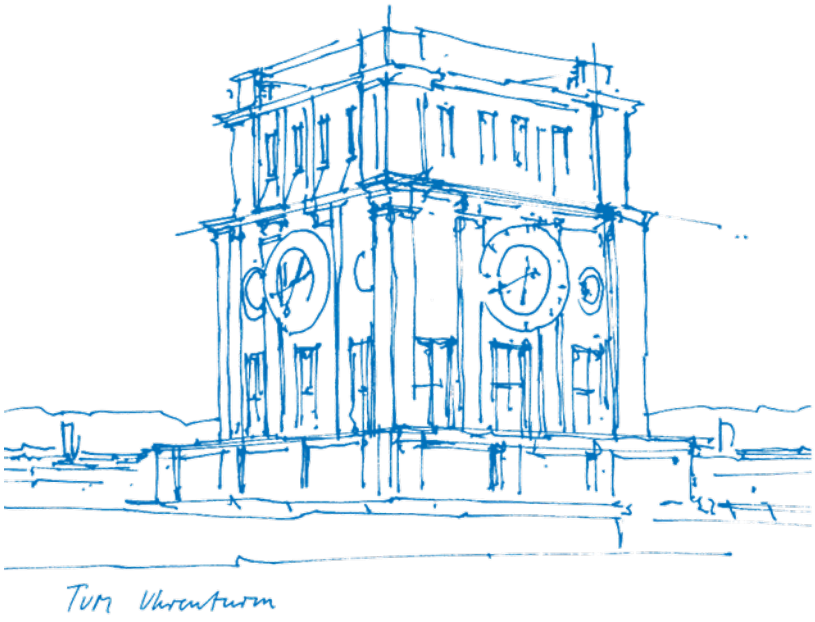
Grundlagen Datenbanken

Benjamin Wagner

7. Februar 2019



Allgemeines

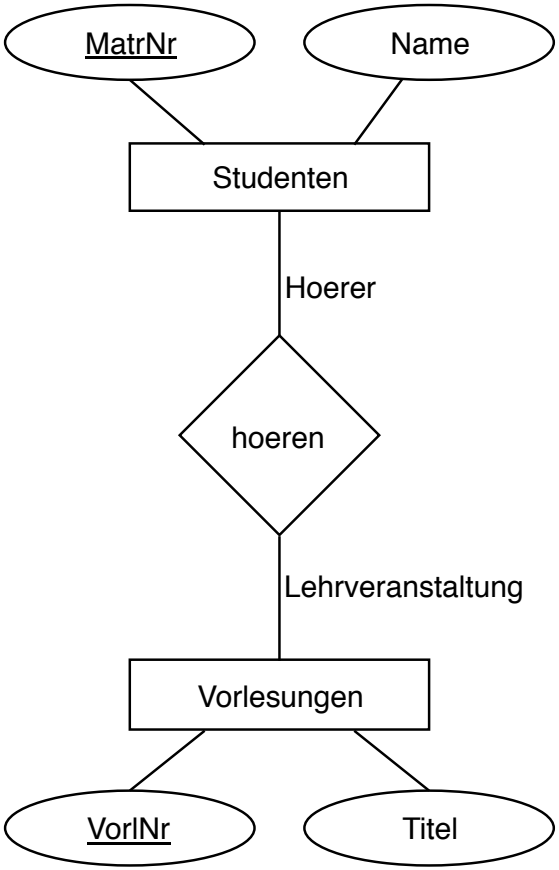
- Folien von mir sollen unterstützend dienen. Sie sind nicht von der Übungsleitung abgesegnet und haben keinen Anspruch auf Vollständigkeit (oder Richtigkeit).
- Bei Fragen oder Korrekturvorschlägen: wagnerbe@in.tum.de
- Vorlesungsbegleitendes Buch von Professor Kemper (Chemiebib)
- Mein Foliensatz ist online: `https://github.com/wagjamin/GDB2018`

Entity/Relationship-Modellierung

- **Entity:** Gegenstandstyp, welcher mit anderen Gegenständen in Beziehung steht
- **Relationship:** Modelliert die Beziehung zwischen Entities
- **Attribut:** Eine Eigenschaft einer Entity
- **Schlüssel:** Identifiziert eindeutig einen Datensatz
- **Rolle:** Welche Rolle nimmt eine Entity in einer Beziehung ein

$\Rightarrow$ Lässt sich als Graph darstellen, siehe Universitätsschema

Beispiel: Schema

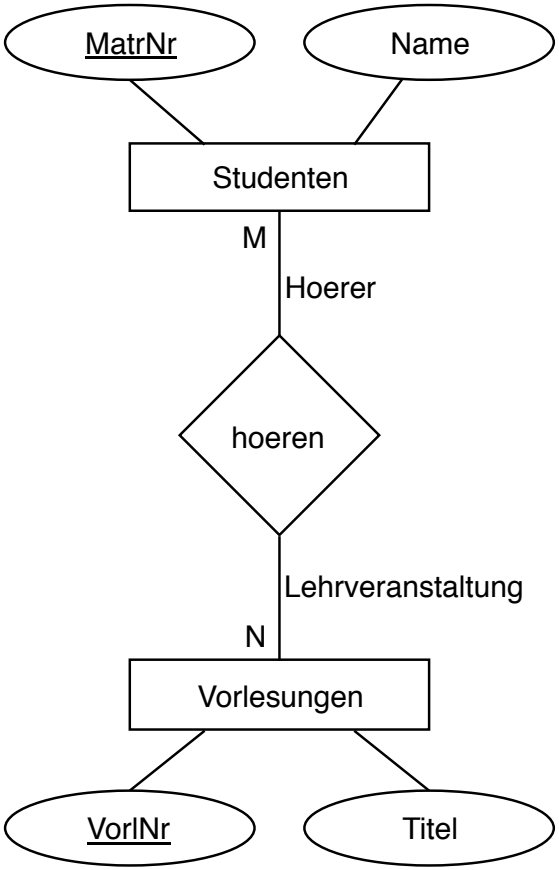


- Repräsentiert Studenten, die bestimmte Vorlesungen hören
- Schlüssel sind unterstrichen, ein Student ist eindeutig durch seine MatrNr bestimmt
- Hören modelliert eine Relationship zwischen Studenten und Vorlesungen
- Studenten treten hier in Rolle ”Hörer” auf

Funktionalitäten

- Für eine Relationship R zwischen zwei Entities E_1 und E_2 gilt:
  $R \subset E_1 \times E_2$
- Funktionalitäten charakterisieren die Relationship
- Mögliche Funktionalitäten: 1:1, 1:N, N:1, N:M
- Das kann auf Relationships mit vielen Entities ausgedehnt werden
- **Beispiel?**

