Datenbanksysteme

Wintersemester 2016/17

Prof. Dr.-Ing. Sebastian Michel
TU Kaiserslautern

smichel@cs.uni-kl.de

Verschachtelte (Engl. Nested) Anfragen

Wieso und wo gibt es verschachtelte Anfragen?

- Unteranfragen können beinahe überall in SQL auftreten, z.B. im SELECT, als "Relation" in FROM oder natürlich in der WHERE Klausel.
- Macht Formulierung von Anfragen oft angenehmer, da natürlicher, vgl. z.B. WHERE EXISTS
- Für Anfrageverarbeitung in der Regel allerdings nicht wünschenswert, da naive Ausführung teuer

Literaturempfehlung: Ganski und Wong. Optimization of Nested SQL Queries Revisited. SIGMOD 1987.
`http://www.csd.uoc.gr/~hy460/pdf/p23-ganski.pdf`
bzw. auch Won Kim. On optimizing SQL-like nested query. ACM TODS, 1982.

Klassifizierung (Typen) von Schachtelungen

Typ A Verschachteltes Prädikat, welches einen (aggregierten Wert) liefert und **unabhängig** von äußerer Anfrage ist.

```
SELECT *
FROM exams e
WHERE e.note = (SELECT max(note) FROM exams)
```

Typ N Verschachteltes Prädikat, bei dem innere Anfrage eine Relation zurück gibt, aber **unabhängig** ist von äußerer Anfrage.

```
SELECT *
FROM exams e
WHERE e.department IN (SELECT f.id
                       FROM department f
                       WHERE f.name='Informatik')
```

Typen nach Won Kim '82. On optimizing SQL-like nested query.

Klassifizierung (Typen) von Schachtelungen

Typ J Verschachteltes Prädikat. Innere Anfrage referenziert äußere Anfrage, ist also **abhängig (korreliert)**. Keine Aggregation in innereren Anfrage.

```
SELECT BestNr
FROM Bestellung B
WHERE ProdNr IN (SELECT ProdNr
                 FROM Lieferung L
                 WHERE L.LiefNr = B.BestNr
                 AND L.Datum = current_date)
```

Typ JA Wie J nur nun mit Aggregation.

Typen nach Won Kim '82. On optimizing SQL-like nested query.

Entschachteln von Anfragen: Konstante Unteranfragen

SELECT *
FROM exams e
WHERE e.note = (**SELECT** max(note) **FROM** exams)

- **Naive Ausführung: Für jedes Tupel aus Exams e wird ein Mal über Exams iteriert. Teuer.**
- **Unteranfrage berechnet einen konstanten Wert**
- **Kann vom Anfrageoptimierer erkannt, berechnet und als Konstante bereitgestellt werden.**

DEFINE m = (SELECT max(note) from Exams)

SELECT *
FROM exams e
WHERE e.note = **m**

Entschachteln von Anfragen: Unabhängige Unteranfragen

```
SELECT *
FROM exams e
WHERE e.department IN (SELECT f.id
                       FROM department f
                       WHERE f.name='Informatik')
```

- **Unteranfrage ist unabhängig von der äußeren Anfrage**
- Hier eine **Existenzaussage** via **IN**, ähnlich/identisch zu **EXISTS** oder **ANY**.
- Kann einfach entschachtelt werden mit Hilfe eines Joins bzw. Semijoin, unten dargestellt.
- Oder Unteranfrage wird berechnet, materialisiert und als Filter benutzt.

```
SELECT DISTINCT e.*
FROM exams e, department f
WHERE e.department = f.id AND f.name='Informatik'
```

