5. Verteilte und parallele Query-Bearbeitung

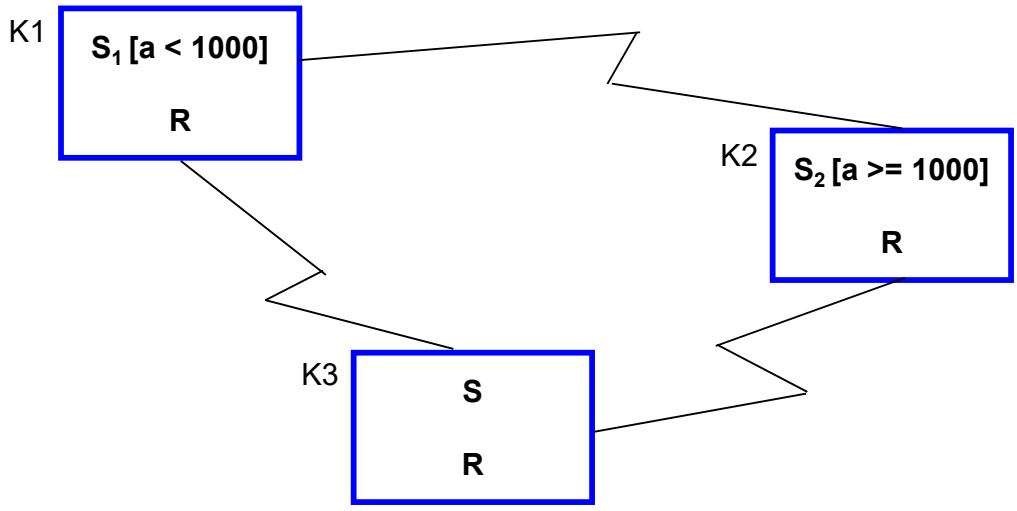
- Einführung
- verteilte Anfragebearbeitung: Teilschritte
  - Anfragetransformation
  - Daten-Lokalisierung
  - globale Optimierung
- verteilte / parallele Selektion, Projektion, Aggregationen
- verteilte Join-Verarbeitung
  - einfache Strategien: Ship Whole, Fetch as Needed
  - Semi-Join
  - Bitvektor-Join
- 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)

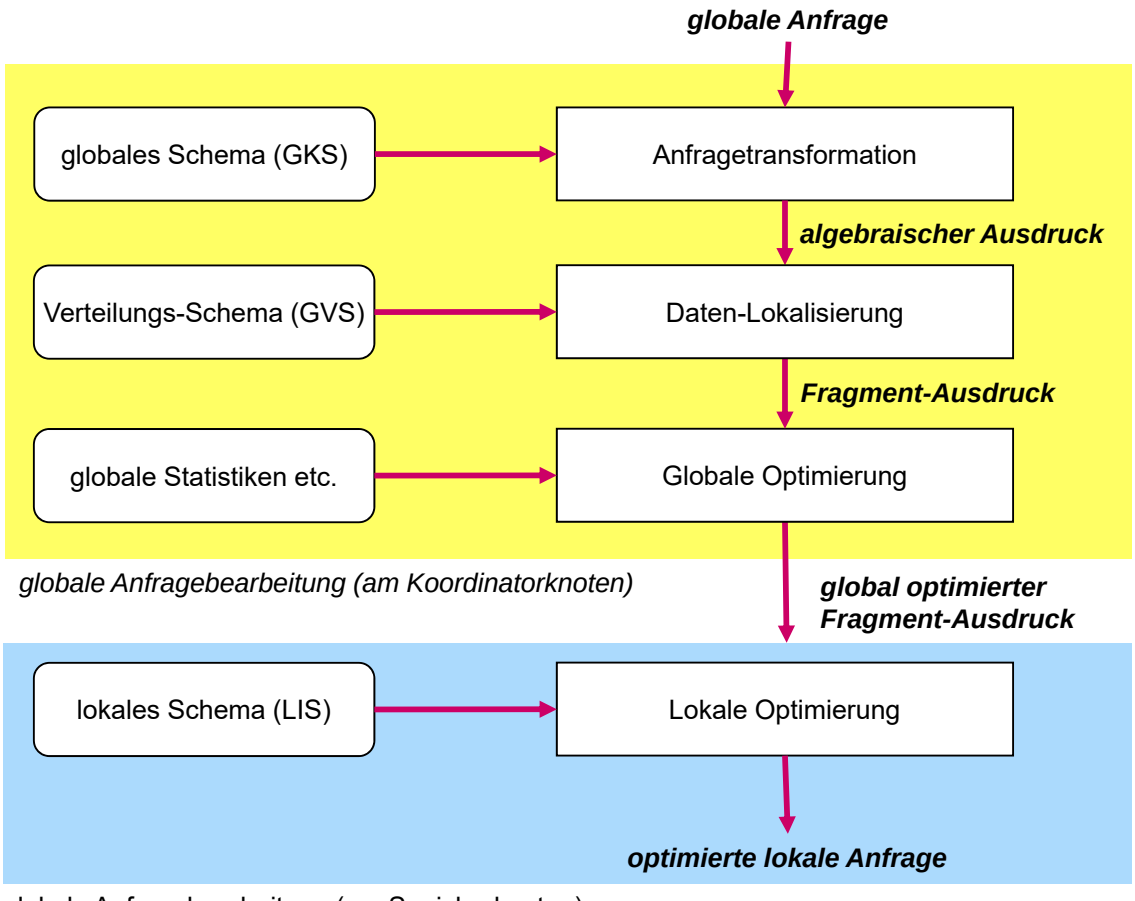
- Kostenfaktoren:
  - Nachrichtenanzahl, Nachrichtengröße
  - E/A, CPU-Bedarf, Hauptspeicherbedarf
- Optimierungsentscheidungen:
  - Query-Zerlegung in lokal ausführbare Teilanfragen
  - Ausführungsreihenfolge für Restriktion, Projektion und Join
  - Parallelisierung von Teilanfragen
  - Auswahl der 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**
    - Blätter: Tabellen
    - innere Knoten: Operatoren der Relationenalgebra
    - Wurzel liefert Anfrageergebnis

Anfragetransformation (2)

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

$\sigma_{P1}(\sigma_{P2}(R)) \quad \Leftrightarrow \quad \sigma_{P1 \wedge P2}(R)$

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

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

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

$\sigma_{P(R1)}(R1 \bowtie R2) \quad \Leftrightarrow \quad \sigma_{P(R1)}(R1) \bowtie R2$ *(P(R1) sei Prädikat auf R1)*

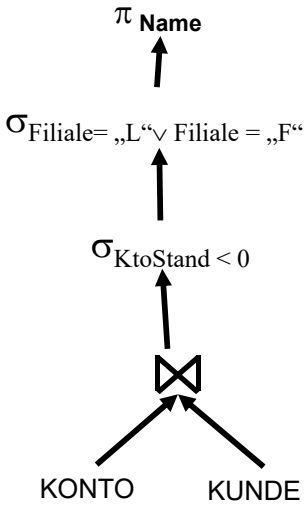
$\pi_{A,B}(R1 \bowtie R2) \quad \Leftrightarrow \quad \pi_A(R1) \bowtie \pi_B(R2)$
(A /B seien Attributmengen aus R1/R2 inklusive Join-Attribut)