Beispiel: Funktionalitäten

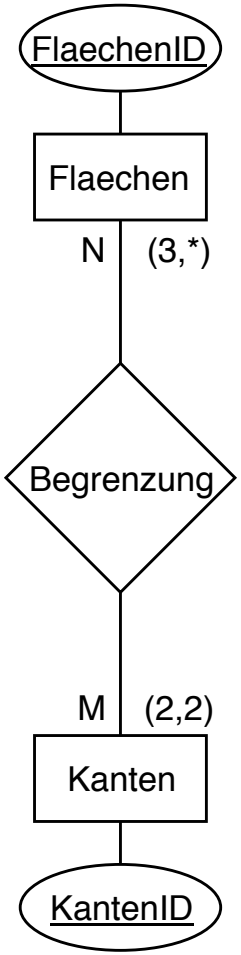


- Nun mit Funktionalitätsangaben
- Ein Student kann N Vorlesungen hören
- Eine Vorlesung kann von M Studenten gehört werden

(min, max)-Notation

- Ergänzt Funktionalitätsangaben
- **Achtung:** Eines ersetzt nicht das Andere!
- Betrachte Relationship $R \subset E_1 \times E_2$
- (min_1, max_1) bei E_1 bedeutet:
  Für alle $e \in E_1$: mindestens min_1 Tupel $(e, ...) \in R$
  Für alle $e \in E_1$: maximal max_1 Tupel $(e, ...) \in R$

Beispiel: (min, max)-Notation



- **Funktionalitäten sagen aus:**
  Eine Fläche kann M Kanten haben
  Eine Kante kann N Flächen begrenzen
- **(min, max) sagt aus:**
  Eine Fläche muss von mehr als drei Kanten begrenzt werden
  Eine Kante begrenzt genau zwei Flächen
- Volles Beispiel in den Folien

Sonstige Konzepte

- Exitenzabhängige Entities: Funktionalität immer 1:N oder 1:1
- Generalisierung: ”is-a”-Relationship
- Aggregation: ”teil-von”-Relationship
- Das kann alles mit UML modelliert werden

Das relationale Modell

- Es gibt Domänen $D_1, D_2, \ldots, D_n$, das entspricht Wertebereichen z.B. Integer, Strings, Chars, Booleans
- Für eine Relation R gilt: $R \subset D_1 \times D_2 \times \ldots \times D_n$
- Ein Tupel ist ein Element einer Relation
- Das Schema gibt die Struktur der Relationen vor

Das relationale Modell

- Es gibt Domänen $D_1, D_2, \ldots, D_n$, das entspricht Wertebereichen z.B. Integer, Strings, Chars, Booleans
- Für eine Relation R gilt: $R \subset D_1 \times D_2 \times \ldots \times D_n$
- Ein Tupel ist ein Element einer Relation
- Das Schema gibt die Struktur der Relationen vor
- Sonstige Begriffe:

  Ausprägung: der aktuelle Zustand einer Relation

  Schlüssel: minimale Teilmenge von Attributen, welche Tupel eindeutig identifiziert

  Primärschlüssel: Einer der Schlüsselkandidaten

Relationale Modellierung

- Wir können eine Relation nun aufschreiben:
  User:{[Cust_Id, Name, Bday, Credit_Card]}
- Es können Datentypen ergänzt werden:
  User:{[Cust_Id: Integer, Name: String, Bday: Date ...}
- Falls partielle Funktionen gelten kann das Schema verfeinert werden
- Das darf aber nur bei gleichem Schlüssel passieren
- **Achtung:** NULL-Werte sind zu vermeiden

Relationale Algebra

- Beschreibt auf abstrakte Art und Weise Anfragen an die Datenbank
- Trotzdem in der Realität wichtig ($\rightarrow$ später)
- Beachte: Es gibt eine ganze Reihe verschiedener Joins

Symbol	Bedeutung
$\sigma_{Kondition}$	Selektion
$\prod_{Attribute}$	Projektion
$\times$	Kreuzprodukt
$\rho_{neu \leftarrow alt}$	Umbenennung
$\bowtie$	Join
$-, +, \div, \cup, \cap$	Mengenoperationen

Wichtigste Operatoren, **nicht vollständig**

Relationale Division

- Divisionsoperator sorgt oft für Verwirrung
- Kann bei Aussagen mit Allquantoren verwendet werden
- Bei $R \div S$ muss immer gelten: $Schema(S) \subset Schema(R)$
- Das Schema des Ergebnisses ist dann: $Schema(R) / Schema(S)$
- Unpräzise: es werden Tupel in R gesucht, welche für **jedes** Tupel in S einen Match haben

Relationale Division - $R \div S$

a1	a2	a3
1	2	1
1	2	2
2	1	5
3	5	1
3	5	2
3	5	3
4	8	1
4	8	2
4	6	3
5	5	1
5	5	2
5	5	3
5	5	4

$\div$

a3
1
2
3

$=$

a1	a2
3	5
5	5

Kalküle

- **Tupelkalkül**: Schreibweise (hoffentlich) aus Mathe-Vorlesungen bekannt: $\{t|P(t)\}$, mit $P(t)$ aussagenlogischer Formel
- **Domänenkalkül:** Domänenvariablen: $\{[v_1, ..., v_n]|P(v_1, ..., v_n)\}$
- **Achtung**: ”Sicherheit” muss in Tupel- und Domänenkalkül sichergestellt sein. D.h. keine unendlichen Ergebnisse.
- **Mächtigkeit**: Relationale Algebra, Tupel- und Domänenkalkül gleich mächtig

Wiederholung: Relationen

Professoren:

PersNr	Name	Rang	Raum
2125	Sokrates	C4	226
2126	Russel	C4	232
2127	Kopernikus	C3	310
2133	Popper	C3	52
...	...	...	...

- Jede Tabelle hat Spalten: **Attribute**
- Die einzelnen Zeilen nennt man: **Tupel**
- Jede Spalte hat einen: **Typ**
- **Schlüssel** markieren ein Tupel eindeutig

SQL

- Standard Anfragesprache für relationale Datenbanken
- Web-Interface: `http://hyper-db.de/interface.html`
- Möglichkeit, Anfragen auf Uni-Schema zu realisieren
- Läuft auf Hyper (Datenbank des Lehrstuhls)
- Grundstruktur einer SQL-Anfrage:

```
1 SELECT ...
2 FROM ...
3 WHERE ...
```

SQL - Datentypen

- Es gibt eine Reihe von Datentypen in SQL
- Z.B: char(n), varchar(n), integer, blob, date ...
- Damit können Tabellen erstellt werden:

```
1 CREATE TABLE Customers(
2         CustId     integer not null,
3         Name       varchar(30) not null,
4         Birthday   date
5 );
```

SQL - Einfache Anfrage

- Suche Namen aller Professor*innen, deren Rang C4 ist

SQL - Einfache Anfrage

- Suche Namen aller Professor*innen, deren Rang C4 ist

```
1 SELECT Name
2 FROM Professoren
3 WHERE Rang = 'C4'
```

- Suche alle Studierenden, die seit mehr als vier Semestern studieren

SQL - Einfache Anfrage

- Suche Namen aller Professor*innen, deren Rang C4 ist

```
1 SELECT Name
2 FROM Professoren
3 WHERE Rang = 'C4'
```