Verschachtelte vs. Unverschachtelte Anfrage

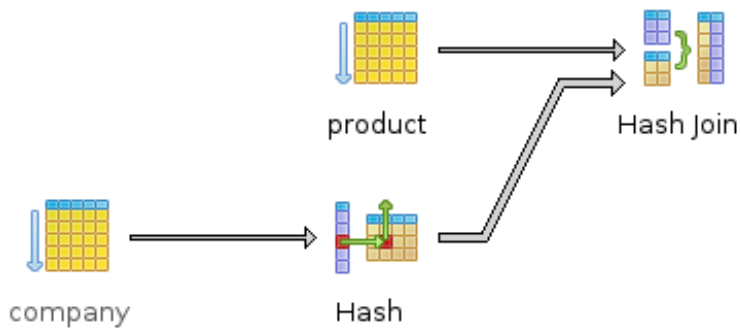
```
SELECT p.pname,
       (SELECT c.city
        FROM company c
        WHERE p.cid = c.cid) AS city
FROM product p;
```

Sequential Scan auf company mit Filter p.cid=c.cid:

Kann leicht entschachtelt werden:

```
SELECT p.pname, c.city
FROM product p, company c
WHERE p.cid = c.cid
```

Nach Entschachtelung Plan mit Hashjoin:



Achtung: Annahme im Beispiel, dass jedes Produkt auch Firma und somit City hat, sonst unten LEFT OUTER JOIN nötig.

Entschachteln von Anfragen: Abhängige Unteranfragen

```
SELECT BestNr
FROM Bestellung B
WHERE ProdNr IN (SELECT ProdNr
                 FROM Lieferung L
                 WHERE L.LiefNr = B.BestNr
                 AND L.Datum = current_date)
```

Kann entschachtelt werden zu

```
SELECT BestNr
FROM Bestellung B, Lieferung L
WHERE B.ProdNr = L.ProdNr
      AND L.LiefNr = B.BestNr
      AND L.Datum = current_date
```

Entschachteln von Anfragen: Abhängige Unteranfragen

Unteranfragen müssen nicht nur im WHERE Block stehen: Berechne für jede Firma die Anzahl an Produkten, die dort hergestellt werden.

```
SELECT DISTINCT C.cname, (SELECT count(*)
                          FROM Product P
                          WHERE P.cid = C.cid)
FROM Company C
```

Kann mit Hilfe von GROUP BY entschachtelt werden zu

```
SELECT C.cname, count(*)
FROM Company C, Produkt P
WHERE C.cid = P.cid
GROUP BY C.cname
```

Ist das so korrekt?

Entschachteln von Anfragen: Abhängige Unteranfragen

Nein, die Entschachtelung war nicht korrekt. Was ist mit Firmen, die gar keine Produkte haben?

SELECT C.cname, count(p.name)
FROM Company C **LEFT OUTER JOIN** Product P
ON C.cid = P.cid
GROUP BY C.cname

Verschachtelte Anfragen mit EXIST, IN, ANY

Finde alle Firmen mit Produkten günstiger als 150.

```
SELECT DISTINCT c.cname
FROM company c
WHERE EXISTS (SELECT *
              FROM product p
              WHERE c.cid=p.cid and p.price < 150);
```

Wie kann man diese Anfrage mittels **IN** oder **ANY** ausdrücken?

Verschachtelte Anfragen mit EXIST, IN, ANY (2)

```
SELECT DISTINCT c.cname
FROM company c
WHERE c.cid IN (SELECT p.cid
                FROM product p
                WHERE c.cid=p.cid and p.price < 150);
```

```
SELECT DISTINCT c.cname
FROM company c
WHERE 150 > ANY (SELECT p.price
                 FROM product p
                 WHERE c.cid=p.cid);
```

Nun zur Entschachtelung ...

Verschachtelte Anfragen mit EXIST, IN, ANY (3)

```
SELECT DISTINCT c.cname
FROM company c
WHERE EXISTS (SELECT *
              FROM product p
              WHERE c.cid=p.cid and p.price < 150);
```

Kann entschachtelt geschrieben werden als

```
SELECT DISTINCT c.cname
FROM company c, product p
WHERE c.cid = p.cid and p.price < 150
```

Existenzquantoren sind einfach zu entschachteln.