$\sigma_P(R1 \cup R2) \quad \Leftrightarrow \sigma_P(R1) \cup \sigma_P(R2)$

$\pi_A(R1 \cup R2) \quad \Leftrightarrow \quad \pi_A(R1) \cup \pi_A(R2)$

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)

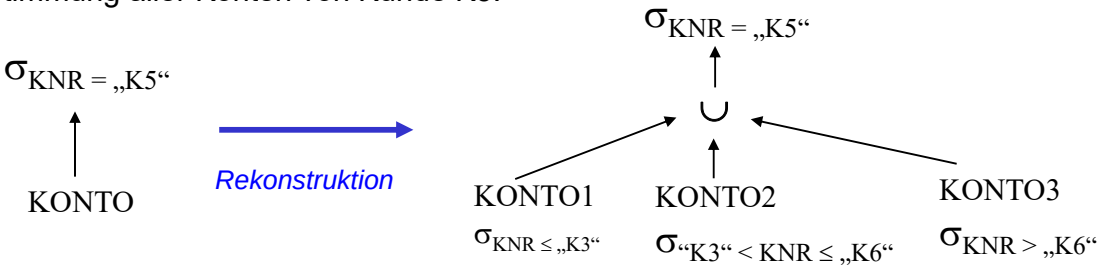


Erzeugung von Fragment-Queries (Daten-Lokalisierung)

- 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:



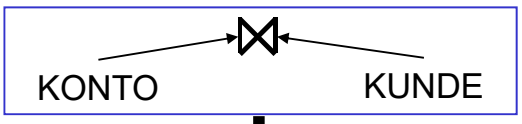
algebraische Optimierung:

reduzierter Fragment-Ausdruck

Erzeugung von Fragment-Queries (2)

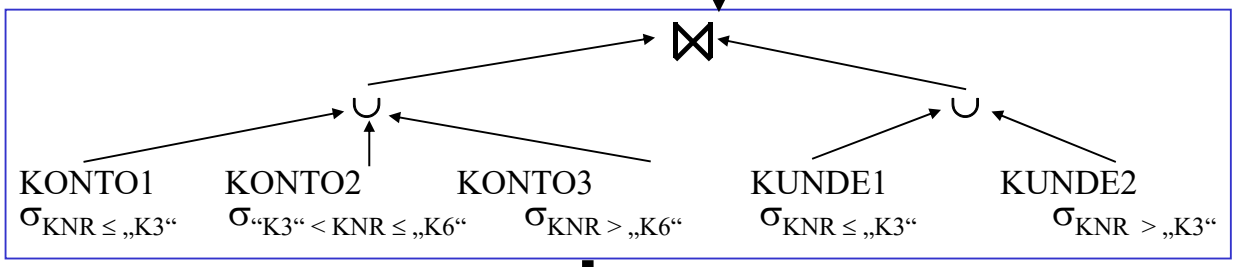
- Join-Berechnung bei horizontaler Fragmentierung
  - reduzierter Kommunikations- und Verarbeitungsumfang für Joins auf Fragmentierungsattribut
  - Unterstützung paralleler Join-Berechnung

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



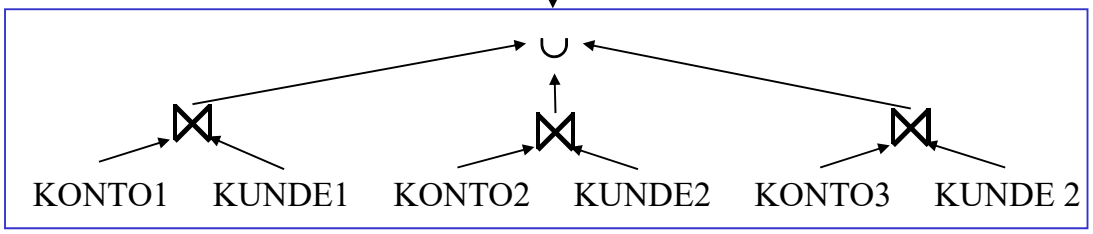
Rekonstruktion

initialer Fragment-Ausdruck



algebraische Optimierung

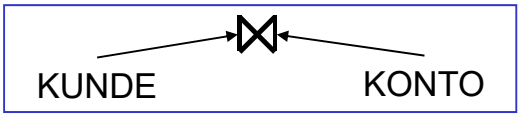
reduzierter Fragment-Ausdruck



Erzeugung von Fragment-Queries (3)

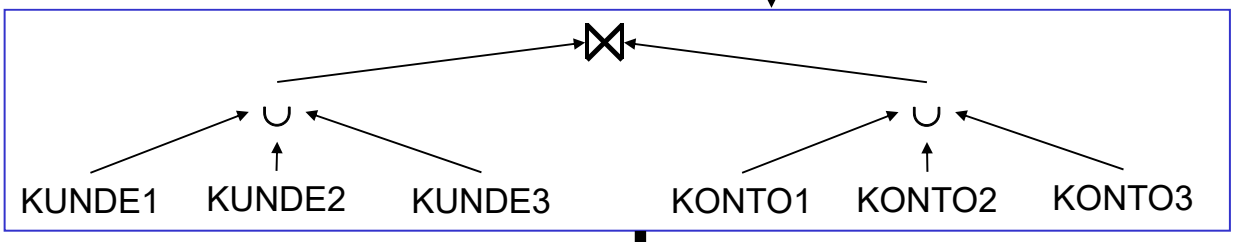
- **Fall 2: Abhängige horizontale Fragmentierung**

- *horizontale Fragmentierung von KUNDE über Filiale,*
- *abhängige Fragmentierung von KONTO*



