

# Datenbanken 2

## Anfragebearbeitung

Nikolaus Augsten  
nikolaus.augsten@sbg.ac.at  
FB Computerwissenschaften  
Universität Salzburg



WS 2021/22  
Version 14. Dezember 2021

## Inhalt

- 1 Einführung
- 2 Anfragekosten abschätzen
- 3 Sortieren
- 4 Selektion
- 5 Join

## Literatur und Quellen

Lektüre zum Thema "Anfragebearbeitung":

- Kapitel 8 aus Kemper und Eickler: Datenbanksysteme: Eine Einführung. Oldenbourg Verlag, 2013.
- Chapter 12 in Silberschatz, Korth, and Sudarashan: Database System Concepts. McGraw Hill, 2011.

Danksagung Die Vorlage zu diesen Folien wurde entwickelt von:

- Michael Böhlen, Universität Zürich, Schweiz
- Johann Gamper, Freie Universität Bozen, Italien

## Inhalt

- 1 Einführung
- 2 Anfragekosten abschätzen
- 3 Sortieren
- 4 Selektion
- 5 Join

## PostgreSQL Beispiel/1

```

SELECT COUNT(*)
FROM r1 r, r2 s
WHERE r.unique1 = s.unique1
AND r.unique1 > 7000000;

```

Output pane

QUERY PLAN	
text	
1	Aggregate (cost=1224.35..1224.36 rows=1 width=0)
2	-> Nested Loop (cost=5.14..1224.10 rows=100 width=0)
3	-> Bitmap Heap Scan on r1 r (cost=5.14..388.89 rows=100 width=4)
4	Recheck Cond: (unique1 > 7000000)
5	-> Bitmap Index Scan on i1 (cost=0.00..5.11 rows=100 width=0)
6	Index Cond: (unique1 > 7000000)
7	-> Index Scan using i3 on r2 s (cost=0.00..8.34 rows=1 width=4)
8	Index Cond: (s.unique1 = r.unique1)

Unix Ln 4 Col 23 Ch 85 8 rows. 8 ms

## PostgreSQL Beispiel/2

```

SELECT COUNT(*)
FROM r1 r, r2 s
WHERE r.unique1 = s.unique1
AND r.unique1 > 7000000;

```

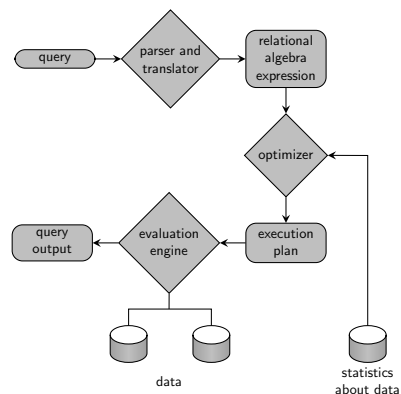
Output pane

Unix Ln 4 Col 23 Ch 85 8 rows. 8 ms

## Anfragebearbeitung

- Effizienter Auswertungsplan gehört zu den wichtigsten Aufgaben eines DBMS.
- 3 Schritte der Anfragebearbeitung:

1. **Parse**n und **übersetzen**  
(von SQL in Rel. Alg.)
2. **Optimieren**  
(Auswertungsplan erstellen)
3. **Auswerten**  
(Auswertungsplan ausführen)



## Inhalt

- 1 Einführung
- 2 Anfragekosten abschätzen
- 3 Sortieren
- 4 Selektion
- 5 Join

## Anfragekosten/1

- Anfragekosten werden als **gesamte benötigte Zeit** verstanden.
- Mehrere **Faktoren** tragen zu den Anfragekosten bei:
  - CPU
  - Netzwerk Kommunikation
  - Plattenzugriff
    - sequentielles I/O
    - random I/O
  - Puffergröße
- **Puffergröße:**
  - mehr Puffer-Speicher (RAM) reduziert Anzahl der Plattenzugriffe
  - verfügbarer Puffer-Speicher hängt von anderen OS Prozessen ab und ist schwierig von vornherein festzulegen
  - wir verwenden oft worst-case Anschließung mit der Annahme, dass nur der mindest nötige Speicher vorhanden ist

## Inhalt

- 1 Einführung
- 2 Anfragekosten abschätzen
- 3 **Sortieren**
- 4 Selektion
- 5 Join

## Anfragekosten/2

- **Plattenzugriff macht größten Teil der Kosten** einer Anfrage aus.
- Kosten für Plattenzugriff **relativ einfach abzuschätzen** als Summe von:
  - Anzahl der Spurwechsel \* mittlere Spurwechselzeit (avg. seek time)
  - Anzahl der Block-Lese-Operationen \* mittlere Block-lese-Zeit
  - Anzahl der Block-Schreib-Operationen \* mittlere Block-schreib-Zeit
    - Block schreiben ist teurer als lesen, weil geschriebener Block zur Kontrolle nochmal gelesen wird.
- Zur **Vereinfachung**
  - zählen wir nur die **Anzahl der Schreib-/Lese-Operationen**
  - berücksichtigen wir nicht die Kosten zum **Schreiben des Ergebnisses** auf die Platte