Allquantor

Product (pname, price, cid) Company(cid, cname, city)
Finde alle Firmen, die nur Produkte mit Preis unter 150 haben.

```
SELECT DISTINCT C.cname
FROM Company C
WHERE NOT EXISTS (SELECT *
                  FROM Product P
                  WHERE P.cid = C.cid AND P.price >= 150)
```

Wie sehen die **alternativen Formulierungen** mit **ALL** und **NOT IN** aus?

Entschachteln von Anfragen

Beispielanfrage, die für jeden Studenten dessen bestes Examen berechnet:

```
SELECT s.name, e.course
FROM students s, exams e
WHERE s.id = e.sid AND
        e.grade = (SELECT min(e2.grade)
        FROM exams e2
        WHERE s.id = e2.sid)
```

- **Unteranfrage ist abhängig von der äußeren Anfrage**
- Für jedes Paar von Student und Examen (s,e) muss im Prinzip geschaut werden ob diese Prüfung auch die beste des Studenten ist.
- Ein sogenannter **dependent Join**.

Entschachteln von Anfragen

Die vorherige Anfrage kann umgeformt werden zu

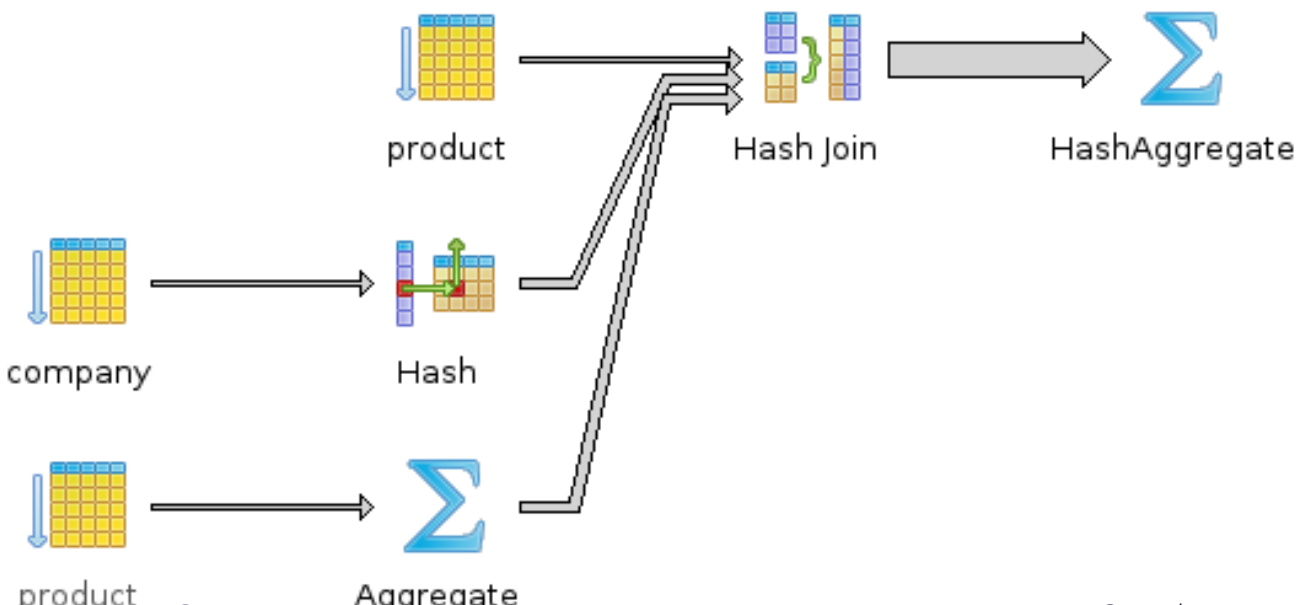
```
SELECT s.name, e.course
FROM students s, exams e,
        (SELECT e2.sid as id, min(e2.grade) as best
        FROM exams e2
        GROUP BY e2.sid) m
WHERE s.id = e.sid AND
          s.id=e.sid AND m.id=s.id AND e.grade=m.best
```

