Mobile und Verteilte Datenbank Systeme - Zusammenfassung

Egemen Kaba

Inhaltsverzeichnis

1 Kapitel 0 - Introduction

Verteilte Datenbank (DDB)	Eine verteilte Datenbank ist eine Sammlung mehrerer, untereinander logisch zusammengehöriger Datenbanken, die über ein Computernetzwerk verteilt sind.
Verteiltes Datenbankverwaltungssystem (D-DBMS)	Ein verteiltes Datenbankverwaltungssystem ist die Software, die die verteilte Datenbank verwaltet und gegenüber den Nutzern einen transparenten Zugang erbringt.
Verteiltes Datenbank System (DDBS)	DDBS = DBS + D-DBMS
Nebenläufigkeit	• Synchronisation konkurrierender Transaktionen • Konsistenz und Isolation • Deadlock Erkennung
Zuverlässigkeit	• Robustheit gegenüber Fehler • Atomarität und Dauerhaftigkeit
Architekturen	• Shared Memory Architecture • Shared Disk Architecture • Shared Nothing Architecture
Mobile Datenbank Systeme	Verteilte Datenbank System mit zusätzlichen Eigenschaften und Einschränkungen • beschränkte Ressource • häufig nicht verbunden • verlangt andere Transaktions Modelle • verlangt andere Replikationsstrategien • Ortsabhängigkeit

Date's 12 Regeln

- Lokale Autonomie
- Unabhängigkeit von zentralen Systemfunktionen
- Hohe Verfügbarkeit
- Ortstransparenz
- Fragmentierungstransparenz

- Replikationstransparenz
- Verteilte Anfragebearbeitung
- Verteilte Transaktionsverarbeitung
- Hardware Unabhängigkeit
- Betriebssystem Unabhängigkeit
- Netzwerkunabhängigkeit
- Datenbanksystem Unabhängigkeit

2 Kapitel 1 - Trigger

2.1 Zweck

- Realisieren aktive Datenbanksysteme
- Berechnung abgeleiteter Attribute
- Überprüfen komplexer Integritätsbedingungen
- Implementierung von Geschäftsregeln
- Protokollierung, Statistiken
- Überprüfen von Integritätsbedingungen in verteilten Datenbanken
- Synchronisation von Replikaten

2.2 Konzepte

ECA Prinzip	Event: Ereignis tritt ein Condition : Bedingung ist erfüllt Action: Aktion wird ausgeführt
Ereignis	DML: UPDATE, DELETE, INSERT DDL: CREATE, ALTER, DROP, ... Datenbank: SERVERERROR, LOGON, LOGOFF, STARTUP, SHUTDOWN (DML-Trigger können auf Tabellen oder Views definiert werden)
Timing	BEFORE, AFTER, INSTEAD OF Trigger Der INSTEAD OF Trigger ersetzt den triggernden Befehl und wird nur bei Views eingesetzt.
Granulat	STATEMENT, ROW Trigger

2.3 Struktur eines Triggers

Syntax

```
CREATE [OR REPLACE] TRIGGER tname
{BEFORE|AFTER} events
[WHEN(condition)]
pl/sql_block
```

events

```
{DELETE|INSERT|UPDATE
  [OF column [ , column ]...] }
[OR {DELETE|INSERT|UPDATE
  [OF column [ , column ]...]}]...
ON table [FOR EACH ROW]
```

Prinzip

```
DECLARE
  Deklarationsteil
BEGIN
  Programmteil
EXCEPTION
  Ausnahmebehandlung
END;
/
```

Bildschirmausgabe

```
dbms_output.put_line (item IN VARCHAR2);
dbms_output.put_line (item IN NUMBER);
dbms_output.put_line (item IN DATE);
dbms_output.put(item IN VARCHAR2);
dbms_output.put(item IN NUMBER);
dbms_output.put(item IN DATE);
dbms_output.new_line;
-- Ausführung
EXECUTE dbms_output.put_line('Hello world');
-- als Block
BEGIN
  dbms_output.put_line('Hello world');
END;
```

Datentypen

- SQL: VARCHAR2, DATE, NUMBER, ...
- PL/SQL: BOOLEAN, PLS_INTEGER, ...
- Strukturierte Datentypen: TABLE, VARRAY, RECORD
- Datentypen für Spalten und Zeilen aus Tabellen: % ROWTYPE, %TYPE