## Sorting

- **Sortieren** ist eine wichtige Operation:
  - SQL-Anfragen können explizit eine sortierte Ausgabe verlangen
  - mehrere Operatoren (z.B. Joins) können effizient implementiert werden, wenn die Relationen sortiert sind
  - oft ist Sortierung der entscheidende erste Schritt für einen effizienten Algorithmus
- **Sekundärindex für Sortierung verwenden?**
  - Index sortiert Datensätze nur logisch, nicht physisch.
  - Datensätze müssen über Pointer im Index zugegriffen werden.
  - Für jeden Pointer (Datensatz) muss möglicherweise ein eigener Block von der Platte gelesen werden.
- **Algorithmen je nach verfügbarer Puffergröße:**
  - Relation kleiner als Puffer: Hauptspeicher-Algorithmen wie **Quicksort**
  - Relation größer als Puffer: Platten-Algorithmen wie **Mergesort**

## Externes Merge-Sort/1

- Grundidee:
  - **teile** Relation in Stücke (Läufe, *runs*) die in den Puffer passen
  - **sortiere** jeden Lauf im Puffer und schreibe ihn auf die Platte
  - **mische** sortierte Läufe so lange, bis nur mehr ein Lauf übrig ist
- Notation:
  - $b$ : Anzahl der Plattenblöcke der Relation
  - $M$ : Anzahl der Blöcke im Puffer (Hauptspeicher)
  - $N = \lceil b/M \rceil$ : Anzahl der Läufe

## Externes Merge-Sort/2

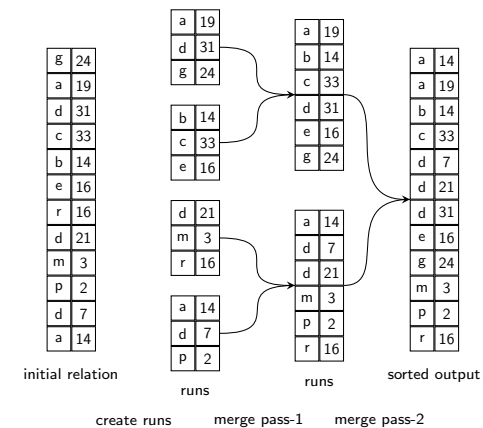
- Schritt 1: erzeuge  $N$  Läufe
  1. starte mit  $i = 0$
  2. wiederhole folgende Schritte bis Relation leer ist:
    - a. lies  $M$  Blöcke der Relation (oder den Rest) in Puffer
    - b. sortiere Tupel im Puffer
    - c. schreibe sortierte Daten in Lauf-Datei  $L_i$
    - d. erhöhe  $i$
- Schritt 2: mische Läufe ( $N$ -Wege-Mischen) (Annahme  $N < M$ ) ( $N$  Blöcke im Puffer für Input, 1 Block für Output)
  1. lies ersten Block jeden Laufs  $L_i$  in Puffer Input Block  $i$
  2. wiederhole bis alle Input Blöcke im Puffer leer sind:
    - a. wähle erstes Tupel in Sortierordnung aus allen nicht-leeren Input Blöcken
    - b. schreibe Tupel auf Output Block
      - falls der Block voll ist, schreibe ihn auf die Platte
    - c. lösche Tupel vom Input Block
      - falls Block  $i$  leer ist, lies nächsten Block des Laufs  $L_i$

## Externes Merge-Sort/3

- Falls  $N \geq M$ , werden **mehrere Misch-Schritte** (Schritt 2) benötigt.
- Pro Durchlauf...
  - werden jeweils  $M - 1$  Läufe gemischt
  - wird die Anzahl der Läufe um Faktor  $M - 1$  reduziert
  - werden die Läufe um den Faktor  $M - 1$  größer
- Durchläufe werden **wiederholt** bis nur mehr ein Lauf übrig ist.
- Beispiel: Puffergröße  $M = 11$ , Anzahl Blocks  $b = 1100$ 
  - $N = \lceil b/M \rceil = 100$  Läufe à 11 Blocks werden erzeugt
  - nach erstem Durchlauf: 10 Läufe à 110 Blocks
  - nach zweitem Durchlauf: 1 Lauf à 1100 Blocks

## Externes Merge-Sort/4

- Beispiel:  $M = 3$ , 1 Block = 1 Tupel



## Externes Merge-Sort/5

- **Kostenanalyse:**
  - $b$ : Anzahl der Blocks in Relation  $R$
  - anfängliche Anzahl der Läufe:  $b/M$
  - gesamte Anzahl der Misch-Durchläufe:  $\lceil \log_{M-1}(b/M) \rceil$ 
    - die Anzahl der Läufe sinkt um den Faktor  $M - 1$  pro Misch-Durchlauf
  - Plattenzugriffe für Erzeugen der Läufe und für jeden Durchlauf:  $2 * b$ 
    - Ausnahme: letzter Durchlauf hat keine Schreibkosten