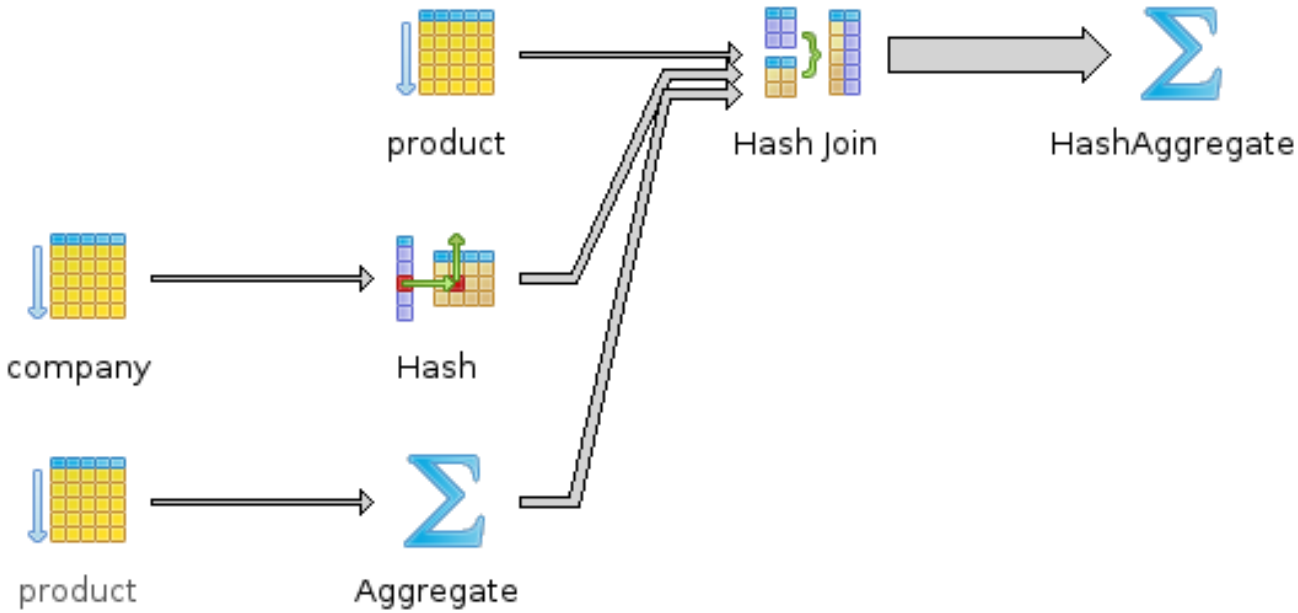
D.h. wir haben zwar eine Verschachtelung, aber keine abhängige Unteranfrage. Prima.

Dependent Join

Analog, finde Firmennamen und Produktnamen der teuersten Produkte der Firma.

```
SELECT DISTINCT c.cname, px.pname
FROM company c, product px
WHERE c.cid = px.cid
        and px.price = (SELECT max(p.price)
        FROM product p
        WHERE c.cid=p.cid);
```





	QUERY PLAN text
1	HashAggregate (cost=2182.64..2182.65 rows=1 width=436)
2	Group Key: c.cname, px.pname
3	-> Hash Join (cost=14.25..2182.64 rows=1 width=436)
4	Hash Cond: ((px.cid = c.cid) AND (px.price = (SubPlan 1)))
5	-> Seq Scan on product px (cost=0.00..13.10 rows=310 width=226)
6	-> Hash (cost=11.70..11.70 rows=170 width=222)
7	-> Seq Scan on company c (cost=0.00..11.70 rows=170 width=222)
8	SubPlan 1
9	-> Aggregate (cost=13.88..13.89 rows=1 width=4)
10	-> Seq Scan on product p (cost=0.00..13.88 rows=2 width=4)
11	Filter: (c.cid = cid)