Zuweisung

```
-- Syntax
variable := expression;
-- Beispiel im Deklarationsteil
name VARCHAR2(30) := 'Kaba';
```

if then else elsif

```
IF condition THEN ... END IF;
IF condition THEN ... ELSIF condition THEN ... ELSE ... END IF;
IF condition THEN ... ELSE ... END IF;
```

if then else elsif


```
IF condition THEN ... END IF;
IF condition THEN ... ELSIF condition THEN ... ELSE ... END IF;
IF condition THEN ... ELSE ... END IF;
```


schleifen

```
WHILE condition LOOP ... END LOOP;
FOR counter IN lower_bound..higher_bound LOOP ... END LOOP;
```

2.4 Beispiel

Trigger

```
CREATE OR REPLACE TRIGGER regdatum_test
  BEFORE INSERT ON registrierungen
  FOR EACH ROW

  DECLARE
    msg VARCHAR2(30) := 'Datum falsch';
  BEGIN
    IF :new.datum > SYSDATE THEN
      RAISE_APPLICATION_ERROR(-20005, msg);
    END IF;
END;
```

2.5 Databaselinks

Datenbanklinks werden benötigt, um Orts- und Namenstransparenz für Tabellen zu erreichen.

Databaselinks

```
-- View
CREATE OR REPLACE VIEW filme AS
SELECT *
FROM filme@ananke.hades.fhnw.ch;
-- Synonyme
CREATE SYNONYM film FOR filme@ananke.hades.fhnw.ch;
```

3 Kapitel 2 - Distributed Design I

Ausgangslage: Anwendungen auf verschiedenen Knoten des Netzwerks greifen auf eine (relationale) Datenbank zu. Nun greifen nicht alle Knoten gleich häufig auf den selben Datensatz zu. Es gilt nun herauszufinden, welche Anwendungen (Queries) auf welchen Knoten welche Daten mit welcher Häufigkeit benötigen. Das Resultat ist eine Menge von Fragmenten, die den verschiedenen Knoten zugeteilt werden.

3.1 Arten der Fragmentierung

- Horizontale Fragmentierung (HF) (Abbildung 1)
  - Primäre horizontale Fragmentierung (PHF)
  - Abgeleitete horizontale Fragmentierung (DHF)
- Vertikale Fragmentierung (VF) (Abbildung 2)
- Gemischte Fragmentierung (MF)

BIKES

BNr	BName	Preis	Typ	Bestand
B5	MCD03	4490.00	Road	2
B4	Siena	2390.00	Mountain	4
B2	City Cross	2190.00	Trekking	3
B3	Valiant	1090.00	Trekking	7
B1	Luxor	980.00	City	10
B6	Atlanta	890.00	Trekking	8
B7	Striker	890.00	Mountain	7

```
SELECT *
FROM bikes
WHERE preis < 2000
```

BIKES1

BNr	BName	Preis	Typ	Bestand
B3	Valiant	1090.00	Trekking	7
B1	Luxor	980.00	City	10
B6	Atlanta	890.00	Trekking	8
B7	Striker	890.00	Mountain	7

```
SELECT *
FROM bikes
WHERE preis >= 2000
```

BIKES2

BNr	BName	Preis	Typ	Bestand
B5	MCD03	4490.00	Road	2
B4	Siena	2390.00	Mountain	4
B2	City Cross	2190.00	Trekking	3

Abbildung 1: Horizontale Fragmentierung

BIKES

BNr	BName	Preis	Typ	Bestand
B5	MCD03	4490.00	Road	2
B4	Siena	2390.00	Mountain	4
B2	City Cross	2190.00	Trekking	3
B3	Valiant	1090.00	Trekking	7
B1	Luxor	980.00	City	10
B6	Atlanta	890.00	Trekking	8
B7	Striker	890.00	Mountain	7

```
SELECT bnr, bname, preis
FROM bikes
```

BIKES1

BNr	BName	Preis
B5	MCD03	4490.00
B4	Siena	2390.00
B2	City Cross	2190.00
B3	Valiant	1090.00
B1	Luxor	980.00
B6	Atlanta	890.00
B7	Striker	890.00

```
SELECT bnr, typ, bestand
FROM bikes
```

BIKES2

BNr	Typ	Bestand
B5	Road	2
B4	Mountain	4
B2	Trekking	3
B3	Trekking	7
B1	City	10
B6	Trekking	8
B7	Mountain	7