- Suche alle Studierenden, die seit mehr als vier Semestern studieren

```
1 SELECT *
2 FROM Studenten
3 WHERE Semester > 4
```

SQL - Sprachkonstrukte

- **Kreuzprodukt von Relationen** - *from R1, R2*
- **Aufgabe:** Was ist der Name, des Professors, der ’Ethik’ liest

SQL - Sprachkonstrukte

- **Kreuzprodukt von Relationen** - *from R1, R2*
- **Aufgabe:** Was ist der Name, des Professors, der 'Ethik' liest

```
1 SELECT Professoren.Name
2 FROM Professoren, Vorlesungen
3 WHERE Professoren.persNr =
4           Vorlesungen.gelesenVon
5            AND Vorlesungen.Titel = 'Ethik'
```

SQL - Sprachkonstrukte

- **Duplikateliminerung** - *select distinct*
- **Aufgabe:** Suche das Semester aller Studierenden, die Logik hören

SQL - Sprachkonstrukte

- **Duplikateliminerung** - *select distinct*
- **Aufgabe:** Suche das Semester aller Studierenden, die Logik hören

```
1 SELECT DISTINCT studenten.semester
2 FROM studenten, hoeren, voerlesungen
3 WHERE studenten.matrnr = hoeren.matrnr
4       AND hoeren.vorlNr = vorlesungen.vorlNr
5       AND vorlesungen.titel = 'Logik'
```

SQL - Sprachkonstrukte

- **Relation benennen** - *from Professoren p1, Professoren p2*
- **Mengenoperationen** - *union, intersects, minus*
- **Quantor** - *exists*

```
1 (SELECT p.Name
2 FROM Professoren p
3 WHERE NOT EXISTS (
4         SELECT *
5         FROM Vorlesungen v
6         WHERE v.gelesenVon = p.persNr);)
7 INTERSECT
8 (...)
```

SQL - Sprachkonstrukte

- **Gruppierung** - *group by*
- Bildet Gruppen von Tupeln mit den selben Werten in den Attributen der ”group by” Klausel
- Auf den anderen Attributen können dann Aggregatsfunktionen aufgerufen werden
- **Aufgabe:** Wie viele Studenten studieren in welchem Semester?

SQL - Sprachkonstrukte

- **Gruppierung** - *group by*
- Bildet Gruppen von Tupeln mit den selben Werten in den Attributen der ”group by” Klausel
- Auf den anderen Attributen können dann Aggregatsfunktionen aufgerufen werden
- **Aufgabe:** Wie viele Studenten studieren in welchem Semester?

```
1 SELECT semester, count(*)
2 FROM Studenten
3 GROUP BY semester
```

SQL - Sprachkonstrukte

- **Gruppierung** - *group by*
- Es gibt viele Aggregatsfunktionen: avg, max, min, count, sum
- Für Selektion auf Aggregaten: *having*
- **Aufgabe:** Welche Professoren halten mehr als 2 Vorlesungen?

SQL - Sprachkonstrukte

- **Gruppierung** - *group by*
- Es gibt viele Aggregatsfunktionen: avg, max, min, count, sum
- Für Selektion auf Aggregaten: *having*
- **Aufgabe:** Welche Professoren halten mehr als 2 Vorlesungen?

```
1 SELECT p.Name, count(*)
2 FROM Professoren p, Vorlesungen v
3 WHERE p.persNr = v.gelesenVon
4 GROUP BY v.gelesenVon
5 HAVING count(*) > 2
```

SQL - Sprachkonstrukte

- **Temporäre Relation** - *with ... as()*
- Komplexe Anfragen können u.U. modularisiert werden

```
1 WITH h AS (SELECT VorlNr,
2                   count(*) AS AnzProVorl
3            FROM hoeren
4            GROUP BY VorlNr),
5
6 (...)
```

SQL - Sprachkonstrukte

- **String Vergleiche** - *like ...*
- '_' dient als Placeholder für ein Zeichen
- '%' dient als Placeholder für beliebig viele Zeichen

```
1 SELECT *
2 FROM Studenten
3 WHERE name like 'T%eophrastos';
```

SQL - Sprachkonstrukte

- **Fallunterscheidung** - *case when ...*
- Die erste passende Bedingung wird ausgewertet

```
1 SELECT MatrNr, (CASE
2          WHEN Note < 1.5 THEN 'sehr␣gut'
3          WHEN Note < 2.5 THEN 'gut'
4          WHEN Note < 3.5 THEN 'befriedigend'
5          WHEN Note < 4.0 THEN 'ausreichend'
6          ELSE 'nicht␣bestanden'
7          END)
8 FROM prüfen;
```

SQL - Rekursion

- Unsere bisherigen Mittel reichen nicht ganz aus
- Beispiel: finde alle direkten und indirekten Vorgänger einer Vorlesung
- Hier hilft Rekursion
- **Idee:** definiere rekursiv eine Tabelle mit *with ... as*
- Nutze diese dann ganz normal weiter

SQL - Rekursion

- Rekursive Vorgänger-Nachfolger Relation
- Wir sehen: die Relation darf im *SELECT...* Teil verwendet werden

```
1 WITH RECURSIVE TransVorl(Vorg, Nachf) AS
2   (SELECT Vorgaenger, Nachfolger
3   FROM voraussetzen
4   UNION ALL
5   SELECT t.Vorg, v.Nachfolger
6   FROM TransVorl t, Voraussetzen v
7   WHERE t.Nachf = v.Vorgaenger)
```

SQL - Rekursion

- Und dann? Wir benutzen TransVorl ganz normal weiter...

```
1 SELECT Titel FROM Vorlesungen
2 WHERE VorlNr IN
3  (SELECT Vorg
4   FROM TransVorl where Nachf IN
5   (SELECT VorlNr FROM Vorlesungen
6    WHERE Titel= 'Der␣Wiener␣Kreis'))
```

Datenintegrität

- Wissen schon:

  Wie kann ich Schemata modellieren?