Dependent Join

Dependent Join

- Naiver Nested Loops Join, bei dem die rechte Relation von dem aktuellen Tupel der linken Seite abhängt.
- Zur Erinnerung, "normaler Join"

$$T_1 \bowtie_p T_2 := \sigma_p(T_1 \times T_2)$$

- Dependent Join hingegen ist definiert als

$$T_1 \bowtie\!\!\!\!\blacktriangleright_p T_2 := \{t_1 \circ t_2 | t_1 \in T_1 \wedge t_2 \in T_2(t_1) \wedge p(t_1 \circ t_2)\}$$

- Wenn wir mit $\mathcal{A}(T)$ die Attribute eines Ausdrucks T der rel. Algebra bezeichnen und mit $\mathcal{F}(T)$ die freien Variablen in T, dann muss $\mathcal{F}(T_2) \subseteq \mathcal{A}(T_1)$ gelten.

Dependent Join und Potenzial von Entschachtelung

Ziel der Entschacheltung

- Ersetze dependent Join durch "normalen" Join
- Wieso?

Potenzial

- Nach der Entschachtelung können andere Implementierungen des Join-Operators benutzt werden, nicht nur Nested Loops Join.
- Dies bringt natürlich mehr Flexibilität und bringt in der Regel große Gewinne in der Performance der Anfrage.

Weitere Literatur: Aktuelle Arbeit von Neumann und Kemper. Unnesting Arbitrary Queries. Fachtagung Datenbanksysteme für Business, Technologie und Web (BTW), 2015.

Optimierung von mehreren Anfragen

Multi Query Optimization

- Gegeben eine Menge von Anfragen, die von einem oder mehreren Benutzern "zeitgleich" an die DB geschickt wurden.
- DB kann nun schauen ob Anfragen Gemeinsamkeiten haben, um Berechnungskosten für die gesamte Menge zu verringern.

Beispiel: Gegeben sind folgende Anfragen

SELECT * **FROM** (R **NATURAL JOIN** T) **NATURAL JOIN** S
SELECT * **FROM** (R **NATURAL JOIN** U) **NATURAL JOIN** S

Welche Gemeinsamkeiten gibt es hier?

Optimierung von mehreren Anfragen (2)

SELECT * **FROM** (R **NATURAL JOIN** T) **NATURAL JOIN** S
SELECT * **FROM** (R **NATURAL JOIN** U) **NATURAL JOIN** S

- Der Joinoperator ist kommutativ und assoziativ, wie wir gesehen haben.
- Also, beide Anfragen haben gemeinsam den Join zwischen R und S.

Optimierung von mehreren Anfragen (3)

Wir können die Anfragen also "umschreiben" zu ...

SELECT * **FROM** (R **NATURAL JOIN** S) **NATURAL JOIN** T
SELECT * **FROM** (R **NATURAL JOIN** S) **NATURAL JOIN** U

- ... und die **Teilanfrage (R NATURAL JOIN S) nur ein Mal ausführen.**
- Was gibt es dabei zu beachten?
- Evtl. ist die Teilanfrage (R **NATURAL JOIN** S) sehr teuer.
- **Mögliche Vorgehensweise:** Jede Anfrage wird getrennt voneinander übersetzt und dann erst geschaut ob es gemeinsame Teilausdrücke gibt.
- Eine einfache Möglichkeit: **Shared Scans**, d.h. lesen der Relationen wird nur ein Mal ausgeführt, für versch. Anfragen.

Materialisierte Sichten (Materialized Views)

Vgl. (Dynamische) Sicht

- =Makro für Query
- Ergebnis der Anfrage wird nicht vorberechnet
- Rechenaufwand zum Zeitpunkt der Anfrage (=query time)
- erst wenn die Sicht benutzt wird, wird auch das Ergebnis der Sicht berechnet

Materialisierte Sicht

- Ergebnis der Sicht wird **vorberechnet**
- wenn eine Anfrage die Sicht benutzt, ist das Ergebnis der Sicht bereits vollständig berechnet
- Rechenaufwand vorher
- Problem bei Updates:
  Tabellen, die zur Vorberechnung der Sicht benutzt werden, ändern sich $\Rightarrow$ Materialisierte Sicht muss angepasst werden