- **Kosten für externes Merge-Sort:** Anzahl der gelesenen oder geschriebenen Blöcke

$$\text{Kosten} = b(2\lceil \log_{M-1}(b/M) \rceil + 1)$$

- **Beispiel:** Kostenanalyse für voriges Beispiel:
  - $M = 3, b = 12$
  - $12 * (2 * \lceil \log_2(12/3) \rceil + 1) = 60$  Schreib-/Lese-/Operationen

## Inhalt

- 1 Einführung
- 2 Anfragekosten abschätzen
- 3 Sortieren
- 4 **Selektion**
- 5 Join

## Auswertung der Selektion/1

- **Der Selektionsoperator:**
  - **select \* from R where  $\theta$**
  - $\sigma_{\theta}(R)$

berechnet die Tupel von  $R$  welche das Selektionsprädikat (=Selektionsbedingung)  $\theta$  erfüllen.
- **Selektionsprädikat  $\theta$**  ist aus folgenden Elementen aufgebaut:
  - Attributnamen der Argumentrelation  $R$  oder Konstanten als Operanden
  - arithmetische Vergleichsoperatoren ( $=, <, >$ )
  - logische Operatoren:  $\wedge$  (**and**),  $\vee$  (**or**),  $\neg$  (**not**)
- **Strategie zur Auswertung** der Selektion hängt ab
  - von der Art des Selektionsprädikats
  - von den verfügbaren Indexstrukturen

## Auswertung der Selektion/2

Grundstrategien für die Auswertung der Selektion:

- **Sequentielles Lesen der Datei (file scan):**
  - Klasse von Algorithmen welche eine Datei Tupel für Tupel lesen um jene Tupel zu finden, welche die Selektionsbedingung erfüllen
  - grundlegendste Art der Selektion
- **Index Suche (index scan):**
  - Klasse von Algorithmen welche einen Index benutzen um eine Vorauswahl von Tupeln zu treffen
  - Beispiel:  $B^+$ -Baum Index auf  $A$  und Gleichheitsbedingung:  $\sigma_{A=5}(R)$

## Auswertung der Selektion/3

Arten von Prädikaten:

- Gleichheitsanfrage:  $\sigma_{A=V}(R)$
- Bereichsanfrage:  $\sigma_{A<V}(R)$  oder  $\sigma_{A>V}(R)$
- Konjunktive Selektion:  $\sigma_{\theta_1 \wedge \theta_2 \dots \wedge \theta_n}(R)$
- Disjunktive Selektion:  $\sigma_{\theta_1 \vee \theta_2 \dots \vee \theta_n}(R)$

## Auswertung der Selektion/4

**A1 Lineare Suche:** Lies jeden einzelnen Block der Datei und überprüfe jeden Datensatz ob er die Selektionsbedingung erfüllt.

- **Ziemlich teuer, aber immer anwendbar**, unabhängig von:
  - (nicht) vorhandenen Indexstrukturen
  - Sortierung der Daten
  - Art der Selektionsbedingung
- **Hintereinanderliegende Blöcke lesen** wurde von den Plattenherstellern optimiert und ist schnell hinsichtlich Spurwechsel und Latenz (pre-fetching)
- **Kostenabschätzung** ( $b$  = Anzahl der Blöcke in der Datei):
  - Worst case:  $Cost = b$
  - Selektion auf Kandidatenschlüssel: *Mittlere Kosten* =  $b/2$  (Suche beenden, sobald erster Datensatz gefunden wurde)

## Auswertung der Selektion/5

**A2 Binäre Suche:** verwende binäre Suche auf Blöcken um Tupel zu finden, welche Bedingung erfüllen.

- **Anwendbar** falls
  - die Datensätze der Tabelle physisch sortiert sind
  - die Selektionsbedingung auf dem Sortierschlüssel formuliert ist
- **Kostenabschätzung** für  $\sigma_{A=C}(R)$ :
  - $\lfloor \log_2(b) \rfloor + 1$ : Kosten zum Auffinden des ersten Tupels
  - plus Anzahl der weiteren Blöcke mit Datensätzen, welche Bedingung erfüllen (diese liegen alle nebeneinander in der Datei)

## Auswertung der Selektion/6

**Annahme:** Index ist  $B^+$ -Baum mit  $H$  Ebenen<sup>1</sup>

**A3 Primärindex + Gleichheitsbedingung** auf Suchschlüssel

- gibt **einen einzigen Datensatz** zurück
- $Kosten = H + 1$  (Knoten im  $B^+$ -Baum + 1 Datenblock)