  Wie kann ich Anfragen an meine Datenbank formulieren?
- **Jetzt:** Wie stelle ich Korrektheit der Daten sicher?
- **Beispiel:** in einer Relationship soll immer auf einen existierenden Schlüssel verwiesen werden

Datenintegrität

- **Kandidatenschlüssel:** *unique*
- **Primärschlüssel:** *primary key*
- **Attribut darf nicht NULL sein:** *NOT NULL*
- **Referenz:** *references*

```
1 CREATE TABLE Studenten(
2 matrNr INTEGER PRIMARY KEY, (...)
3 );
4 CREATE TABLE Studentenausweis(
5 besitzer INTEGER REFERENCES Studenten,
6 (...))
```

Datenintegrität

- Was, wenn Referenzen gelöscht/geändert werden?
- **Änderung übernehmen:** *on update/delete cascade*
- **Referenz NULL setzen**: *on update/delete set null*

```
1 CREATE TABLE Studentenausweis(
2 besitzer INTEGER REFERENCES Studenten
3                  ON DELETE SET NULL,
4 (...))
```

Datenintegrität

- Es können kompliziertere Konsistenzbedingungen gefordert werden
- **Bedingung:** *check(...)*
- Wird vor Änderung am Datenbestand geprüft

```
1 CREATE TABLE Studentenausweis(
2 besitzer INTEGER REFERENCES Studenten
3          ON DELETE SET NULL,
4 CHECK(besitzer != 0)
5 (...))
```

Funktionale Abhängigkeiten

- Betrachte Schema $\mathscr{R}$ bestehend aus Relationen $\mathscr{R}_1, \mathscr{R}_2, \ldots, \mathscr{R}_n$ mit Ausprägung R
- Betrachte **funktionale Abhängigkeit** $\alpha \rightarrow \beta$
- Das heißt: $r, t \in R : r.\alpha = t.\alpha \Rightarrow r.\beta = r.\beta$
- **Frage:** Was bedeutet das in Worten?
- Zu einer Menge funktionaler Abhängigkeiten F kann die Hülle F^+ bestimmt werden

Schlüssel

- Wir erinnern uns: Schlüssel identifizieren Tupel eindeutig
- In der Relation $\mathscr{R}$ ist $\alpha \subseteq \mathscr{R}$ ein **Superschlüssel**, falls: $\alpha \rightarrow \mathscr{R}$
- Volle funktionale Abhängigkeit: α kann nicht weiter verkleinert werden
- Dann heißt α **Kandidatenschlüssel**

Warum machen wir das alles?!

- Wir wollen quantifizieren, ob Schemata gut oder schlecht sind
- Dafür braucht es etwas Theorie
- **Ziel:** Schöne Schemata entwerfen können
- Ab jetzt: Zerlege Relationenschema $\mathscr{R}$ in Schemata $\mathscr{R}_1, \mathscr{R}_2, \ldots, \mathscr{R}_n$
- Invariante: Abhängigkeitserhaltung, Verlustlosigkeit
- Abhängigkeitserhaltung: $F_{\mathscr{R}}^{+} = (F_{\mathscr{R}_1} \cup \ldots \cup F_{\mathscr{R}_n})^{+}$

Verlustlosigkeit

- Eine Zerlegung von $\mathscr{R}$ in $\mathscr{R}_1, \mathscr{R}_2$ heißt verlustlos, wenn mindestens eine der folgenden funktionalen Abhängigkeiten herleitbar ist:
  $\mathscr{R}_1 \cap \mathscr{R}_2 \rightarrow \mathscr{R}_1 \in F_R^+$ oder $\mathscr{R}_1 \cap \mathscr{R}_2 \rightarrow \mathscr{R}_2 \in F_R^+$
- **Beispiel:** Pizaesser

Pizzaesser		
Restaurant	Gast	Pizza
Bella Italia	Ben	Funghi
Pizza Huber	Jonas	Salami
Bella Italia	Jonas	Tonno

- **Frage:** Kann man die Relation verlustlos in {[Restaurant, Gast]} und {[Gast, Pizza]} zerlegen?

Attributhülle

- Bestimme maximales $\beta \subseteq \mathscr{R}$, sodass $\alpha \rightarrow \beta$ gilt

Algorithmus 1: Attributhülle

Data: Funktionale Abhägigkeiten F, $\alpha \subseteq \mathscr{R}$

Result: $\beta \subseteq \mathscr{R}$ maximal, sodass $\alpha \rightarrow \beta$

abhängig = $\{\alpha\}$;

repeat

  abhängig_alt = abhängig ;

  for $\beta \rightarrow \gamma \in F$ **do**

    if $\beta \subseteq$ *abhängig* **then**

      abhängig = abhängig $\cup$ γ ;

    end

  end

until *abhängig_alt == abhängig*;

return *abhängig*

Kanonische Überdeckung

- F_c heißt kanonische Überdeckung von F, wenn gilt:

* $F_c^+ = F^+$
* $(\alpha \to \beta) \in F : \forall A \in \alpha : (F_c \setminus \{\alpha \to \beta\} \cup \{(\alpha \setminus \{A\}) \to \beta\})^+ \neq F_c^+$
* $(\alpha \to \beta) \in F : \forall B \in \beta : (F_c \setminus \{\alpha \to \beta\} \cup \{\alpha \to (\beta \setminus \{B\})\})^+ \neq F_c^+$
* Jede linke Seite einer FD in F_c ist einzigartig

- **Frage:** was bedeuten Bedingung zwei & drei in Worten?

Kanonische Überdeckung

- Linksreduktion macht linke Seiten der FDs so klein wie möglich

Algorithmus 2: Linksreduktion

Data: Funktionale Abhägigkeiten F

Result: Linksreduktion F' von F

$F' = F$;

for $\alpha \rightarrow \beta \in F$ **do**

  for $A \in \alpha$ **do**

    if $\beta \subseteq$ *Attribut_Hülle*$(F', \alpha \setminus \{A\})$ **then**

      $F' = F' \setminus \{\alpha \rightarrow \beta\} \cup \{(\alpha \setminus \{A\}) \rightarrow \beta\}$;

    end

  end

end

Kanonische Überdeckung

- Rechtsreduktion macht rechte Seiten der FDs so klein wie möglich

Algorithmus 3: Rechtsreduktion

Data: Funktionale Abhägigkeiten F

Result: Rechtsreduktion F' von F

$F' = F$;

for $\alpha \rightarrow \beta \in F$ **do**

  for $B \in \beta$ **do**

    if $B \in$ *Attribut_Hülle*$(F' \setminus \{\alpha \rightarrow \beta\} \cup \{\alpha \rightarrow (\beta \setminus \{B\})\}, \alpha)$ **then**

      $F' = F' \setminus \{\alpha \rightarrow \beta\} \cup \{\alpha \rightarrow (\beta \setminus \{B\})\}$;

    end

  end

end

Kanonische Überdeckung

- Nun können wir kanonische Überdeckung bestimmen

Algorithmus 4: Kanonische Überdeckung bestimmen

Data: Funktionale Abhägigkeiten F

Result: Kanonische Überdeckung F_c von F

$F_c = F$;

$F_c =$ Linksreduktion(F_c) ;

$F_c =$ Rechtsreduktion(F_c) ;

for $\alpha \rightarrow \emptyset \in F_c$ **do**

  $F_c = F_c \setminus \{\alpha \rightarrow \emptyset\}$;

end

$F_c =$ Gleiche_Linke_Seiten_Zusammenfassen(F_c);

Normalformen

- Quantifizieren Qualität der Relation
- **Erste Normalform:** bei uns immer eingehalten: Attribute müssen atomare Werte haben
- **Zweite Normalform:** Eine Relation $\mathscr{R}$ mit FDs F ist in 2NF, falls jedes Nichtschlüssel-Attribut $A \in \mathscr{R}$ von jedem Kandidatenschlüssel in $\mathscr{R}$ voll funktional abhängig ist
- **Dritte Normalform:** Nichtschlüssel-Attribute dürfen nur Fakten von Schlüsseln darstellen
- **Boyce-Codd Normalform:** Informationseinheiten werden nicht mehrmals gespeichert