Ausnutzen von Materialisierten Sichten

Gegeben eine **materialisierte Sicht**, die durch folgende Anfrage erzeugt wurde:

SELECT L_V
FROM R_V
WHERE C_V

Daneben haben wir eine **Anfrage**, die wie folgt aufgebaut ist

SELECT L_Q
FROM R_Q
WHERE C_Q

L_V ist eine Liste von Attributen, R_V eine Liste von Relationen und C_V ein Prädikat. **Kann teil der Anfrage durch Sicht V ersetzen, falls folgendes gilt:**

- Alle Relationen auf R_V treten auch in der Liste R_Q auf
- Das Prädikat C_Q ist äquivalent zu C_V **AND** C, für ein Prädikat C. Oder einfach nur identisch zu C_V.
- Für den Fall, dass C gebraucht wird müssen entsprechende Attribute in L_V vorhanden sein, bzw. in den Relationen R_V.
- Attribute aus L_Q sind auch in L_V

Ausnutzen von Materialisierten Sichten (2)

SELECT L_V
FROM R_V
WHERE C_V

SELECT L_Q
FROM R_Q
WHERE C_Q

... also falls die Bedingungen von zuvor zutreffen, dann kann man die Anfrage so anpassen, dass die View benutzt wird, durch:

- **Ersetze die Liste von Relationen R_Q durch die View V und alle restlichen Relationen, die nicht in R_V sind.**
- **Ersetze C_Q durch C, falls C nicht gebraucht wird (weil $C_V = C_Q$), dann gibt es keine WHERE Klausel.**

Materialisierte Sichten Bestimmung

(engl. Materialized View Selection)

- Welche Views sollen materialisiert werden?
- Frage ist ähnlich zur Frage welche Indexe angelegt werden sollen.
- Auch hier müssen Information zum **Workload** (welche Queries, wie oft, welche Indexe gibt es, welche Updates) gegeben sein.

Richtlinien, welche Sichten evtl. angelegt werden sollen

- Sichten sollten Relationen in **FROM** Klausel haben, die Teilmenge der FROM Klausel von Anfragen des Workloads sind.
- Die **WHERE** Klausel besteht aus einem Prädikat, das Teil eines konjunktiven (AND) Prädikats von Anfragen ist.
- Attribute, die in der **SELECT** Klausel sind ausreichend um Anfragen des Workloads zu beantworten.

Updates und Materialisierte Sichten

- Wenn sich die Tabellen, die einer materialisierten Sicht zugrunde liegen ändern, so haben diese Änderungen auch Auswirkungen auf die Sicht.
- Für jede kleine Änderung eine komplette Neuberechnung der Sicht auszuführen ist natürlich keine gute Idee.

Inkrementelle Instandhaltung von materialisierten Sichten

- Z.B. Sicht $V = R \bowtie S$. Relation R wird verändert. Wir haben also V^{alt}, R^{alt} und R^{neu}.
- Versuchen dann V^{neu} zu bestimmen, ohne neue Berechnung.
- **Fall Insert**: Betrachte dazu in R^{alt} eingefügtes Tupel i_R. Dann $V^{neu} = V^{alt} \cup (i_r \bowtie S)$. Ähnlich bei Delete, Selektion, ...
- Auch periodische oder durch andere Kriterien angestoßene Neuberechnung, z.B. nachts.

Tuning des Datenbankschemas

- Neben dem Tuning mit Hilfe von Indexen kann auch das Schema einer Datenbank benutzt werden, um die Performance der Anfrageausführung zu erhöhen.
- Auch hierfür braucht man Annahmen bzw. Erfahrungswerte über Datenbank Workloads, d.h. welche Anfragen werden wie oft ausgeführt.