**A3 Clustered Index + Gleichheitsbedingung** auf Suchschlüssel

- gibt **mehrere Datensätze** zurück
- alle Ergebnisdatensätze **liegen hintereinander** in der Datei
- $Kosten = H + \# \text{ Blöcke mit Ergebnisdatensätzen}$

<sup>1</sup> $H \leq \lceil \log_{\lfloor m/2 \rfloor}(L) \rceil + 1$  für  $B^+$ -Baum mit  $L$  Blattknoten

## Auswertung der Selektion/7

**A5 Sekundärindex + Gleichheitsbedingung** auf Suchschlüssel

- **Suchschlüssel ist Kandidatenschlüssel**
  - gibt einen einzigen Datensatz zurück
  - $Kosten = H + 1$
- **Suchschlüssel ist nicht Kandidatenschlüssel<sup>2</sup>**
  - mehrere Datensätze werden zurückgeliefert
  - $Kosten = (H - 1) + \# \text{Blattknoten mit Suchschlüssel} + \# \text{Ergebnisdatsätze}$
  - kann sehr teuer sein, da jeder Ergebnisdatsatz möglicherweise auf einem anderen Block liegt
  - sequentielles Lesen der gesamten Datei möglicherweise billiger

<sup>2</sup>Annahme: TIDs werden an Suchschlüssel angehängt, um diese im B<sup>+</sup>-Baum eindeutig zu machen; die Erweiterung um TIDs ist für Benutzer nicht sichtbar.

## Auswertung der Selektion/8

**A6 Primärindex auf A + Bereichsanfrage**

- $\sigma_{A>V}(R)$ : verwende Index um ersten Datensatz  $> V$  zu finden, dann sequentielles Lesen
- $\sigma_{A<V}(R)$ : lies sequentiell bis erstes Tupel  $\geq V$  gefunden; Index wird nicht verwendet

**A7 Sekundärindex auf A + Bereichsanfrage**

- $\sigma_{A>V}(R)$ : finde ersten Datensatz  $> V$  mit Index; Index sequentiell lesen um alle Pointer zu den entsprechenden Datensätzen zu finden; Pointer verfolgen und Datensätze holen
- $\sigma_{A<V}(R)$ : Blätter des Index sequentiell lesen und Pointer verfolgen bis Suchschlüssel  $\geq V$
- Pointer verfolgen braucht im schlimmsten Fall eine Lese-/Schreib-Operation pro Datensatz; sequentielles Lesen der gesamten Datei möglicherweise schneller

## Auswertung der Selektion/9

- **Pointer verfolgen in Sekundärindex:**
  - jeder Datensatz liegt möglicherweise auf einem anderen Block
  - Pointer sind nicht nach Block-Nummern sortiert
  - das führt zu Random-Zugriffen quer durch die Datei
  - derselbe Block wird möglicherweise sogar öfters gelesen
  - falls Anzahl der Ergebnisdatsätze  $\geq b$ , dann wird im Worst Case jeder Block der Relation gelesen
- **Bitmap Index Scan:** hilft bei großer Anzahl von Pointern
  - Block  $i$  wird durch  $i$ -tes Bit in Bit Array der Länge  $b$  repräsentiert
  - statt Pointer im Index zu verfolgen, wird nur das Bit des entsprechenden Blocks gesetzt
  - dann werden alle Blöcke gelesen, deren Bit gesetzt ist
  - ermöglicht teilweise sequentielles Lesen
  - gut geeignet, falls Suchschlüssel kein Kandidatenschlüssel ist

## Integrierte Übung 3.1

Was ist die beste Auswertungsstrategie für folgende Selektion, wenn es einen B<sup>+</sup>-Baum Sekundärindex auf (BrName, BrCity) auf der Relation Branch(BrName, BrCity, Assets) gibt?

$$\sigma_{BrCity < 'Brighton' \wedge Assets < 5000 \wedge BrName = 'Downtown'}(Branch)$$

## Inhalt

- 1 Einführung
- 2 Anfragekosten abschätzen
- 3 Sortieren
- 4 Selektion
- 5 Join

## Join Operator/1

- **Theta-Join:**  $r \bowtie_{\theta} s$ 
  - für jedes Paar von Tupeln  $t_r \in r$ ,  $t_s \in s$  wird Join-Prädikat  $\theta$  überprüft
  - falls Prädikat erfüllt, ist  $t_r \circ t_s$  im Join-Ergebnis
  - Beispiel: Relationen  $r(a, b, c)$ ,  $s(d, e, f)$   
Join-Prädikat:  $(a < d) \wedge (b = d)$   
Schema des Join-Ergebnisses:  $(a, b, c, d, e, f)$
- **Equi-Join:** Prädikat enthält “=” als einzigen Operator
- **Natürlicher Join:**  $r \bowtie s$ 
  - Equi-Join, bei dem alle Attribute gleichgesetzt werden die gleich heißen
  - im Ergebnis kommt jedes Attribut nur einmal vor
  - Beispiel: Relationen  $r(a, b, c)$ ,  $s(c, d, e)$   
Natürlicher Join  $r \bowtie s$  entspricht  $\theta$ -Equi-Join  $\pi_{a,b,c,d,e}(r \bowtie_{r.c=s.c} s)$   
Schema des Ergebnisses:  $(a, b, c, d, e)$

