Hash-Tabelle (Hash-Funktion h_2)
- Umverteilung der zweiten Relation R auf die Join-Prozessoren unter Anwendung von h_1
- Probing: für eingehende Tupel werden Verbundpartner in der Hash-Tabelle ermittelt



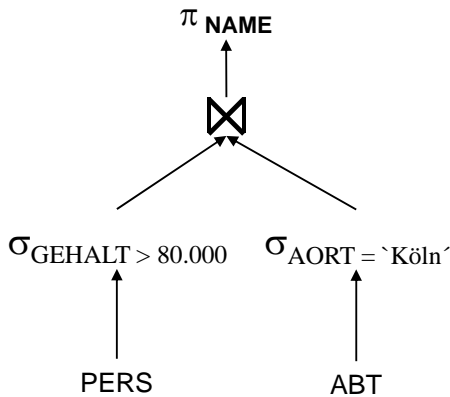
Paralleler Hash-Join (2)

- Sequentialisierung der Scan-Phasen ermöglicht Pipeline-Parallelität in Building- und Probing-Phase
- Reduzierung des Umverteilungsaufwandes für R durch Anwendung von **Bitvektor-Filterung**
 1. Erstellung von Bitvektoren an S -Knoten für vorkommende Verbundattributwerte und Übermittlung an R -Knoten
 2. OR-Verknüpfung der Bitvektoren an R -Knoten
 3. Umverteilung nur von R -Sätzen, für deren Verbundattributwert Bitvektoreintrag gesetzt ist

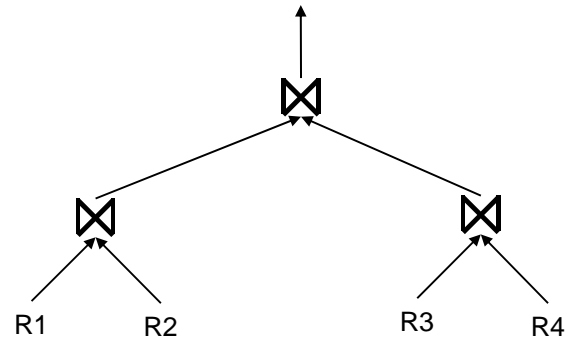


Inter-Operator-Parallelität

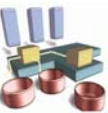
- Analyse des Operatorbaumes zur parallelen Berechnung unabhängiger Knoten (Operatoren)
- Beispiele:



Parallele Berechnung verschiedener Selektionen



Mehr-Wege-Join
(R1 ⋈ R2 ⋈ R3 ⋈ R4)



Mehr-Wege-Joins: Nutzung von Pipeline-Parallelität

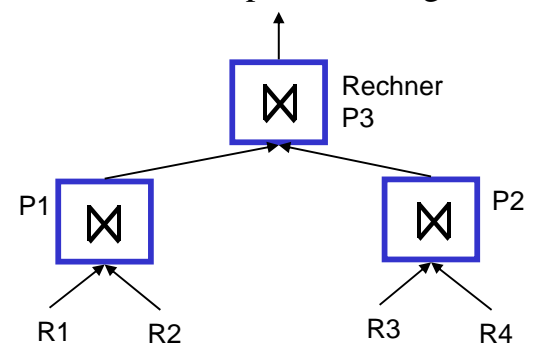
■ Beispiel: Pipeline-Join in Rechner P3

- P3 habe Eingangswarteschlange Q für Tupel aus P1 und P2
- spezielle Nachrichten ENDP1, ENDP2 zeigen an, daß keine weiteren Tupel mehr folgen

■ Algorithmus:

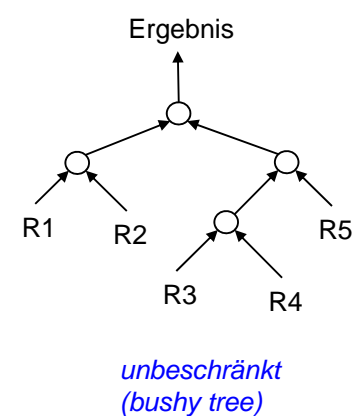
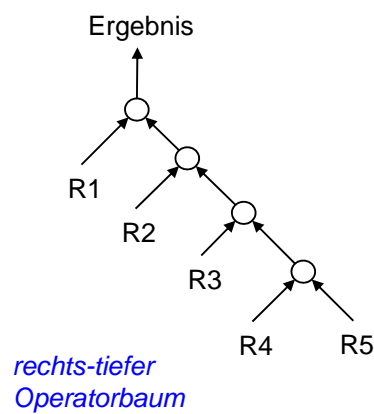
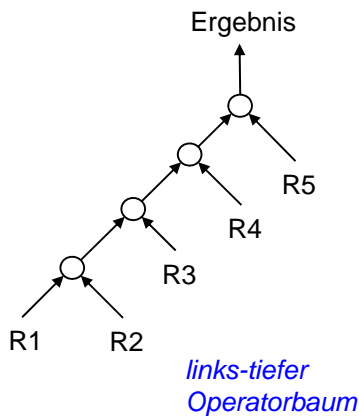
```

Fertig1, Fertig2 := FALSE;
Von1, Von2, Ergebnis := { }
WHILE NOT (Fertig1 AND Fertig2) DO BEGIN
  IF Q leer THEN warte bis neue Tupel eintreffen;
  t := erstes Tupel in Q;
  IF t = ENDP1 THEN Fertig1 := TRUE
  ELSE IF t=ENDP2 THEN Fertig2 := TRUE
  ELSE IF t von P1 THEN BEGIN
    Von1 := Von1 ∪ {t};
    Ergebnis := Ergebnis ∪ ({t} ⋈ Von2 ) END
  ELSE BEGIN (* t von P2 *)
    Von2 := Von2 ∪ {t};
    Ergebnis := Ergebnis ∪ ( {t} ⋈ Von1 ) END
END; (* WHILE *)
    
```