Wiederholung: Normalisierung von Relationen

Um Qualitätsprobleme im ursprünglichen Entwurf zu beheben, wird das bestehende Relationenschema $\mathcal{R}$ wird in mehrere Relationenschemata $\mathcal{R}_1, ..., \mathcal{R}_n$ zerlegt, die dann "besser" sind.

- Die Güte einer Zerlegung wird mit **Normalformen** beschrieben.
- Normalformen: 1NF, 2NF, 3NF, BCNF, 4NF, ...

Korrektheitskriterien für Zerlegung:

- **Verlustlosigkeit:** Die in der ursprünglichen Relationenausprägung R des Schemas $\mathcal{R}$ enthaltenen Daten müssen aus den Ausprägungen $R_1, ..., R_n$ der neuen Relationenschemata $\mathcal{R}_1, ..., \mathcal{R}_n$ rekonstruierbar sein.
- **Abhängigkeitsbewahrung:** Alle FDs in F_R sollten in den $F_{\mathcal{R}_1}, F_{\mathcal{R}_2}, ...F_{\mathcal{R}_n}$ bewahrt bleiben.

Wiederholung: Dritte Normalform

- Intuition: Nicht-Schlüssel Attribut darf kein anderes Nicht-Schlüssel Attribut bestimmen.

Ein Relationenschema $\mathcal{R}$ ist in dritter Normalform, wenn für jede für $\mathcal{R}$ geltende FD der Form $\alpha \rightarrow B$ mit Attribut $B \in \mathcal{R}$ mindestens eine von drei Bedingungen gilt:

1. $B \in \alpha$, d.h. die FD ist **trivial**
2. α is **Superschlüssel** von R
3. B ist **prim**

Eigenschaften:

- 3NF verhindert **partielle und transitive** Abhängigkeiten
- 3NF $\Rightarrow$ 2NF

Wiederholung: Boyce-Codd-Normalform

Die Boyce-Codd-Normalform (BCNF) ist nochmals eine Verschärfung der 3NF. **Intuition:** Jedes Attribut darf **nur** den gesamten Schlüssel beschreiben und nichts anderes.

Ein Relationenschema $\mathcal{R}$ mit FDs F ist in BCNF, wenn für jede für $\mathcal{R}$ geltende funktionale Abhängigkeit der Form $\alpha \rightarrow B$ mit Attribut $B \in \mathcal{R}$ mindestens eine von zwei Bedingungen gilt:

1. $B \in \alpha$, d.h. die FD ist **trivial**
2. α ist Superschlüssel von $\mathcal{R}$

- Unterschied zu 3NF: 3. Bedingung fällt weg (B ist prim).
- Man kann jede Relation **verlustlos** in BCNF-Relationen zerlegen
- **Aber:** manchmal lässt sich dabei die **Abhängigkeitserhaltung nicht** erzielen!

Tuning des Datenbankschemas: Beispiel

Contracts(cid: integer, supplierId: integer, projectId: integer,
deptid: integer, partid: integer, qty: integer, value: real)
Departments(did: integer, budget: real, annualreport: varchar)
Parts(pid: integer, cost)
Projects(jid: integer, mgr: char(20))
Supplier(sid: integer, address: char(50))

Ein Tupel in der Relation Contract, gegeben durch cid C, ist ein Vertrag, dass Anbieter S (sid) eine Anzahl von Q (qty) Items des Typs P (pid) zu Project J (jid), assoziiert mit Abteilung D (did) liefert, der Wert dieses Vertrags ist *value* V.