## Join Operator/2

- Join ist **kommutativ** (bis auf Ordnung der Attribute):

$$r \bowtie s = \pi(s \bowtie r)$$

- Ordnung der Attribute wird durch (logisches) Vertauschen der Spalten (Projektion  $\pi$ ) wiederhergestellt und ist praktisch kostenlos
- Join ist **assoziativ**:

$$(r \bowtie s) \bowtie t = r \bowtie (s \bowtie t)$$

- **Effizienz der Auswertung:**
  - vertauschen der Join-Reihenfolge ändert zwar das Join-Ergebnis nicht
  - die Effizienz kann jedoch massiv beeinflusst werden!
- **Benennung der Relationen:**  $r \bowtie s$ 
  - $r$  die **äußere Relation**
  - $s$  die **innere Relation**

## Join Selektivität

- **Kardinalität:** absolute Größe des Join Ergebnisses  $r \bowtie_{\theta} s$

$$|r \bowtie_{\theta} s|$$

- **Selektivität:** relative Größe des Join Ergebnisses  $r \bowtie_{\theta} s$

$$sel_{\theta} = \frac{|r \bowtie_{\theta} s|}{|r \times s|}$$

- **schwache Selektivität:** Werte nahe bei 1 (viele Tupel im Ergebnis)
- **starke Selektivität:** Werte nahe bei 0 (wenig Tupel im Ergebnis)



## Integrierte Übung 3.2

Gegeben Relationen  $R1(\underline{A}, B, C)$ ,  $R2(\underline{C}, D, E)$ ,  $R3(\underline{E}, F)$ , Schlüssel unterstrichen, mit Kardinalitäten  $|R1| = 1000$ ,  $|R2| = 1500$ ,  $|R3| = 750$ .

- Schätzen Sie die Kardinalität des Joins  $R1 \bowtie R2 \bowtie R3$  ab (die Relationen enthalten keine Nullwerte).
- Geben Sie eine Join-Reihenfolge an, welche möglichst kleine Joins erfordert.
- Wie könnte der Join effizient berechnet werden?

## Join Operator/3

- Es gibt **verschiedene Algorithmen** um einen Join auszuwerten:
  - Nested Loop Join
  - Block Nested Loop Join
  - Indexed Nested Loop Join
  - Merge Join
  - Hash Join
- Auswahl aufgrund einer **Kostenschätzung**.
- Wir verwenden folgende **Relationen in den Beispielen**:
  - Anleger = (AName, Stadt, Strasse)
    - Anzahl der Datensätze:  $n_a = 10'000$
    - Anzahl der Blöcke:  $b_a = 400$
  - Konten = (AName, KontoNummer, Kontostand)
    - Anzahl der Datensätze:  $n_k = 5'000$
    - Anzahl der Blöcke:  $b_k = 100$

## Nested Loop Join/1

- **Nested Loop Join Algorithms**: berechne Theta-Join  $r \bowtie_{\theta} s$ 

```

for each tuple  $t_r$  in  $r$  do
  for each tuple  $t_s$  in  $s$  do
    if  $(t_r, t_s)$  erfüllt Join-Bedingung  $\theta$  then
      gib  $t_r \circ t_s$  aus
    end
  end
end

```
- **Immer anwendbar**:
  - für jede Art von Join-Bedingung  $\theta$  anwendbar
  - kein Index erforderlich
- **Teuer** da jedes Tupel des Kreuzproduktes ausgewertet wird

## Nested Loop Join/2

- **Ordnung der Join Argumente relevant**:
  - $r$  wird 1x gelesen,  $s$  wird bis zu  $n_r$  mal gelesen
- **Worst case**:  $M = 2$ , nur 1 Block von jeder Relation passt in Puffer  
 $Kosten = b_r + n_r * b_s$
- **Best case**:  $M > b_s$ , innere Relation passt vollständig in Puffer (+1 Block der äußeren Relation)  
 $Kosten = b_r + b_s$
- **Beispiel**:
  - Konten  $\bowtie$  Anleger:  $M = 2$   
 $b_k + n_k * b_a = 100 + 5'000 * 400 = 2'000'100$  Block Zugriffe
  - Anleger  $\bowtie$  Konten:  $M = 2$   
 $b_a + n_a * b_k = 400 + 10'000 * 100 = 1'000'400$  Block Zugriffe
  - Kleinere Relation (*Konten*) passt in Puffer:  $M > b_k$   
 $b_a + b_k = 400 + 100 = 500$  Block Zugriffe
- Einfacher Nested Loop Algorithms **wird nicht verwendet** da er nicht Block-basiert arbeitet.