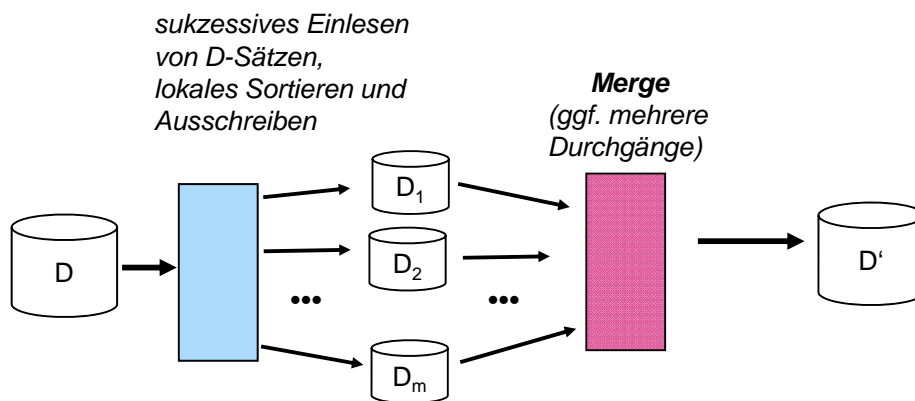


Mehr-Wege-Joins (2)

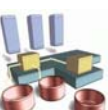
- Beschränkte Berechnungsreihenfolgen für Mehrwege-Joins erleichtern Optimierungsproblem
- Links-tiefe Bäume
 - Join-Berechnung in N Schritten
 - pro Schritt werden nur zwei Relationen bearbeitet
- Rechts-tiefe Bäume
 - hoher Grad an Parallelität bei Verwendung von Hash-Joins jedoch hoher Ressourcenbedarf



Parallele Sortierung

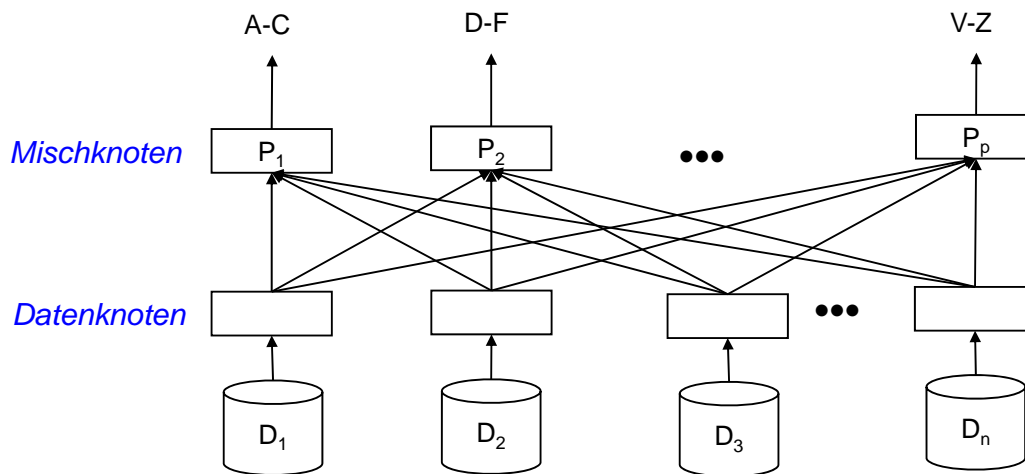


- DBS: Externes Sortieren (Merge-Sort)
 - Zerlegung der Eingabe in mehrere Läufe (runs)
 - Sortieren und Zwischenspeichern der sortierten Läufe
 - Sukzessives Mischen bis 1 sortierter Lauf entsteht
- Anforderungen an parallele Sortierung
 - parallele Eingabe (multiple input)
 - parallele Sortierphasen
 - paralleles Mischen
 - Partitionierung der sortierten Ausgabe (multiple output)



Parallele Sortierung (2)

- lokale Sortierung der Partitionen an den Datenknoten
- dynamische Umverteilung (Partitionierung) der sortierten Läufe unter p Mischknoten
 - Umverteilung wird über dynamische **Bereichsfragmentierung** auf dem Sortierattribut
- paralleles Mischen in den p Mischknoten
- partitionierte Ausgabe



Zusammenfassung

- Verteilte und parallele Anfragebearbeitung
 - Anfragetransformation, algebraische Optimierung
 - Daten-Lokalisierung: Abbildung von Operatoren auf Fragmente
 - Globale Optimierung: Kostenbewertung unter Berücksichtigung von Kommunikationsaufwand und Parallelisierungsalternativen
- Verteilte Join-Verarbeitung
 - Alternativen bezüglich Wahl des Join-Knotens und Übertragung der Daten
 - Semi-Join und Bitvektor-Join effektiv nutzbar
- Selektion, Projektion, Aggregationen
 - Parallelisierbarkeit durch horizontale Fragmentierung
 - Datenallokation bestimmt Ausführungsort (Shared Nothing)
- Parallele Join-Verarbeitung, Sortierung
 - hohes Lastbalancierungsaufwand bei dynamischer Umverteilung der Relationen
 - Kommunikationseinsparungen für Join falls Join-Attribut = Verteilattribut (insbesondere bei abhängiger horizontaler Fragmentierung)
- Nutzung von Pipeline-Parallelität für Hash-Join und Mehr-Wege-Joins