Tuning des Datenbankschemas: Beispiel (Cont'd)

Contracts(cid: integer, supplierId: integer, projectId: integer,
deptid: integer, partid: integer, qty: integer, value: real)
Departments(did: integer, budget: real, annualreport: varchar)
Parts(pid: integer, cost)
Projects(jid: integer, mgr: char(20))
Supplier(sid: integer, address: char(50))

Wir haben folgende funktionale Abhängigkeiten (FDs), für Contracts:

- **Ein Projekt kauft ein Produkt mit einem einzelnen Vertrag**.
  D.h. es gibt keine zwei verschiedene Verträge eines Projekts über das selbe Produkt. $JP \rightarrow C$
- **Eine Abteilung kauft nicht mehr als ein Produkt von einem bestimmten Anbieter**: $SD \rightarrow P$
- Natürlich ist C (cid) Schlüssel

Tuning des Datenbankschemas: Beispiel (Cont'd)

- Betrachten wir die funktionale Abhängigkeit $SD \rightarrow P$
- P ist prim, da Teil des Kandidatenschlüssels JP, also ist **Contracts in 3NF**
- Aber sie ist **nicht in BCNF.**

Zerlegung in BCNF

- Anhand von $SD \rightarrow P$
- D.h. wir bekommen zwei Relationen SDP und $CSJDQV$.
- Leider nicht abhängigkeitsbewahrend: $JP \rightarrow C$ kann nicht mehr überprüft werden; müssten also Relation JPC noch dazu anlegen.

Was ist nun falls folgende Frage häufig auftritt: Finde die Anzahl (Q) der bestellten Teile für P in Vertrag C?

Denormalisierung

Es kann Sinn machen aus Gründen der Performance auf eine mögliche starke Normalform zu verzichten.

- Die durch die bei Anfragen evtl. wegfallenden Joins wird die Performance erhöht.
- **Jedoch werden Daten redundant gespeichert.**
- D.h. es besteht ein **nicht trivialer Tradeoff zwischen Performance und Redundanz.**

Denormalisierung (2)

- Wie wir gesehen haben ist die **Relation Contracts in 3NF**.
- Was ist wenn eine **häufig auftretende Anfrage** überprüfen soll, dass der Wert eines Vertrags das Budget der Abteilung nicht übersteigt?

Zur Erinnerung:

Contracts(cid: integer, supplierId: integer, projectId: integer,
deptid: integer, partid: integer, qty: integer, value: real)
Departments(did: integer, budget: real, annualreport: varchar)
...

Idee

- **Wir könnten budget aus der Relation Departments in die Relation Contracts aufnehmen.**
- Was bedeutet dies?

Denormalisierung (3)

- **Die Anfrage könnte nun sehr effizient ausgeführt werden.**
- Aber mit dieser Änderung ist Contracts **nicht mehr in 3NF**, da wir nun die funktionale Abhängigkeit $D \rightarrow B$ haben.

- Trotzdem könnte man mit dieser Redundanz evtl. leben, je nachdem wie wichtig die Performance der Anfrage ist (**Tradeoff!**)

Vertikale Partitionierung

- Nehmen wir die Zerlegung der Relation Contracts in SDP und CSJDQV an, welche nun in BCNF sind.
- Weiter nehmen wir an, dass die folgenden beiden Anfragen häufig auftreten:
  - Finde alle Verträge (Contracts) vom Anbieter S
  - Finde alle Verträge von Abteilung D

Zerlegung von CSJDQV

- Wir könnten die Relation CSJDQV zerlegen in: CS, CD und CJQV.
- Was ist der Vorteil solch einer Zerlegung?
- Was ist wenn die folgende Anfrage häufig auftritt: Finde die Summe aller Values der Verträge eines bestimmten Anbieters?

Zusammenfassung Anfrageverarbeitung und Optimierung

- Wie kann auf Daten zugegriffen werden? Gibt es Indexe und wie liegen die Daten auf der Festplatte?
- Diverse Pufferstrategien wie CLOCK, LRU.
- Wie können Joins implementiert werden? Hash vs. Sort-Merge vs. Nested-Loops
- Welche Implementierung bzw. welcher Index eignet sich für Anfrage?
- Welche Option ist am günstigsten?
- Regelbasierte und Kostenbasierte Optimierung.
- Wie werden Kosten berechnet bzw. abgeschätzt?
- Suchraum der Anfrageoptimierung.
- Weitere Tricks zur Anfrageoptimierung, z.B. Entschachteln von Anfragen.