## Block Nested Loop Join/1

- **Block Nested Loop Join** vergleicht jeden Block von  $r$  mit jedem Block von  $s$ .
- **Algorithmus** für  $r \bowtie_{\theta} s$

```

for each Block  $B_r$  of  $r$  do
  for each Block  $B_s$  of  $s$  do
    for each Tuple  $t_r$  in  $B_r$  do
      for each Tuple  $t_s$  in  $B_s$  do
        if  $(t_r, t_s)$  erfüllt Join-Bedingung  $\theta$  then
          gib  $t_r \circ t_s$  aus
  
```

## Block Nested Loop Join/2

- **Worst case:**  $M = 2$ ,  $Kosten = b_r + b_r * b_s$ 
  - Jeder Block der inneren Relation  $s$  wird für jeden Block der äußeren Relation einmal gelesen (statt für jedes Tupel der äußeren Relation)
- **Best case:**  $M > b_s$ ,  $Kosten = b_r + b_s$
- **Beispiel:**
  - $Konten \bowtie Anleger$ :  $M = 2$   
 $b_k + b_k * b_a = 100 + 100 * 400 = 40'100$  Block Zugriffe
  - $Anleger \bowtie Konten$ :  $M = 2$   
 $b_a + b_a * b_k = 400 + 400 * 100 = 40'400$  Block Zugriffe
  - Kleinere Relation ( $Konten$ ) passt in Puffer:  $M > b_k$   
 $b_a + b_k = 400 + 100 = 500$  Block Zugriffe

## Block Nested Loop Join/3

- **Zick-Zack Modus:**  $R \bowtie_{\theta} S$ 
  - reserviere  $M - k$  Blöcke für  $R$  und  $k$  Blöcke für  $S$
  - innere Relation wird abwechselnd vorwärts und rückwärts durchlaufen
  - dadurch sind die letzten  $k$  Seiten schon im Puffer (LRU Puffer Strategie) und müssen nicht erneut gelesen werden

- **Kosten:**  $k \leq b_s, 0 < k < M$

$$b_r + k + \lceil b_r / (M - k) \rceil (b_s - k)$$

- $r$  muss einmal vollständig gelesen werden
- innere Schleife wird  $\lceil b_r / (M - k) \rceil$  mal durchlaufen
- erster Durchlauf erfordert  $b_s$  Block Zugriffe
- jeder weitere Durchlauf erfordert  $b_s - k$  Block Zugriffe
- **Optimale Ausnutzung des Puffers:**
  - $b_r \leq b_s$ : kleinere Relation außen (Heuristik)
  - $k = 1$ :  $M - 1$  Blöcke für äußere Relation, 1 Block für innere

## Integrierte Übung 3.3

Berechne die Anzahl der Block Zugriffe für folgende Join Alternativen, jeweils mit Block Nested Loop Join, Puffergröße  $M = 20$ .

Konto:  $n_k = 5'000$ ,  $b_k = 100$ . Anleger:  $n_a = 10'000$ ,  $b_a = 400$

- $Konto \bowtie Anleger$ ,  $k = 19$
- $Konto \bowtie Anleger$ ,  $k = 10$
- $Konto \bowtie Anleger$ ,  $k = 1$
- $Anleger \bowtie Konto$ ,  $k = 1$

## Indexed Nested Loop Join/1

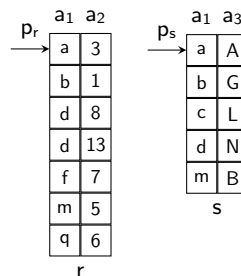
- **Index Suche** kann Scannen der inneren Relation ersetzen
  - auf innerer Relation muss Index verfügbar sein
  - Index muss für Join-Prädikat geeignet sein (z.B. Equi-Join)
- **Algorithmus:** Für jedes Tupel  $t_r$  der äußeren Relation  $r$  verwende den Index um die Tupel der inneren Relation zu finden, welche die Bedingung  $\theta$  erfüllen.
- **Worst case:** für jedes Tupel der äußeren Relation wird eine Index Suche auf die innere Relation gemacht.  
 $Kosten = b_r + n_r * c$ 
  - $c$  sind die Kosten, den Index zu durchlaufen und alle passenden Datensätze aus der Relation  $s$  zu lesen
  - $c$  kann durch die Kosten einer einzelnen Selektion mithilfe des Index abgeschätzt werden
- **Index auf beiden Relationen:** kleinere Relation außen