Dritte Normalform

- Relationenschema $\mathscr{R}$ ist in 3NF, wenn für jede FD $\alpha \rightarrow B$ mit $\alpha \subseteq \mathscr{R}$ und $B \in \mathscr{R}$ gilt:

* $B \in \alpha$, d.h. FD trivial, oder
* α ist Superschlüssel von $\mathscr{R}$, oder
* B in Kandidatenschlüssel von $\mathscr{R}$ enthalten

- **Synthesealgorithmus** berechnet verlustlose, abhängigkeitsbewahrende Zerlegung von $\mathscr{R}$ in 3NF
- **Kanonische Überdeckung:** möglichst redundanzfreie Darstellung der FDs einer Relation

Dritte Normalform

Algorithmus 5: Synthesealgorithmus

Data: Relationenschema $\mathscr{R}$, FDs F

Result: Zerlegung $\mathscr{R}_1, \ldots, \mathscr{R}_n$ in 3NF

F_c = kanonische_überdeckung(F) ;

for $(\alpha \rightarrow \beta) \in F_c$ **do**

  $\mathscr{R}_\alpha = \alpha \cup \beta$;

  $F_a = \{\alpha\prime \rightarrow \beta\prime | \alpha\prime \cup \beta\prime \in \mathscr{R}_\alpha\}$;

end

if *Kein* $\mathscr{R}_\alpha$ *enthält Kandidatenschlüssel* **then**

  κ = kandidatenschlüssel($\mathscr{R}$) ;

  $\mathscr{R}_\kappa = \kappa$;

  $F_\kappa = \emptyset$;

end

Teilschemata eliminieren;

Boyce-Codd Normalform

- Relationenschema $\mathscr{R}$ ist in BCNF, wenn für jede FD $\alpha \rightarrow \beta$ mit $\alpha, \beta \subseteq \mathscr{R}$ gilt:
  - $\beta \subseteq \alpha$, d.h. FD trivial, oder
  - α ist Superschlüssel von $\mathscr{R}$
- **Dekompositionsalgorithmus** berechnet verlustlose Zerlegung von $\mathscr{R}$ in BCNF
- **Achtung:** es kann nicht garantiert werden, dass die Zerlegung abhängigkeitsbewahrend ist

Boyce-Codd Normalform

Algorithmus 6: Dekompositionsalgorithmus BCNF

Data: Relationenschema $\mathscr{R}$, FDs F

Result: Zerlegung $Z = \{\mathscr{R}_1, ..., \mathscr{R}_n\}$ in BCNF

$Z = \{\mathscr{R}\}$;

while $\exists \mathscr{R}_i \in Z : \mathscr{R}_i$ *nicht in BCNF* **do**

  for $(\alpha \rightarrow \beta) \in F_{\mathscr{R}_i}$ *nicht trivial* **do**

    if $(\alpha \cap \beta = \emptyset) \wedge !(\alpha \rightarrow \mathscr{R}_i)$ **then**

      break ;

    end

  end

  $\mathscr{R}_{i_1} = \alpha \cup \beta$;

  $\mathscr{R}_{i_2} = \mathscr{R}_i \setminus \beta$;

  $Z = Z \setminus \mathscr{R}_i$;

  $Z = Z \cup \mathscr{R}_{i_1} \cup \mathscr{R}_{i_1}$;

end

Mehrwertige Abhängigkeiten

- MVDs verallgemeinern funktionale Abhängigkeiten
- Für $\alpha, \beta \subseteq \mathscr{R}$, schreiben wir: $\alpha \rightarrow\rightarrow \beta$
- Das heißt: für Tupel mit gleichem α kann man β vertauschen und die Tupel bleiben in R
- **Frage:** warum ist das nicht immer erfüllt?

Fähigkeiten		
Name	Sprache	ProgSprache
Benjamin	Deutsch	Java
Benjamin	Englisch	C++
Benjamin	Deutsch	C++
Benjamin	Englisch	Java
Kanye	Englisch	LOLCAT

Mehrwertige Abhängigkeiten

- Eine Zerlegung von $\mathscr{R}$ in $\mathscr{R}_1, \mathscr{R}_2$ ist verlustlos, genau dann wenn mindestens eine der folgenden MVDs herleitbar ist:

  $\mathscr{R}_1 \cap \mathscr{R}_2 \to\to \mathscr{R}_1$ oder $\mathscr{R}_1 \cap \mathscr{R}_2 \to\to \mathscr{R}_2$
- Gibt Regeln, mit denen man aus einer Menge D von MVDs die Hülle D^+ berechnen kann
- MVD $\alpha \to\to \beta$ heißt trivial, wenn $\beta \subseteq \alpha$ oder $\beta = \mathscr{R} \setminus \alpha$
- **Frage:** welche MVDs gelten in der Relation zuvor?

Vierte Normalform

- Hier wird zusätzlich zur BCNF noch die Redundanz durch MVDs ausgeschlossen
- Schema $\mathscr{R}$ ist in 4NF, wenn für jede MVD $\alpha \rightarrow\rightarrow \beta \in D^+$ gilt:
  - $\alpha \rightarrow\rightarrow \beta$ ist trivial, oder
  - α ist Superschlüssel von $\mathscr{R}$
- **Dekompositionsalgorithmus** kann wieder verwendet werden, um verlustlose Zerlegung in 4NF zu berechnen
- **Frage:** warum ist eine Relation in 4NF immer auch in BCNF?

Vierte Normalform

Algorithmus 7: Dekompositionsalgorithmus 4NF

Data: Relationenschema $\mathscr{R}$, MVDs D

Result: Zerlegung $Z = \{\mathscr{R}_1, ..., \mathscr{R}_n\}$ in 4NF

$Z = \{\mathscr{R}\}$;

while $\exists \mathscr{R}_i \in Z : \mathscr{R}_i$ *nicht in 4NF* **do**

  for $(\alpha \twoheadrightarrow \beta) \in D_{\mathscr{R}_i}$ *nicht trivial* **do**

    if $(\alpha \cap \beta = \emptyset) \wedge !(\alpha \twoheadrightarrow \mathscr{R}_i)$ **then**

      break ;

    end

  end

  $\mathscr{R}_{i_1} = \alpha \cup \beta$;

  $\mathscr{R}_{i_2} = \mathscr{R}_i \setminus \beta$;

  $Z = Z \setminus \mathscr{R}_i$;

  $Z = Z \cup \mathscr{R}_{i_1} \cup \mathscr{R}_{i_1}$;