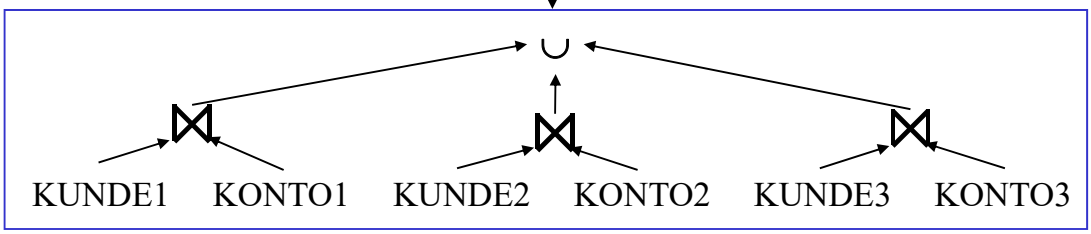
Rekonstruktion

initialer Fragment-Ausdruck



algebraische Optimierung

reduzierter Fragment-Ausdruck



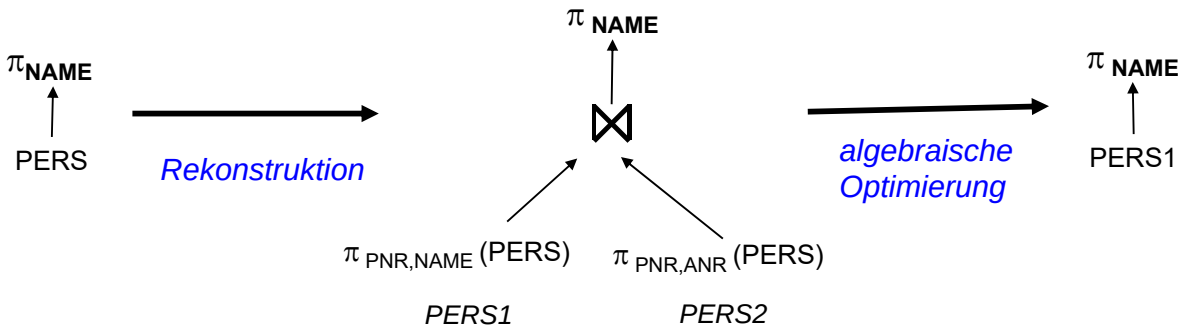
- vollkommen lokale und parallele Join-Berechnung möglich

Erzeugung von Fragment-Queries (4)

- **Fall 3: vertikale Fragmentierung**

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

Bestimme alle Angestelltennamen



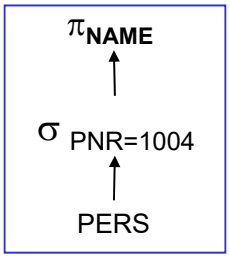
Erzeugung von Fragment-Queries (5)

- **Fall 4: hybride Fragmentierung**

PERS1 = $\sigma_{PNR<1003}$ ($\pi_{PNR, NAME}$ (PERS))
PERS2 = $\sigma_{PNR>=1003}$ ($\pi_{PNR, NAME}$ (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

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

Parallele Berechnung von Selektion und Projektion

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

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

Selektion: $\sigma\ (R) => \cup\ (\sigma\ (R_1), \sigma\ (R_2), \ldots, \sigma\ (R_n))$

Projektion: $\pi\ (R) => \cup\ (\pi\ (R_1), \pi\ (R_2), \ldots, \pi\ (R_n))$

  - 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:

  $MIN\ (Q(R)) \Rightarrow MIN\ (MIN\ (Q(R_1)),\ \ldots,\ MIN\ (Q(R_n))$

  $MAX\ (Q(R)) \Rightarrow MAX\ (MAX\ (Q(R_1)),\ \ldots,\ MAX\ (Q(R_n))$

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

- für SUM, COUNT, AVG parallele Berechnung nur anwendbar, falls keine Duplikateliminierung erforderlich ist

  $SUM\ (Q(R)) \Rightarrow \Sigma\ SUM\ (Q(R_i))$

  $COUNT\ (Q(R)) \Rightarrow \Sigma\ COUNT\ (Q(R_i))$

  $AVG\ (Q(R)) \Rightarrow SUM\ (Q(R))\ /\ COUNT\ (Q(R))$

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

A	B
1	7
2	2
3	7
4	8
5	6
6	3
7	9

S

B	C	D
1	6	4
2	5	1
1	4	2
5	3	3
5	2	5
6	1	8

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

$R \bowtie S$

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

- Strategie 2 (Ship Whole):
  - Übertragung von R nach Knoten K_S
  - Join-Berechnung an Knoten K_S
- Strategie 3 (Fetch as needed):
  - Join-Berechnung an Knoten K_S
  - pro S-Tupel sukzessive Anforderung von zugehörigen R-Tupeln

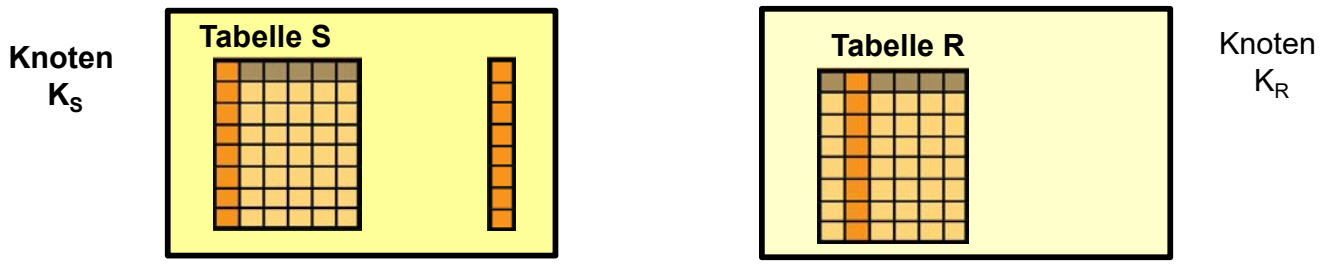
Semi-Join-Verfahren

- Reduzierung des Kommunikationsaufwandes
  - alle Verbundpartner können auf einmal angefordert werden
- entspricht Anwendung des Semi-Joins als „Reducer“ (Filter)

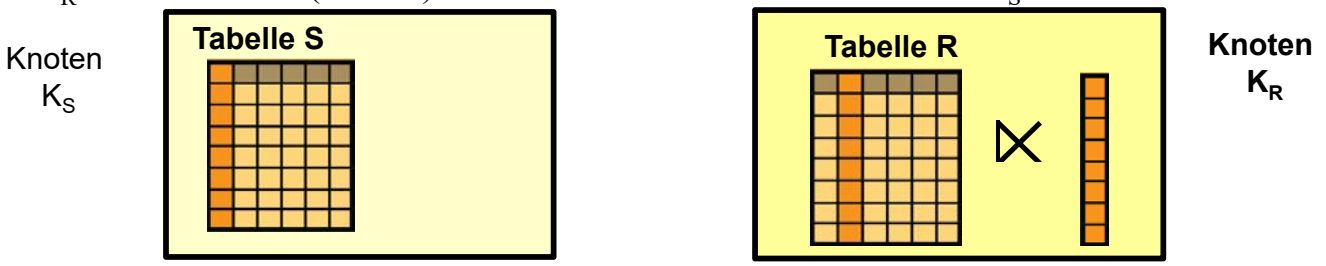
$$R \bowtie S = R \bowtie (S \ltimes R) = R \bowtie (S \bowtie \pi_V(R)) \text{ (Verbundattribut } V\text{)}$$
$$= (R \ltimes S) \bowtie S = (R \bowtie \pi_V(S)) \bowtie S$$
$$= (R \ltimes S) \bowtie (S \ltimes R) = (R \bowtie \pi_V(S)) \bowtie (S \bowtie \pi_V(R))$$