Abbildung 2: Vertikale Fragmentierung

3.2 PHF

3.2.1 Predicates

Simple predicates	Vergleich eines Attributs mit einem Wert (WHERE-Klausel)	p_1: Typ = 'Road' p_2: Typ = 'Trekking' p_3: Typ = City p_4: Typ = 'Mountain' p_5: Preis $\leqslant$ 2000 p_6: Preis $>$ 2000
Minterm predicates	Verknüpfung von Simple predicates mit AND und NOT	m_1: Typ = 'Road' AND Preis $\leqslant$ 2000 m_2: NOT(Typ = 'Road') AND Preis $\leqslant$ 2000 m_3: Typ = 'Road' AND NOT(Preis $\leqslant$ 2000) m_4: NOT(Typ = 'Road') AND NOT(Preis $\leqslant$ 2000) ...
Vollständigkeit	Eine Menge von simple predicates ist vollständig genau dann, wenn au fbeliebige 2 Tupel im gleichen Fragment von allen Anwendungen mit der gleichen Häufigkeit zugegriffen wird	
Minimalität	Wird durch ein simple predicate ein Fragment weiter aufgeteilt, dann muss es mindestens eine Anwendung geben, die auf diese Fragmente verschieden zugreift. Ein simple predicate soll also relevant sein für die Bestimmung einer Fragmentierung. Sind alle simple predicate einer Menge P relevant, dann ist P minimal	

3.2.2 PHF Beispiel

Anwendung	Query	Parameter	Simple Predicates
Anwendung 1	SELECT bname, bestand FROM bikes WHERE typ = ?	City (4/Woche) Trekking (3/Woche) Mountain (2/Woche) Road (1/Woche)	p1: Typ = 'Road' p2: Typ = 'Mountain' p3: Typ = 'Trekking' p4: Typ = 'City'
Anwendung 2	SELECT * FROM bikes WHERE preis = ?	<2000 (3/Woche) >=2000 (1/Woche)	p5: Preis < 2000 p6: Preis >= 2000

Sinnvolle minterm predicates bilden. Zum Beispiel: m1: Typ = 'Road' AND Preis < 2000.

3.3 DHF

Horizontale Fragmentierung auf einer übergeordneten horizontal fragmentierten Relation. Dadurch soll sichergestellt werden, dass auf häufig im Verbund zugegriffene Relationen auf dem selben Knoten liegen.
Falls die Tabelle KUNDEN nun in KUNDEN1 - KUNDEN4 fragmentiert werden, sieht die Fragmentierung der Tabele AUFTRAEGE wie folgt aus: AUFTRAEGEi = (AUFTRAEGE) $\ltimes$ (KUNDENi)

4 Kapitel 3 - Distributed Design II

4.1 VF

4.1.1 Anwendungen als Queries

q1	q1
SELECT bestand FROM bikes WHERE bname = ?	SELECT bestand, preis FROM bikes

q3	q4
SELECT preis FROM bikes WHERE typ = ?	SELECT AVG(bestand) FROM bikes WHERE typ = ?

4.1.2 [U]sage Matrix

	BName	Preis	Typ	Bestand
q1	1	0	0	1
q2	0	1	0	1
q3	0	1	1	0
q4	0	0	1	1

1 = Query verwendet Attribut
0 = Query verwendet Attribut nicht

4.1.3 [Acc]ess frequency Matrix

	S1	S2	S3
q1	15	20	10
q2	5	0	0
q3	25	25	25
q4	3	0	0

Frage: Wie viel mal wird ein Query auf einem Knoten ausgeführt?
Da jetzt jedes Attribut ein Fragment bilden würde, muss jetzt nach einer Attributsmenge gesucht werden, auf die ähnlich zugegriffen wird.

4.1.4 Affinitätsmatrix AA

	BName	Preis	Typ	Bestand
BName	45	0	0	45
Preis	0	80	75	5
Typ	0	75	78	3
Bestand	45	5	3	53

Vorgehen: In der Access frequency Matrix Summer über jedes Query bilden (z.B. q1 = 45). Funktion aff(Ai,Aj) bestimmen durch Folgendes:

- Zeilen/Queries in der Usage Matrix suchen, die in diesen beiden Spalten eine 1 stehen haben.
- Summen dieser Queries aus der Access frequency Matrix zusammenzählen.
- In die Affinitätsmatrix in der Zeile/Spalte Ai und der Spalte/Zeile Aj eintragen.