## Indexed Nested Loop Join/2

- **Beispiel:** Berechne  $Konten \bowtie Anleger$  (Konten als äußere Relation),  $B^+$ -Baum mit  $m = 20$  auf Relation  $Anleger$ .
- **Lösung:**
  - $Anleger$  hat  $n_a = 10'000$  Datensätze.
  - Kosten für 1 Datensatz von Relation  $Anleger$  mit Index lesen:
 
$$c = \lceil \log_{\lceil m/2 \rceil} (L) \rceil + 2 = \lceil \log_{\lceil m/2 \rceil} (\lceil \frac{n_a}{\lceil m/2 \rceil} \rceil) \rceil + 2 = 5$$
    - $B^+$ -Baum durchlaufen: maximale Pfadlänge + 1
    - 1 Zugriff auf Datensatz (Schlüssel)
  - $Konten$  hat  $n_k = 5'000$  Datensätze und  $b_k = 100$  Blöcke.
  - Indexed Nested Loop Join:  
 $Kosten = b_k + n_k * c = 100 + 5'000 * 5 = 25'100$  Blockzugriffe

## Merge Join/1

- **Merge Join:** Verwende zwei Pointer  $pr$  und  $ps$  die zu Beginn auf den ersten Datensatz der sortierten Relationen  $r$  bzw.  $s$  zeigen und bewege die Zeiger synchron, ähnlich wie beim Mischen, nach unten.
- **Algorithmus:** Merge join  $r \bowtie s$   
 Annahme: keine Duplikate in Join-Attributen der inneren Relation  $s$ .
  1. sortiere Relationen nach Join-Attributen (falls nicht schon richtig sortiert)
  2. starte mit Pointern bei jeweils 1. Tupel
  3. aktuelles Tupel-Paar ausgeben falls es Join-Bedingung erfüllen
  4. bewege den Pointer der Relation mit dem kleineren Wert; falls die Werte gleich sind, bewege den Pointer der äußeren Relation  $r$
- **Duplikate** in Join-Attributen: bei identischen Werten muss jede Kopie der äußeren mit jeder Kopie der inneren Relation gepaart werden.



## Merge Join/2

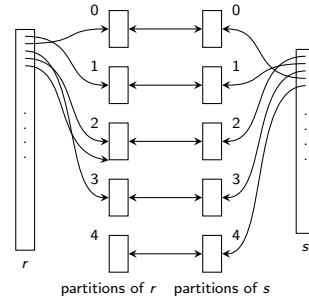
- Anwendbar **nur für Equi- und Natürliche Joins**
- **Kosten:** Falls alle Tupel zu einem bestimmten Join-Wert im Puffer Platz haben:
  - $r$  und  $s$  1x sequentiell lesen
  - $Kosten = b_r + b_s$  (+ Sortierkosten, falls Relationen noch nicht sortiert)
- Andernfalls muss ein **Block Nested Loop Join** zwischen den Tupeln mit identischen Werten in den Join-Attributen gemacht werden.
- **Sort-Merge Join:** Falls Relationen noch nicht sortiert sind, muss zuerst sortiert werden.

## Hash Join/1

- Nur für **Equi- und Natürliche Joins**.
- Partitioniere Tupel von  $r$  und  $s$  mit derselben **Hash Funktion  $h$** , welche die Join-Attribute (*JoinAttrs*) auf die Menge  $\{0, 1, \dots, n\}$  abbildet.

- Alle Tupel einer Relation mit demselben Hash-Wert bilden eine **Partition (=Bucket)**:

- Partition  $r_i$  enthält alle Tupel  $t_r \in r$  mit  $h(t_r[\text{JoinAttrs}]) = i$
- Partition  $s_i$  enthält alle Tupel  $t_s \in s$  mit  $h(t_s[\text{JoinAttrs}]) = i$



- Partitionsweise joinen:** Tupel in  $r_i$  brauchen nur mit Tupel in  $s_i$  verglichen werden
  - ein  $r$ -Tupel und ein  $s$ -Tupel welche die Join-Kondition erfüllen, haben denselben Hash-Wert  $i$  und werden in die Partitionen  $r_i$  bzw.  $s_i$  gelegt

## Hash Join/2

- Algorithmus für Hash Join  $r \bowtie s$ .**
  - Partitioniere  $r$  und  $s$  mit derselben Hash Funktion  $h$ ; jede Partition wird zusammenhängend auf die Platte geschrieben
  - Für jedes Paar  $(r_i, s_i)$  von Partitionen:
    - build:** lade  $s_i$  in den Hauptspeicher und baue einen Hauptspeicher-Hash-Index mit neuer Hash-Funktion  $h' \neq h$ .
    - probe:** für jedes Tupel  $t_r \in r_i$  suche zugehörige Join-Tupel  $t_s \in s_i$  mit Hauptspeicher-Hash-Index.
- Relation  $s$  wird **Build Input** genannt;  $r$  wird **Probe Input** genannt.
- Kleinere Relation** (in Anzahl der Blöcke) wird als Build Input verwendet, damit weniger Partitionen benötigt werden.
  - Hash-Index für jede Partition des Build Input muss in Hauptspeicher passen ( $M - 1$  Blöcke für Puffergröße  $M$ )
  - von Probe Input brauchen wir jeweils nur 1 Block im Speicher

## Hash Join/3

- Kosten für Hash Join:**
  - Partitionieren der beiden Relationen:  $2 * (b_r + b_s)$ 
    - jeweils gesamte Relation einlesen und zurück auf Platte schreiben
  - Build- und Probe-Phase lesen jede Relation genau einmal:  $b_r + b_s$
  - $Kosten = 3 * (b_r + b_s)$
  - Kosten von nur **teilweise beschriebenen Partitionen** werden nicht berücksichtigt.