Semi-Join-Algorithmus

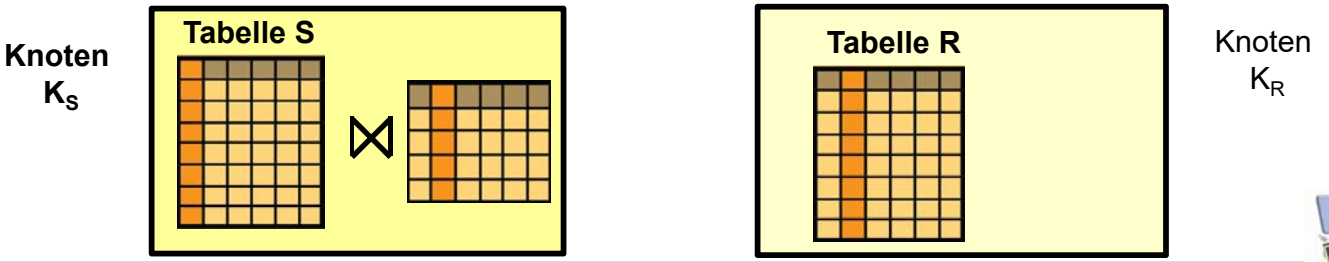
1. Bestimme $S' = \pi_v(S)$ in K_S und sende S’ an Knoten K_R



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

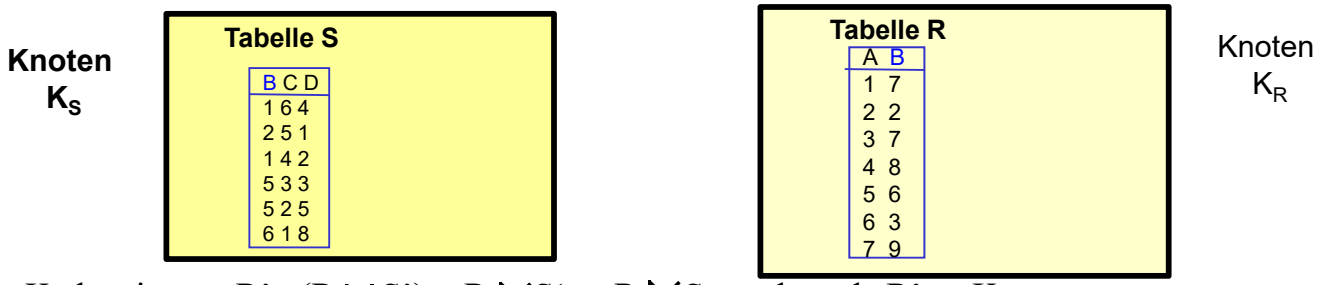


3. K_S berechnet den Join zwischen S und R’ (entspricht $R \bowtie S$)

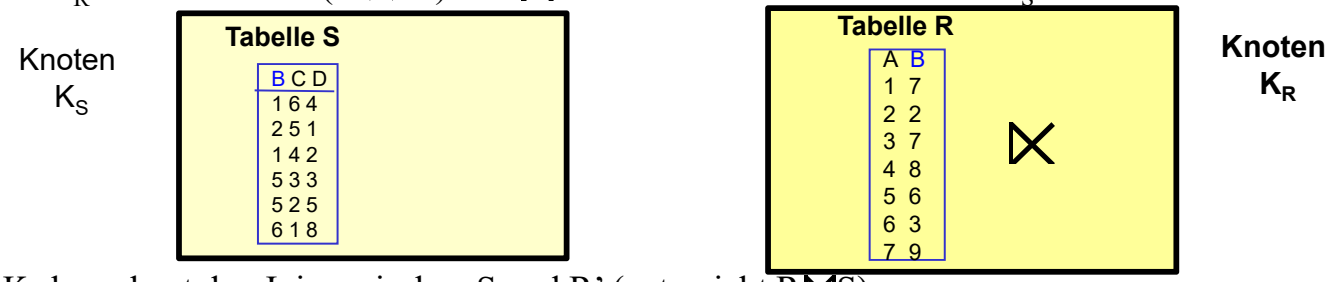


Semi-Join-Algorithmus: Beispiel

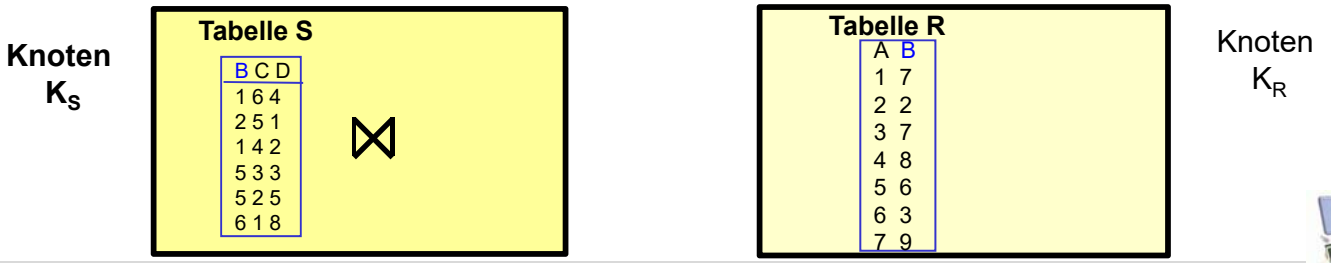
1. Bestimme $S' = \pi_B (S)$ in K_S und sende S' an Knoten K_R