4.1.5 Bond Energy Algorithmus (BEA)

Dieser Algorithmus maximiert die globale Affinität einer Affinitätsmatrix.
Die globale Affinität einer Matrix zu berechnen, muss die Funktion bond(Ax,Ay) für alle benachbarten Attribute ausgeführt werden.
Vorgehen Funktion bond(Ax,Ay):

- Über sämtliche Zeilen iterieren
- Für jede Zeile den Eintrag in der Spalte Ax mit dem Eintrag in der Spalte Ay multiplizieren
- Summe über diese Werte bilden

BEA

- Gegeben $n \times n$ Matrix AA der Affinitäten
- Beliebige 2 Spalte aus AA wählen und in Resultats Matrix CA stellen
- Iteration:
  - eine der übrigen $n - i$ Spalten so in Resultats Matrix positionieren ($i + 1$ mögliche Positionen), dass sich der grösste Beitrag an die globale Affinität der Nachbarschaft ergibt
- Die Zeilen entsprechend den Spalten anordnen

Beitrag einer Spalte A_k wenn zwischen A_i und A_j platziert:

$$cont(A_i, A_k, A_j) = bond(A_i, A_k) + bond(A_k, A_j) - bond(A_i, A_j)$$

4.1.6 Splitting der Resultatsmatrix BEA

	Bname	Bestand	Preis	Typ
BName	45	45	0	0
Bestand	45	53	5	3
Preis	0	5	80	75
Typ	0	3	75	78

Splitting mit Trennpunkt entlang der Diagonale führt zu drei Varianten:

- VF1: BName; VF2: Bestand,Preis,Typ
- VF1: BName,Bestand; VF2: Preis,Type
- VF1: BName,Bestand,Preis VF2: Typ

Die Variante mit der höchsten Trennqualität muss nun bestimmt werden.
Formel Trennqualität: sq = acc(VF1) * acc(VF2) - acc(VF1,VF2)^2
Vorgehen, um die Trennqualität für eine Variante zu bestimmen:
In der [Acc]ess frequency Matrix Summe über jedes Query bilden (z.B. q1 = 45).
Vorgehen Funktion acc:

- Zeilen/Queries in der Usage Matrix suchen, die **nur** in Spalten der Fragmentierung eine 1 und in den restlichen eine 0 stehen haben.
- Summen dieser Queries aus der Access frequency Matrix zusammenzählen.

Zum Schluss Fragmente in relationaler Algebra zum Beispiel wie folgt definieren:
BIKES1: $\pi_{BNr,BName,Bestand}$(BIKES)
BIKES2: $\pi_{BNr,Preis,Typ}$(BIKES)

4.2 Korrektheit der Fragmentierung

vollständig	Wenn R zerlegt wird in R1, R2, ..., Rn, dann muss jedes Datenelement aus R in einem Ri enthalten sein.
rekonstruierbar	Wenn R zerlegt wird in R1, R2, ..., Rn, dann muss es relationale Operatoren geben, so dass R wiederhergestellt werden kann.
disjunkt	Wenn R horizontal zerlegt wird in R1, R2, ..., Rn, dann müssen die Fragemente paarweise disjunkt sein. Wenn R vertikal zerlegt wird in R1, R2, ..., Rn, dann müssen die Fragmente bezogen auf die nichtprimen Attribute paarweise disjunkt sein.

5 Kapitel 4 - Distributed Query Processing

5.1 Begriffe

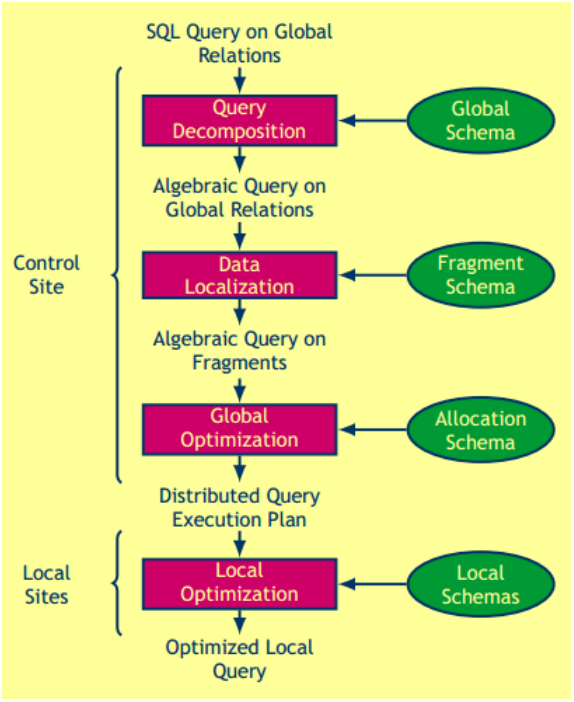
5.1.1 Komplexität der Operationen

σ, π(mit Duplikate)	O(n)
π(ohne Duplikate), GROUP	O(n log n)
$\bowtie, \div, \cup, \cap$	O(n log n)
$\times$	On^2