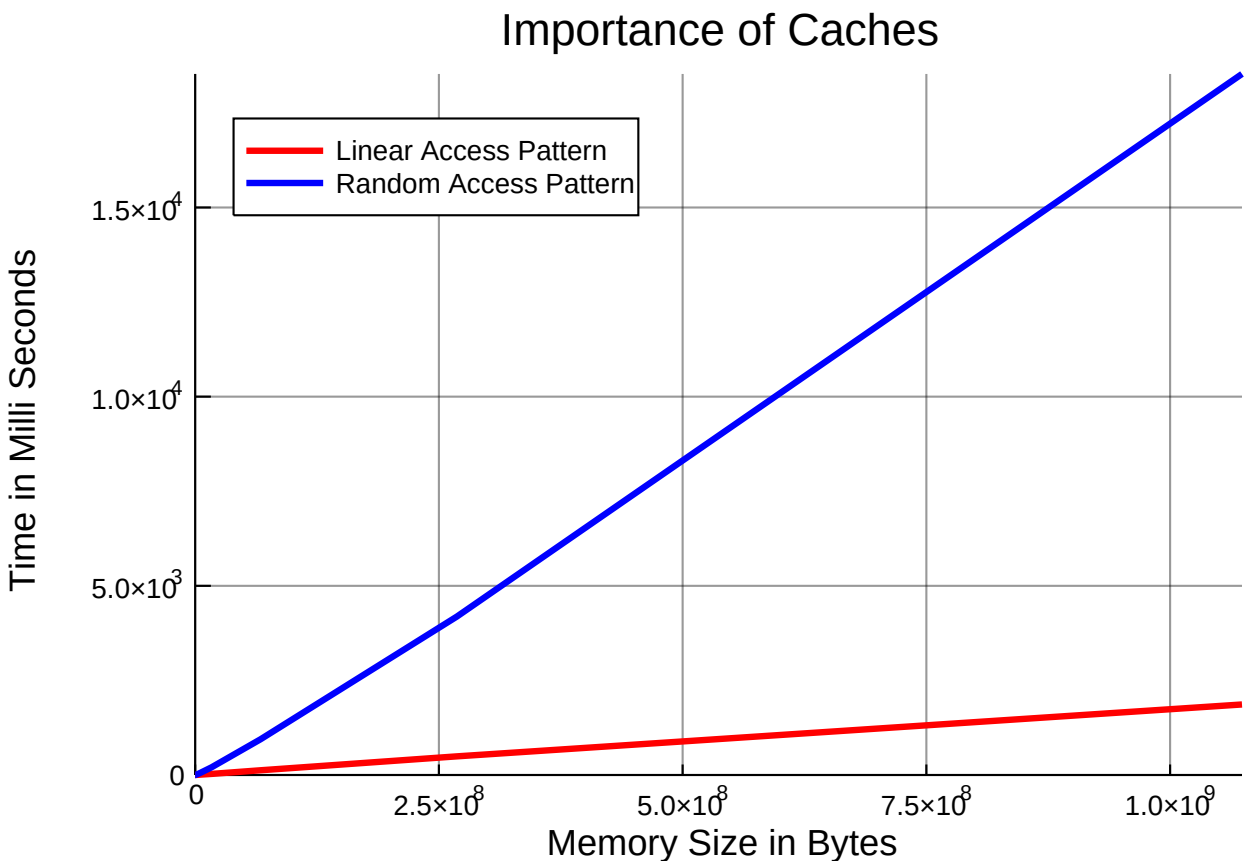
end

Speicherhierachie

- Moderne Rechner haben verschiedene Arten des Speichers
- Dieser ist hierarchisch angeordnet: größerer Speicher ist langsamer
- Bei Festplatten kann zusätzlicher Aufwand entstehen (z.B. disk seek)

Speicher	Größe	Latenz	Vergleich
Register	bytes	1ns	Schreibtisch
Cache	K-M bytes	<10ns	Zimmer
Hauptspeicher	G bytes	<100ns	Nachbarschaft
Externer Speicher	T bytes	1ms	Tokyo

Caches



Zugriff auf Daten in linearer oder zufälliger Reihenfolge; Quelle: selbstgeschrieben

RAID

- Ziel: **Hoher Durchsatz**, **Fehlertoleranz** in Festplattenverbund
- **RAID0:** Block-Striping
- **RAID1:** Block-Mirroring
- **RAID3:** Bit-Striping & Paritätsplatte
- **RAID4:** Block-Striping & Paritätsplatte
- **RAID5:** Block-Striping, verteilte Paritätsblöcke
- RAID5 bietet gutes Verhältnis zwischen Overhead & Leistung

Buffer Manager

- Historisch waren Datenbestände größer als der Hauptspeicher
- Es mussten zusätzlich Daten auf Festplatten gespeichert werden
- Hierfür werden Tupel in ”Slotted Pages” angeordnet
- Buffer Manager verwaltet, welche Slotted Pages im Hauptspeicher sind

Datenstrukturen

- Datenstrukturen sollen diesen Aufbau berücksichtigen
- Wenige Speicherzugriffe, große und zusammenhängende Speicherbereiche
- Trotzdem noch schnelle Zugriffszeiten

$\Rightarrow$ Klassische Binärbäume reichen nicht aus

- **Frage:** Warum nicht? Was verschafft Abhilfe?

B-Bäume

- Knoten speichern (Tupel, Pointer) Paare
- Ein Knoten kann viele hundert Einträge haben
- Binäre Suche im Knoten
- Knoten können ebenfalls auf Festplatte ausgelagert werden
- B-Baum garantiert Auslastung von $\geq 50\%$
- B^+-Baum speichert Daten nur in Blättern
- **Achtung:** Löschen und Einfügen kann Knotenstruktur ändern

B^+-Bäume

- Datenbanken benutzen anstatt B-Bäumen in der Regel B^+-Bäume.

  Warum?

B^+-Bäume

- Datenbanken benutzen anstatt B-Bäumen in der Regel B^+-Bäume.
  Warum?
- Mehr innere Knoten pro Blatt, einfache Bereichsabfragen
- In der Regel haben Blätter *next*-Zeiger zum (rechten) Nachbarblatt
- Oft werden nur *inserts*, aber keine *deletes* unterstützt
- Mehrbenutzersynchronisation von B/B^+-Bäumen schwierig

B^+-Bäume - inserts

1. Suche Blatt, in welches Schlüssel eingefügt werden soll
2. Falls noch Kapazität:
   - Füge Schlüssel ein
3. Falls keine Kapazität mehr:
   - Teile vollen Knoten in zwei neue Knoten auf
   - Füge den Schlüssel in einen der neuen Knoten ein
   - Füge mittleren Eintrag in Vaterknoten $\rightarrow$ Schritt 2 *
   - Falls kein Vaterknoten: lege neue Wurzel an

- ***Achtung**, bei inneren Knoten müssen inserts wie in klassischen B-Bäumen ablaufen
- **Achtung:** splits können sich bis zur Wurzel fortpflanzen
- **Frage:** wie verhalten sich *insert* und *lookup* asymptotisch?

Hashing

- Hashtabellen eignen sich für Punktanfragen
- **Frage:** wie verhalten sich *insert* und *lookup* asymptotisch?