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

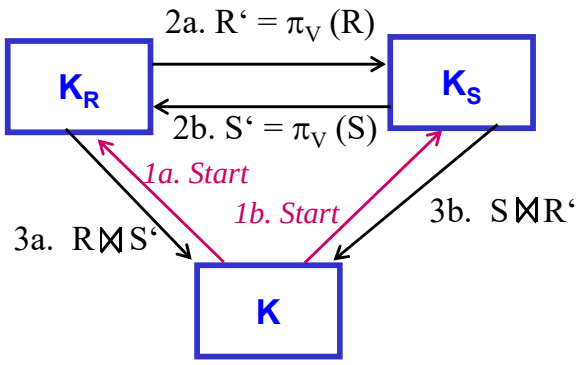


3. K_S berechnet den Join zwischen S und R' (entspricht $R \ltimes S$)

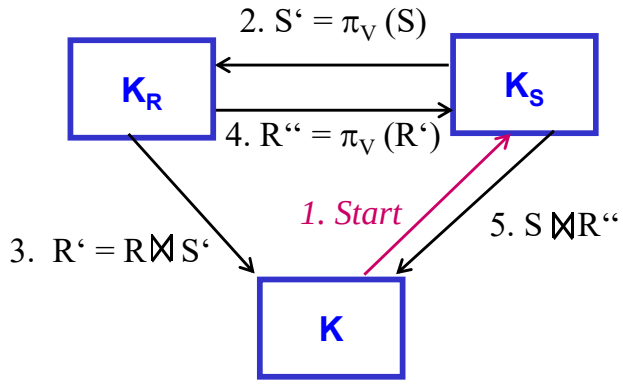


Semi-Join: Join an drittem Knoten K

parallele Variante



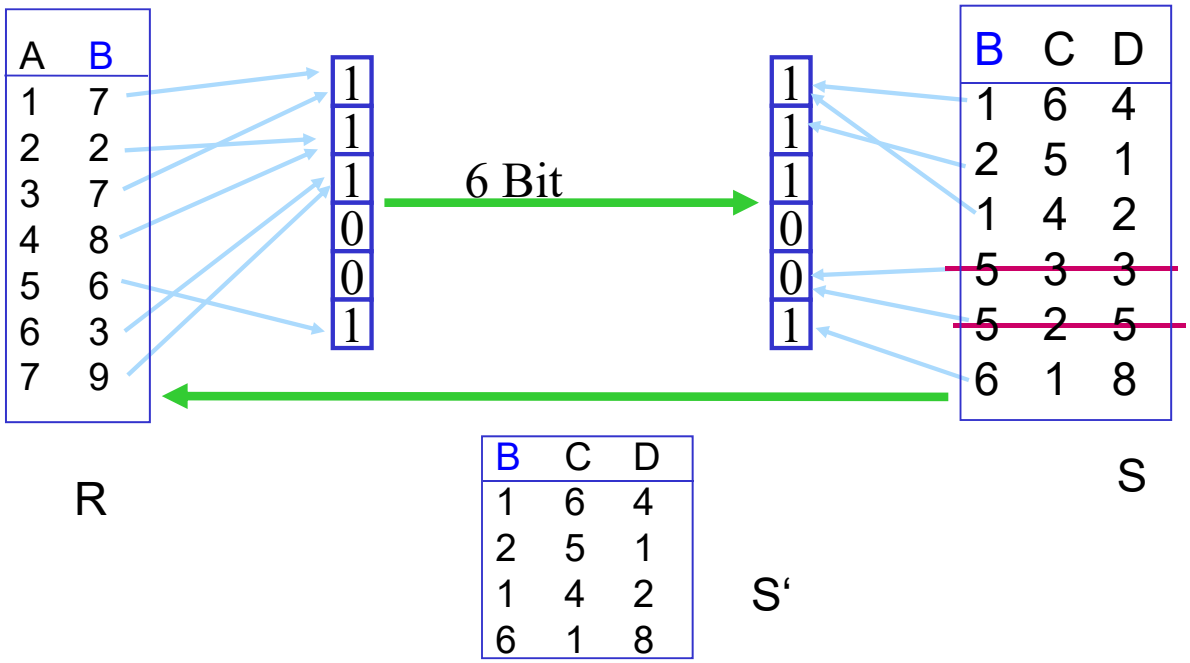
sequenzielle Variante (über K_S)



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 π_v (R) zugehöriges Bit h(w) im Bitvektor und sende diesen an Knoten K_S (Verbundattribut v)
  2. in K_S bestimme S' = {s ∈ S | Bit an Position h(s.v) 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

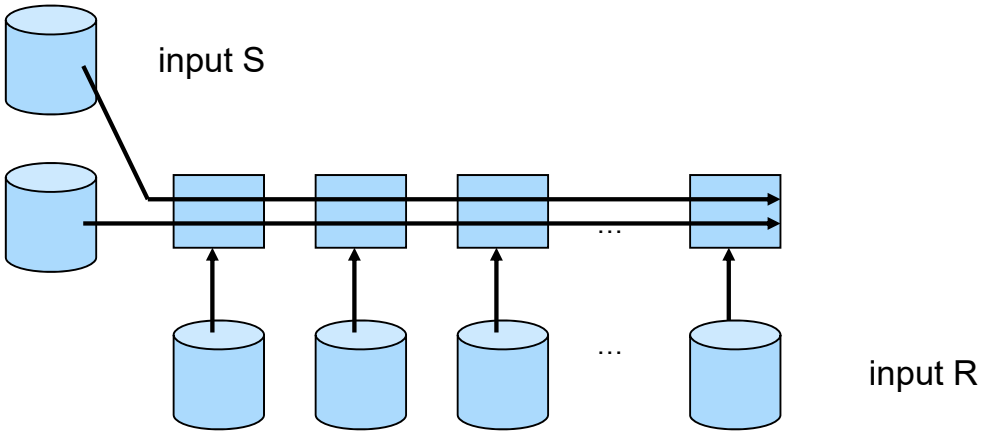


4 Tupel inkl. 2 False Drops
(12 Attributwerte)

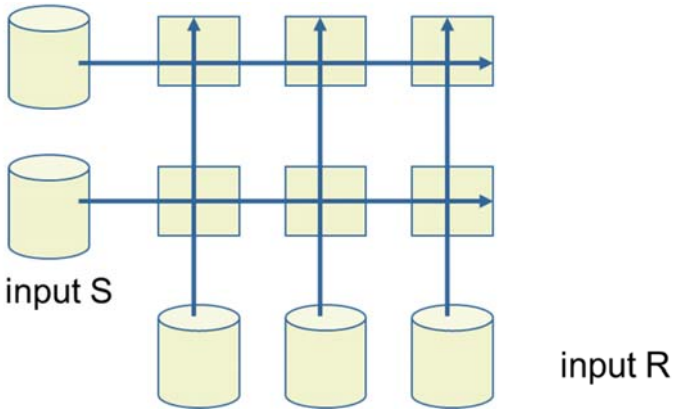
Parallele Join-Bearbeitung

- Join zwischen R und S:
  - R $= \cup (R_1, R_2, \ldots, R_n)$
  - S $= \cup (S_1, S_2, \ldots, S_m)$
  - 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



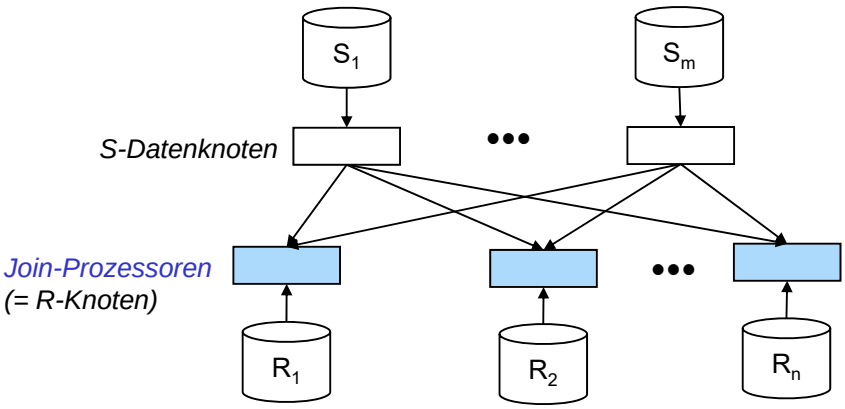
verallgemeinertes Fragment and Replicate