5.1.2 Kosten Modell

Gesamtzeit für Verbesserung des Durchsatzes.
C$_{CPU}$*Anzahl Instruktionen + C$_{I/O}$*Anzahl Disk I/O + C$_{MSG}$*Anzahl Meldungen + C$_{TR}$*übertragene Bytes
Antwortzeit, um die Antwortzeit der Anfrage zu reduzieren
max(TC1,TC2,...,TCn); ein TCi: Gesamtkosten eines Thread der parallel ausgeführten Anfrage

5.2 Methodik



Zwei Schritte, um ein Query in einem verteilten System zu verarbeiten:

- Zerlegung
  - Normalisierung (Bedingung in WHERE Klausel)
  - Analyse, um inkorrekte Queries zurückzuweisen
  - Vereinfachung, Redundanz beseitigen
  - Umformen in optimalen Ausdruck der relationalen Algebra
- Lokalisierung
  - verwenden des Fragmentierungsschema
  - vertilte Anfrage mit globalen Relationen abbilden in Anfragen mit Fragmenten
    - Ersetzen der globalen Relation mit Fragmenten
    - $\cup$ für horizontale Fragmentierung
    - $\bowtie$ für vertikale Fragmentierung
  - optimieren der lokalisierten Anfrage durch Reduktion
    - Reduktion mit Selektion / Join

5.3 Reduktionen

5.3.1 Beispielrelationen

AUF(ANr, Datum, KNr) ist fragmentiert:
AUF1 = $\sigma_{ANr \leq A3}$(AUF)
AUF2 = $\sigma_{A3 < ANr \leq A6}$(AUF)
AUF3 = $\sigma_{ANr > A6}$(AUF)
AUF = AUF1 ∪ AUF2 ∪ AUF3

APOSTEN(ANr, BNr, Menge) ist fragmentiert:
APO1 = $\sigma_{ANr \leq A3}$(APO)
APO2 = $\sigma_{ANr > A3}$(APO)
APO = APO1 ∪ APO2

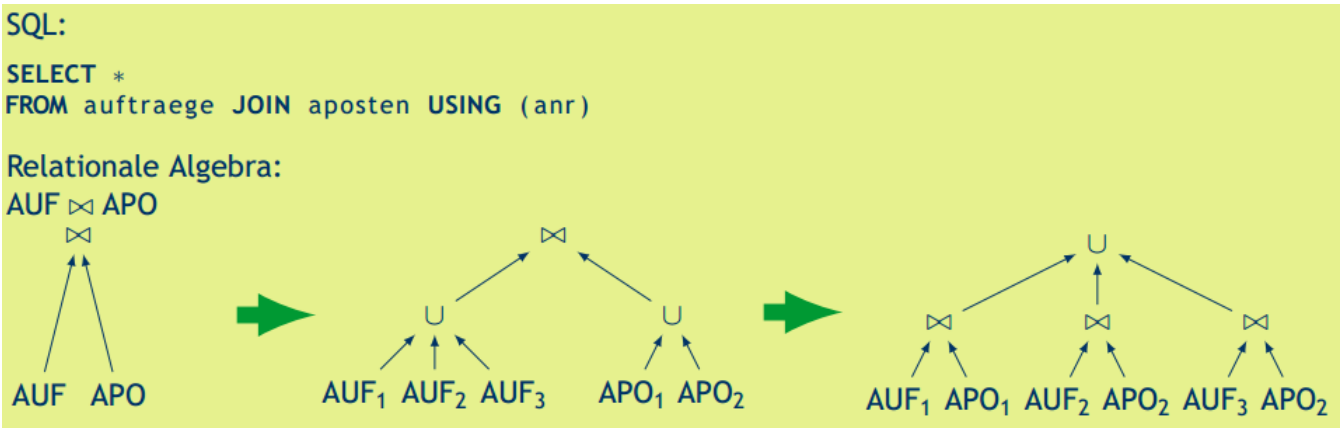
KUNDEN(KNr, KName, Ort) ist fragmentiert:
KUN1 = $\pi_{KNr,KName}$(KUN)
KUN2 = $\pi_{KNr,Ort}$(KUN)
KUN = KUN1 ⋈ KUN2