Hashing

- Hashtabellen eignen sich für Punktanfragen
- **Frage:** wie verhalten sich *insert* und *lookup* asymptotisch?
- Es wäre interessant, Hashtabellen als Index zu nutzen
- **Aber:** Wie kann ich eine Hashtabelle auf Disk auslagern? Was passiert, wenn die Hashtablle voll ist?

Hashing

- Hashtabellen eignen sich für Punktanfragen
- **Frage:** wie verhalten sich *insert* und *lookup* asymptotisch?
- Es wäre interessant, Hashtabellen als Index zu nutzen
- **Aber:** Wie kann ich eine Hashtabelle auf Disk auslagern? Was passiert, wenn die Hashtablle voll ist?
- I.d.R. nicht sinnvoll, alle Werte neu in gößere Tabelle einzufügen
- Erweiterbares Hashing (*engl. extendible hashing*) löst diese Probleme
- Hashing auch in Anfragebearbeitung interessant (Hash-Joins)

Erweiterbares Hashing

- Größe der Hashtabelle ist immer Zweierpotenz
- Daten werden in Buckets gespeichert
- Mehrere Indizes der Hashtabelle können auf gleiche Buckets zeigen
- Inserts können in drei Fälle unterteilt werden:
  - Bucket hat noch Platz $\Rightarrow$ kein Problem
  - Bucket is voll, abere mehrere Indizes zeigen auf gleichen Bucket $\Rightarrow$ splitte Buckets
  - Es zeigt nur ein Index auf den vollen Bucket $\Rightarrow$ verdopple Größe der Hashtabelle
- Wachstum ist nun weniger invasiv, es muss nicht jeder Bucket neu angepasst werden
- **Aber:** Verdoppelung der Tabellengröße trotzdem sehr invasiv
- **Ausblick:** Linear Hashing, Multi Level Extendible Hashing

Mehrdimensionale Indexstrukturen

- Was passiert, wenn wir unsere Daten mehrdimensional sind?
- Z.b. für Events mit Ortsangaben
- Wir brauchen Indexstrukturen, die Anfragen auf solchen Daten effizient möglich machen
- Hier gibt es viele Möglichkeiten: Grid Files, R-Bäume, R^+-Bäume

R-Baum

- **Idee:** Teile Raum iterativ in disjunkte Rechtecke auf
- Wie beim B-Baum kann es mehrere Ebenen geben
- Splitten von Knoten ist oft aufwendig und nicht immer eindeutig

Anfrageoptimierung

- Wenn wir eine Anfrage an die Datenbank stellen, muss diese abgearbeitet werden
- Die Datenbank muss einen Plan erstellen, wie sie die Anfrage abarbeiten soll
- Dies wird in relationaler Algebra ausgedrückt
- **Aber:** verschiedene Algebrabäume können logisch äquivalent sein

$\Rightarrow$ Die Datenbank muss einen möglichst effizienten Plan finden

Anfrageoptimierung - Erste Idee

- Beginn: übersetzen die Anfrage in einen beliebigen relationalen Plan
- Diesen Plan können wir dann mit Umformungsregeln modifizieren
- **Frage:** was sind Beispiele für solche Regeln?
- Suche Heuristiken, welche Regeln zu "billigeren"Plänen führen
- Wunsch: Zwischenergebnisse sollen klein sein

Anfrageoptimierung - Erste Idee

- Beginn: übersetzen die Anfrage in einen beliebigen relationalen Plan
- Diesen Plan können wir dann mit Umformungsregeln modifizieren
- **Frage:** was sind Beispiele für solche Regeln?
- Suche Heuristiken, welche Regeln zu "billigeren"Plänen führen
- Wunsch: Zwischenergebnisse sollen klein sein

1. Selektionen aufbrechen
2. Selektionen nach unten schieben
3. Kreuzprodukte & Selektionen zu Joins verschmelzen
4. Joinreihenfolge bestimmen (klein: links, groß: rechts)

Korrelierte Unteranfragen

- Warum ist folgende Anfrage bei der Ausführung potentiell langsam?

```
1 SELECT s.Name, p.VorlNr
2 FROM Studenten s , prüfen p
3 WHERE s.MatrNr = p.MatrNr AND p.Note = (
4   SELECT MIN(p2.Note)
5   FROM prüfen p2
6   WHERE s.MatrNr=p2.MatrNr )
```

- **Frage:** wie lösen wir dieses Problem?

Ausführung der Anfrage

- Wir haben nun einen (hoffentlich) guten Query-Plan
- Dieser muss von der Datenbank ausgeführt werden
- Klassisch: jeder Operator wird implementiert
- Interface eines Operators: *open, close, next*
- Die Tupel werden dann bottom-up durch den Iteratorbaum geschleust
- **Ausblick:** das ist leider sehr ineffizient, Hyper kompiliert stattdessen den Operatorbaum in Maschinencode
- Wir müssen nun noch die einzelnen Operatoren implementieren

Joins - Algorithmen

- Der Join ist einer der wichtigsten Operatoren

$\Rightarrow$ Wir brauchen eine effiziente Implementierung!

- **Frage:** welche Join-Algorithmen gibt es?

Joins - Algorithmen

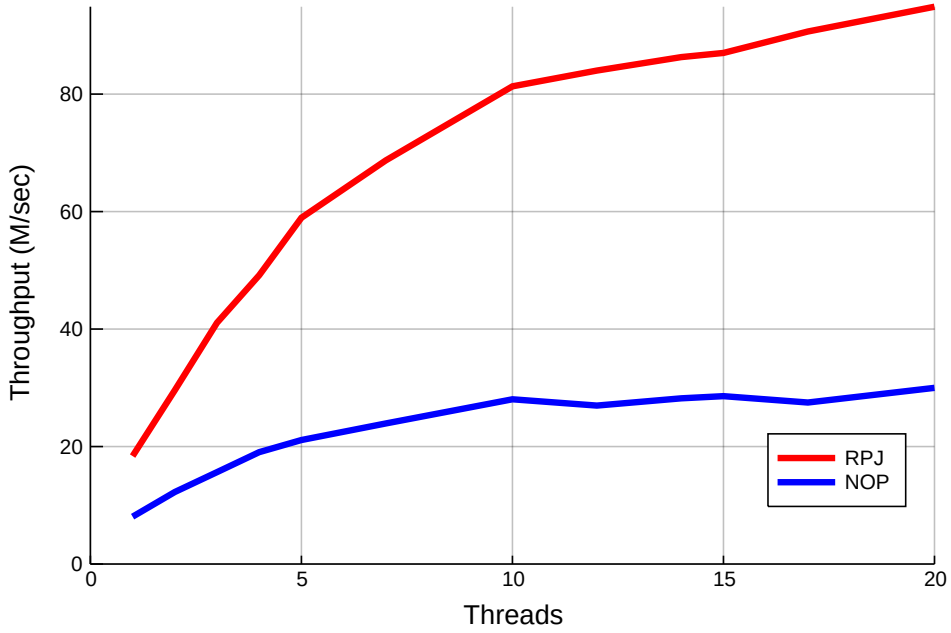
- Der Join ist einer der wichtigsten Operatoren

$\Rightarrow$ Wir brauchen eine effiziente Implementierung!