Dynamische Replikation der kleineren Relation

- Algorithmus

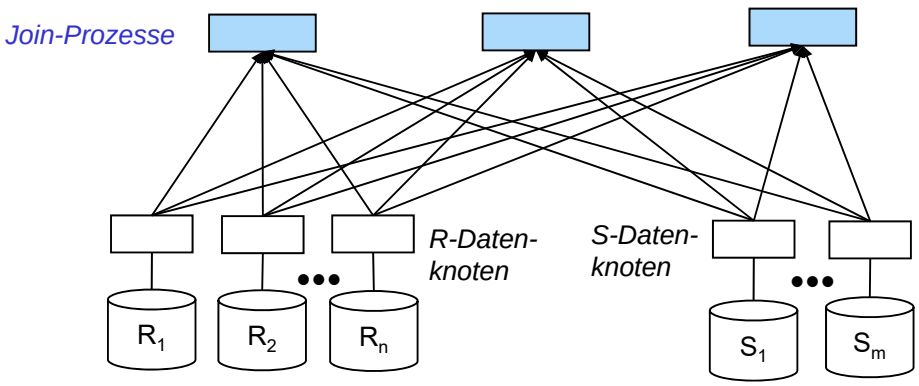
1. *Koordinator K: initiiere Join auf allen R_i (i=1 ... n) und allen S_j (j =1 .. m)*
2. Scan-Phase: *in jedem S-Knoten führe parallel durch:*
   lies lokale Partition S_j und sende sie an jeden Knoten R_i (i= 1...n)
3. Join-Phase*: in jedem R-Knoten mit Partition R_i führe parallel durch:*
   - *$S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



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

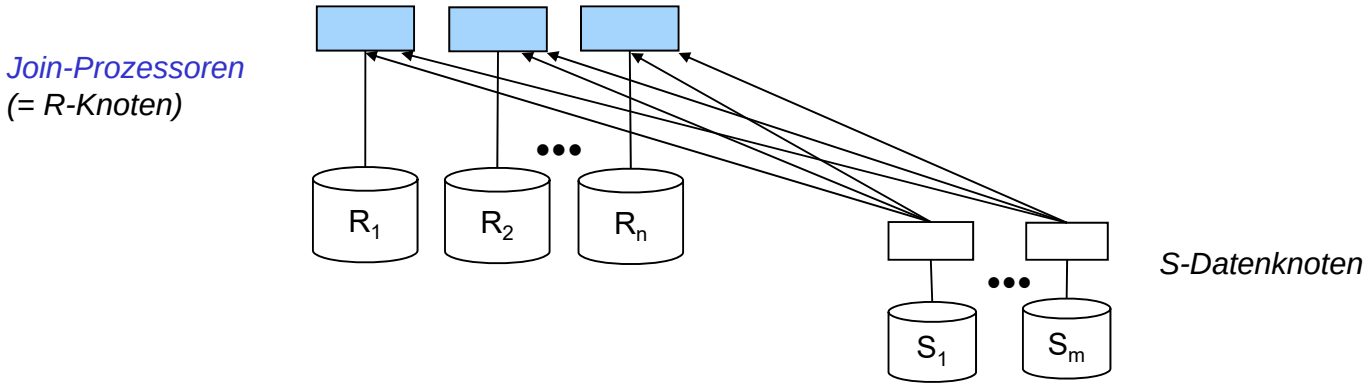
Dynamische (Re-) Partitionierung

- 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



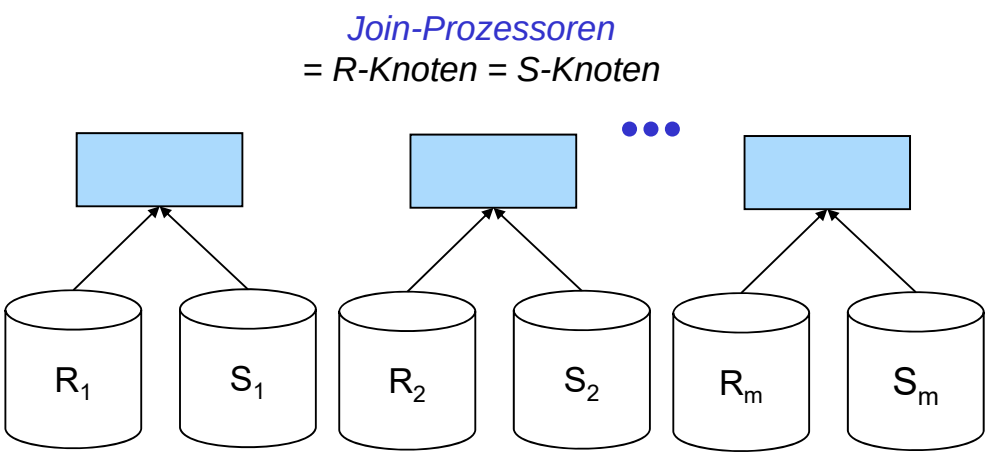
Dynamische Re-Partitionierung (2)

- Spezialfall: asymmetrische Re-Partitionierung
  - Verteilungsattribut = Join-Attribut für eine der beiden Relationen
- nur eine Relation braucht umverteilt zu werden
- Potenzial 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

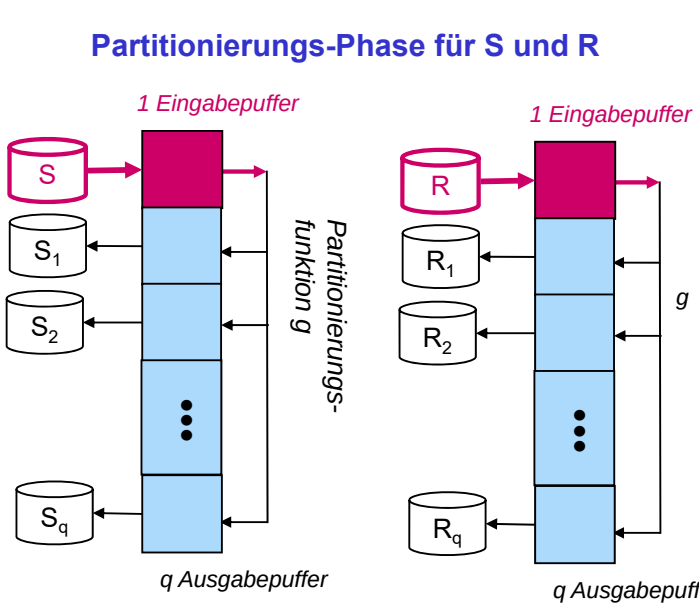


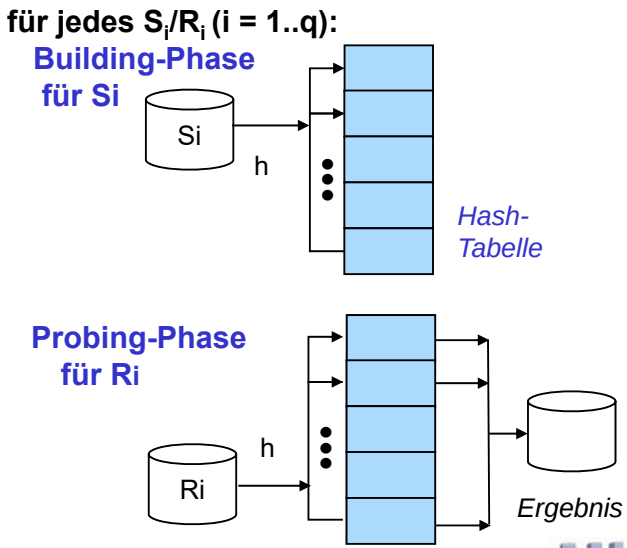
Hash-Join (zentraler Fall)