## Hash Join/4

**Beispiel:**  $Konto \bowtie Anleger$  soll als Hash Join berechnet werden. Puffergröße  $M = 20$  Blöcke,  $b_k = 100$ ,  $b_a = 400$ .

- Welche Relation wird als Build Input verwendet?  
**Konto, da kleiner ( $b_k < b_a$ )**
- Wieviele Partitionen müssen gebildet werden?  
 $\lceil \frac{b_k}{M-1} \rceil = 6$  Partitionen, damit Partitionen von Build Input in Puffer ( $M - 1 = 19$ ) passen. Partitionen von Probe Input müssen nicht in Puffer passen: es wird nur je ein Block eingelesen.
- Wie groß sind die Partitionen?  
Build Input:  $\lceil 100/6 \rceil = 17$ , Probe Input:  $\lceil 400/6 \rceil = 67$
- Kosten für Join?  
 $3(b_k + b_a) = 1'500$  laut Formel. Da wir aber nur ganze Blöcke schreiben können, sind die realen Kosten etwas höher:  
 $b_k + b_a + 2 * (6 * 17 + 6 * 67) = 1'508$

## Rekursives Partitionieren

- Eine Relation kann **höchstens in  $M - 1$  Partitionen** zerlegt werden:
  - 1 Input-Block
  - $M - 1$  Output Blocks (1 Block pro Partition)
- Partitionen der Build-Relation ( $b$  Blöcke) **müssen in Speicher passen**
  - Build-Partition darf maximal  $M - 1$  Blöcke haben  
 $\Rightarrow$  Anzahl der Partitionen mindestens  $\lceil \frac{b}{M-1} \rceil$
- Build-Relation könnte **zu groß** für maximale Partitionen-Anzahl sein:
  - falls  $\lceil \frac{b}{M-1} \rceil > M - 1$  können nicht genug Partitionen erzeugt werden
- **Rekursives Partitionieren:**
  - erzeuge  $M - 1$  Partitionen  $(r_i, s_i)$ ,  $1 \leq i < M$
  - partitioniere jedes Paar  $(r_i, s_i)$  rekursiv (mit einer neuen Hash-Funktion), bis Build-Partition in Hauptspeicher passt
  - $(r_i, s_i)$  wird also behandelt wie zwei Relationen

## Overflows/1

- **Overflow:** Build Partition passt nicht in den Hauptspeicher
  - kann auch vorkommen, wenn es sich von der Größe der Build-Relation her ausgehen müsste (d.h.  $\lceil \frac{b}{M-1} \rceil \leq M - 1$ )
- Overflows entstehen durch **verschieden große Partitionen:**
  - einige Werte kommen viel häufiger vor oder
  - die Hashfunktion ist nicht uniform und random
- **Fudge Factor:**
  - etwas mehr als  $\lceil \frac{b}{M-1} \rceil$  Partitionen (z.B. 20% mehr) werden angelegt
  - dadurch werden kleine Unterschiede in der Partitionsgröße abgedeckt
  - hilft nur bis zu einem gewissen Grad
- **Lösungsansätze**
  - Overflow Resolution
  - Overflow Avoidance

## Overflows/2

- **Overflow Resolution:** während der Build-Phase
  - falls Build-Partition  $s_i$  zu groß: partitioniere Probe- und Build-Partition  $(r_i, s_i)$  erneut bis Build-Partition in Speicher passt
  - für erneutes Partitionieren muss neue Hashfunktion verwendet werden
  - selbe Technik wie rekursives Partitionieren (es wird jedoch aufgrund unterschiedlicher Partitionsgrößen neu partitioniert, nicht wegen der Größe der Build-Relation)
- **Overflow Avoidance:** während des Partitionierens
  - viele kleine Partitionen werden erzeugt
  - während der Build-Phase werden so viele Partitionen wie möglich in den Hauptspeicher geladen
  - die entsprechenden Partitionen in der anderen Relation werden für das Probing verwendet
- **Wenn alle Stricke reißen...**
  - wenn einzelne Werte sehr häufig vorkommen versagen beide Ansätze
  - Lösung: Block-Nested Loop Join zwischen Probe- und Build-Partition

## Zusammenfassung

- **Nested Loop Joins:**
  - Naive NL: ignoriert Blöcke
  - Block NL: berücksichtigt Blöcke
  - Index NL: erfordert Index auf innere Relation
- **Equi-Join Algorithmen:**
  - Merge-Join: erfordert sortierte Relationen
  - Hash-Join: keine Voraussetzung