Für Reduktion in DHF:
KUNDEN(KNr, KName, Ort) ist fragmentiert:
KUN1 = $\sigma_{Ort=Basel}$(KUN)
KUN2 = $\sigma_{Ort \neq Basel}$(KUN)
KUN = KUN1 ∪ KUN2

AUFRAEGE(ANr, Datum, KNr) ist abgeleitet fragmentiert:
AUF1 = AUF ⋉ KUN1
AUF2 = AUF ⋉ KUN2
AUF = AUF1 ∪ AUF2

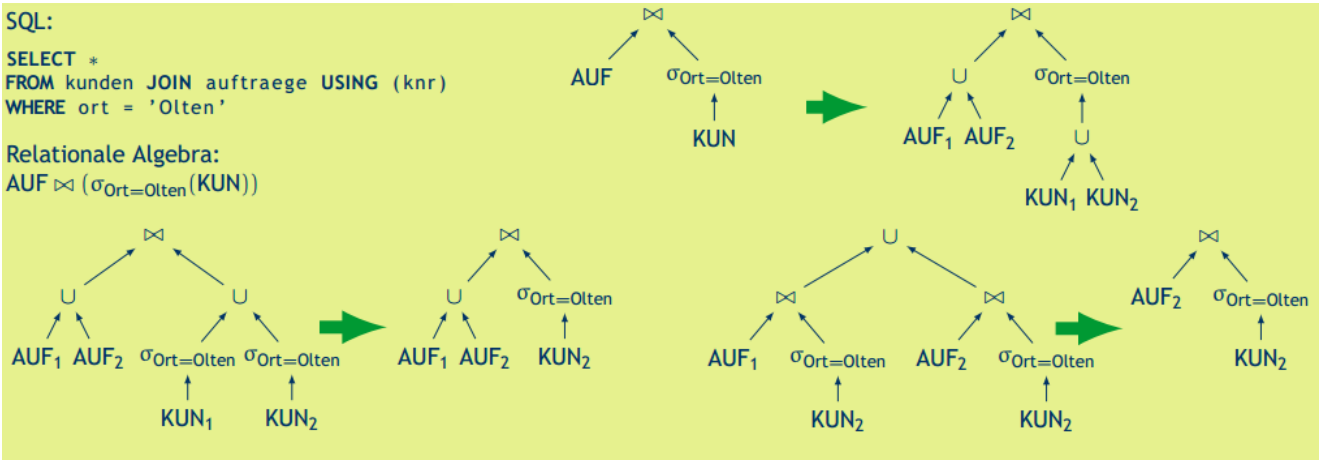
5.3.2 PHF mit Selektion

5.3.3 PHF mit Join



5.3.4 VF

5.3.5 DHF



5.4 SemiJoin

X sei das gemeinsame Attribut von R und S, $\text{Attr}(R)$ bezeichnet alle Attribute von R

$R \triangleright S = \pi_{\text{Attr}(R)}(R \bowtie S)$
$R \triangleright S = R \bowtie (\pi_X(S))$

In SQL:

```
SELECT *
FROM r
WHERE EXISTS
   (SELECT 1
    FROM s
    WHERE r.x = s.x)
```

- $R \triangleright S \neq S \triangleright R$

Folgende Alternativen stehen zur Wahl, je nach Kosten

- $R \bowtie S = (R \triangleright S) \bowtie S$
- $R \bowtie S = R \bowtie (S \triangleright R)$
- $R \bowtie S = (R \triangleright S) \bowtie (S \triangleright R)$

SemiJoin vermindert die zu übertragenden Relationen
sei R auf Knoten 1, S auf Knoten 2 und
$\text{size}(R) < \text{size}(S)$

- regulärer Join
  - R nach Knoten 2
  - Knoten 2 berechnet $R \bowtie S$
- SemiJoin $(R \triangleright S) \bowtie S$
  - Knoten 2 berechnet $S' = \pi_X(S)$
  - S' nach Knoten 1
  - Knoten 1 berechnet $R' = R \bowtie S'$ (dh. $R \triangleright S$)
  - R' nach Knoten 2
  - Knoten 2 berechnet $R' \bowtie S$