- 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)

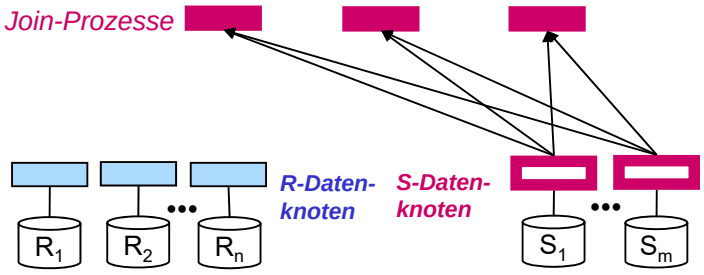
- falls kleinere Relation nicht vollständig in Hauptspeicher passt => Überlaufbehandlung durch Partitionierung der Eingaberelationen
  - Partitionierung von S und R in q Partitionen über (Hash-)Funktion *g* auf dem Join-Attribut, so dass jede S-Partition in den Hauptspeicher passt
  - q-fache Anwendung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



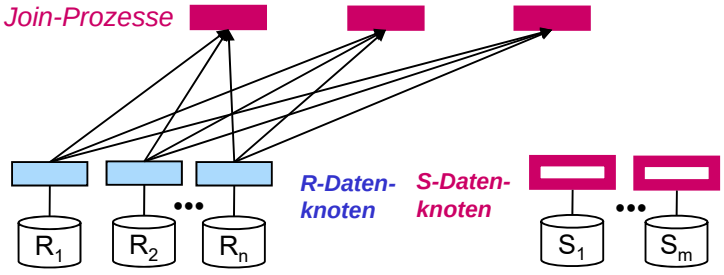


Paralleler Hash-Join

Building-Phase:



Probing-Phase:



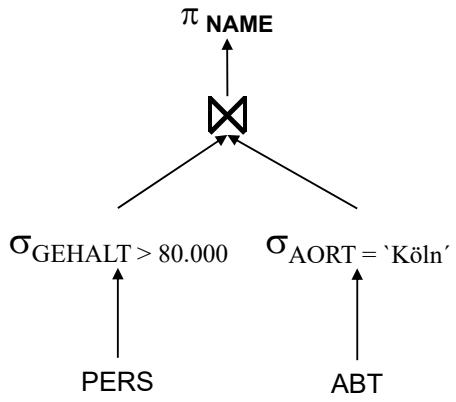
- dynamische Partitionierung über Hash-Funktion *h1* auf Join-Attribut
  - zunächst Umverteilung der kleineren Relation S unter Join-Prozessoren
  - Building: in Join-Prozessoren kommen eingehende Tupel in Hauptspeicher-Hash-Tabelle (Hash-Funktion *h2*)
  - Umverteilung der zweiten Relation R auf die Join-Prozessoren unter Anwendung von *h1*
  - Probing: für eingehende Tupel werden Verbundpartner in der Hash-Tabelle ermittelt

Paralleler Hash-Join (2)

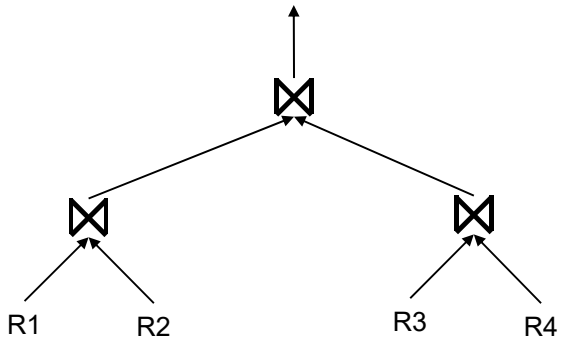
- Nacheinanderausführung der Scan-Phasen ermöglicht Pipeline-Parallelität in Building- und Probing-Phase
- Reduzierung des Umverteilungsaufwandes für R durch Anwendung von Bitvektor-Filterung
  1. Erstellung von Bitvektoren an S-Knoten für vorkommende Verbundattributwerte und Übermittlung an R-Knoten
  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:



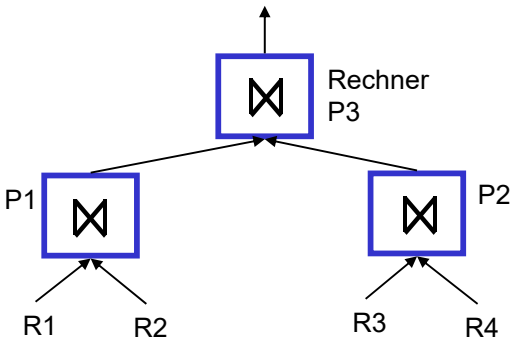
Parallele Berechnung verschiedener Selektionen



Mehr-Wege-Join
(R1 ⋈ R2 ⋈ R3 ⋈ R4)

Mehr-Wege-Joins: Nutzung von Pipeline-Parallelität

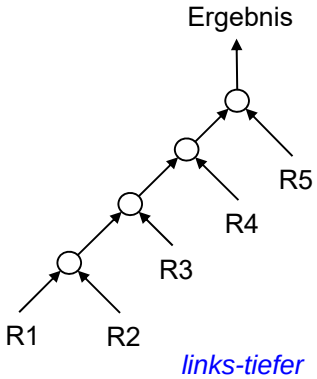
- Beispiel: Pipeline-Join in Rechner P3
  - P3 habe Eingangswarteschlange Q für Tupel aus P1 und P2
  - spezielle Nachrichten ENDP1, ENDP2 zeigen an, dass keine weiteren Tupel mehr folgen
- Algorithmus:



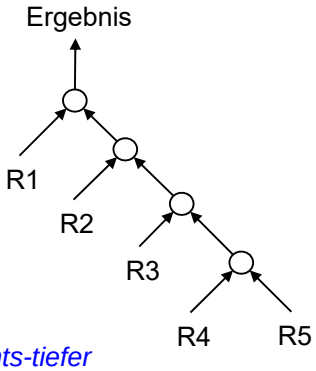

```
Fertig1, Fertig2 := FALSE;
Von1, Von2, Ergebnis := { }
WHILE NOT (Fertig1 AND Fertig2) DO BEGIN
      IF Q leer THEN warte bis neue Tupel eintreffen;
      t := erstes Tupel in Q;
      IF t = ENDP1 THEN Fertig1 := TRUE
       ELSE IF t=ENDP2 THEN Fertig2 := TRUE
              ELSE IF t von P1 THEN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

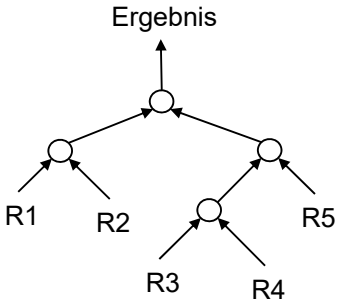
- beschränkte Berechnungsreihenfolgen für Mehrwege-Joins erleichtern Optimierungsproblem
- links-tiefe Bäume
  - Join-Berechnung in N Schritten
  - pro Schritt werden nur zwei Relationen bearbeitet
- rechts-tiefe Bäume
  - hoher Grad an Parallelität bei Verwendung von Hash-Joins
  - jedoch hoher Ressourcenbedarf



links-tiefer Operatorbaum

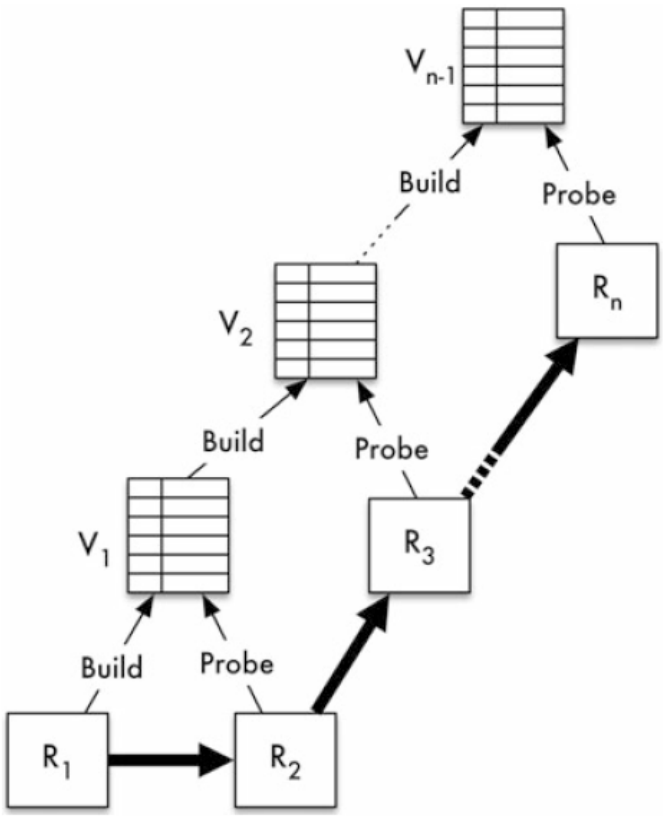


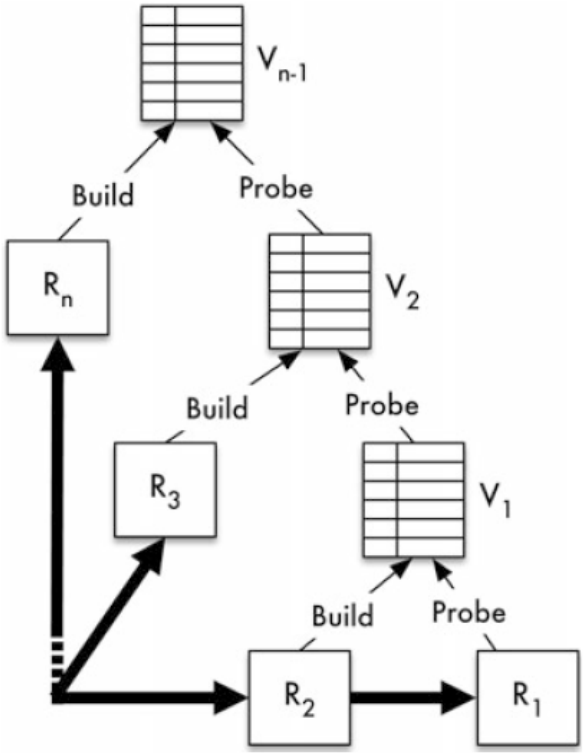
rechts-tiefer Operatorbaum



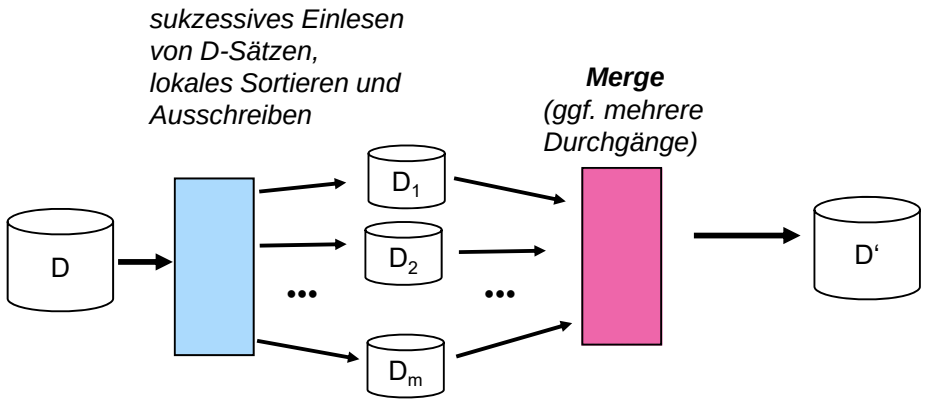
unbeschränkt (bushy tree)

Links- v. rechts-tiefe Mehrwege-Hash-Joins





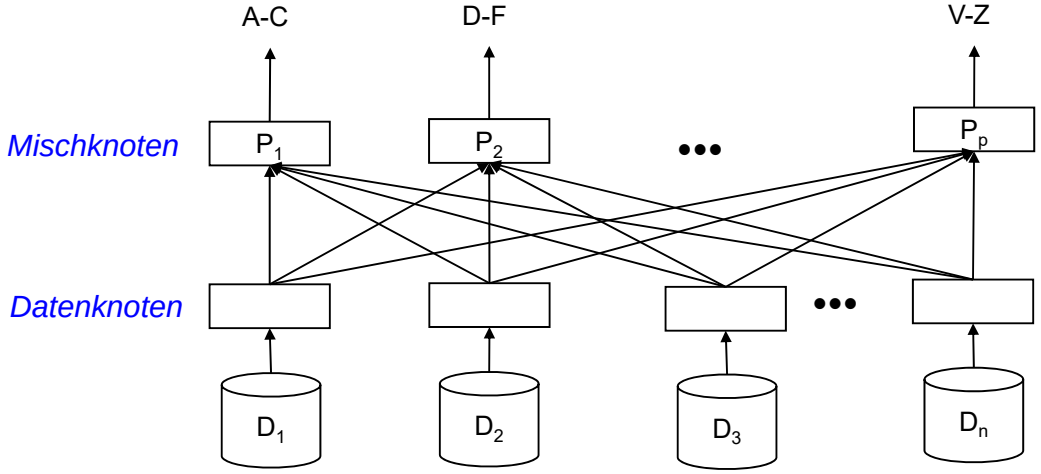
Parallele Sortierung



- 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 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