- **Frage:** welche Join-Algorithmen gibt es?
- Nested-Loop-Join, Hash-Join, Sort-Merge-Join
- In Hauptspeicherdatenbanken sind i.d.R. Hash-Joins am schnellsten
- **Aber:** selbst für Hash-Joins gibt es viele Implementierungen

Haupspeicher Hash Joins - Algorithmen

- Zwei konkurrierende Hash Join Implementierungen
- Gleiche Daten, alles im Hauptspeicher



S uniformly distributed, $|R| = |S| \approx$16.8M. Quelle.

Optimierung Revisited

- Bisher: Heuristiken zur Optimierung von Anfragebäumen
- Haben gesehen: Join-Reihenfolge kann zu sehr unterschiedlichen Laufzeiten führen
- Optimierte Join-Algorithmen können schlechte Pläne nicht verstecken
- Heuristiken können auch zu sehr schlechten Plänen führen
- **Ziel:** suche Algorithmen, welche bessere Pläne generieren

Selektivität

- Müssen quantifizieren, ob Operatoren große oder kleine Zwischenergebnisse generieren
- Die Selektivität beschreibt, welcher Anteil von Tupeln die in den Operator gehen, auch im Ergebnis landen
- Selektivität von $\sigma_p := \frac{|\sigma_p(R)|}{|R|}$
- Selektivität von $\bowtie := \frac{|R \bowtie S|}{|R \times S|}$
- **Frage:** was sind die Selektivitäten von $\sigma_{true}, \sigma_{false}$
- **Frage:** in R.a sind Werte gleichverteilt in $\{1, 2, ..., n\}$. Was ist die erwartete Selektivität von $\sigma_{R.a=1}(R)$

Kostenabschätzung

- Können nun abschätzen, wie groß Zwischenergebnisse sind
- Müssen nun noch Kosten für eigentliche Ausführung schätzen
- Hier helfen Kostenmodelle für die einzelnen Operatoren
- Diese können verschiedene Parameter haben und verschieden Aufwändig sein
- **Frage:** was sind sinnvolle Parameter beim Abschätzen einer Selektion?

Optimierung - Algorithmen

- Für einzelne Operatorbäume können wir nun gut schätzen, wie teuer die Ausführung ist
- Ein Algorithmus zum Bestimmen der Joinreihenfolge kann nun also einen guten Plan wählen
- **Problem:** der Suchraum der möglichen Anfragepläne ist in der Regel zu groß

$\Rightarrow$ müssen Algorithmen finden, welche Suchraum einschränken

- **Ausblick:** Vorlesung „Query Optimization“

Dynamische Programmierung

- Klassischer Optimierungsalgorithmus
- Idee: größere optimale Lösungen lassen sich aus kleineren optimalen Lösungen generieren
- **Frage:** inwieweit ist das bei Joins sinnvoll?
- **Idee:** baue Pläne Bottom-Up aus möglichst guten Teilplänen zusammen
- Level =1: bestimme Zugriffsmethode auf Relationen
- Level >1: verbinde Ergebnisse des vorherigen Levels
- Entferne in jedem Schritt „schlechte“ Zwischenpläne (engl. pruning)

Algorithmus 8: Optimierung Dynamische Programmierung

Data: Relationen $R_1, R_2, \ldots, R_n$

Result: Guter Anfrageplan

tabelle = $\emptyset$;

for $i \in \{1, 2, \ldots, n\}$ **do**

  tabelle = tabelle $\bigcup$ zugriffe(R_i);

  prune($\{R_i\}$);

end

for $i \in \{2, 3, \ldots, n\}$ **do**

  for $S \subseteq \{R_1, \ldots, R_n\}$ *mit* $|S| = i$ **do**

    tabelle[S] = $\emptyset$;

    for $O \subset S$ **do**

      tabelle[S] = tabelle[S] $\bigcup$ plan(tabelle[O], tabelle[$S \setminus O$]);

    end

    prune(S);

  end

end

prune($\{R_1, R_2, \ldots, R_n\}$);

return *tabelle*[$\{R_1, R_2, \ldots, R_n\}$]

Transaktionen

- Transaktionen verpacken eine Folge von Operationen
- In einer Datenbank kann z.B. jede SQL-Anfrage als Transaktion modelliert werden
- Genereller Ablauf: **BOT** $\rightarrow$ Operationen $\rightarrow$ **C oder A**
- Datenbanken haben hohe Anforderungen an Datenintegrität
- Wir können Transaktionen nicht komplett frei arbeiten lassen
- Datenbank muss **ACID**-Forderungen erfüllen
- **Ausblick:** Vorlesung „Transaction Systems“

Buffer Manager

- Großteil der Daten in Hintergrundspeichern (z.B. HDD)
- Nur kleiner Teil der Seiten im Hauptspeicher
- Hier gibt es einen Buffer Manager, welcher die Seiten verwaltet
- Transaktionen schreiben auf die Seiten im Hauptspeicher
- Diese müssen regelmäßig auf Hintergrundspeicher ausgelagert werden
- In der Regel: **No Force, Steal**
- **Was heißt das eigentlich?**
- **Was passiert mit dem Hauptspeicher, wenn das System abstürzt?**

Protokolle

- Um **ACID** einzuhalten, müssen Änderungen protokolliert werden
- Ein Log-Eintrag hat in der Regel folgende Struktur:

[LSN, TransaktionsID, PageID, Redo, Undo, PrevLSN]

- Jede Seite speichert hier die letzte an ihr vollzogene LSN
- Was ist der Unterschied zwischen physischer und logischer Protokollierung?

Protokolle - WAL

- Die Logeinträge müssen ausgeschrieben werden
- Um Konsistenz sicherzustellen, muss stets gelten:

1. Bevor eine Transaktion **commit** durchläuft, müssen ihre Log-Einträge ausgeschrieben werden
2. Bevor eine Seite ausgelagert wird, müssen alle Log-Einträge die diese Seite betreffen ausgeschrieben werden

Wiederherstellung

- Wenn wir nun abstürzen, können alle Daten wieder hergestellt werden
- Wir können Transaktionen in Winner und Loser unterscheiden
- Drei Phasen: **Analyse, Redo, Undo**
- Recovery benötigt Compensation Log Records
- Sicherungspunkte helfen, Zeit beim Restart zu verkürzen

Wiederherstellung - Phasen

- **Analyse:**
- Gehe ausgeschriebene Log-Einträge durch
- Finde heraus, welche Transaktionen Winner und Loser sind
- **Redo:**
- Wiederhole alle nicht festgeschriebenen Operationen im Log
- *Achtung:* wir wiederholen auch die Operationen von Losern!
- **Undo:**
- Nun können Undo-Operationen für die Loser durchgeführt werden
- Hier müssen Compensation Log Records geschrieben werden