Grundlagen von Anfragen und Änderungen

- Kriterien für Anfragesprachen
- Anfragealgebren
- Anfrage-Kalküle
- Änderungsoperationen

Einführung

- bisher $\leadsto$ Relationenschemata mit Basisrelationen, die in der Datenbank gespeichert sind
- jetzt $\leadsto$ "Abgeleitete" Relationenschemata mit virtuellen Relationen, die aus den Basisrelationen berechnet werden (Basisrelationen bleiben unverändert)

Einführung II

- *Anfrage:* Folge von Operationen, die aus den Basisrelationen eine Ergebnisrelation berechnet. Ergebnisrelation
  - interaktiv auf dem Bildschirm anzeigen,
  - per Programm weiterverarbeiten ("Einbettung")
- *Sicht:* Folge von Operationen, die unter einem Sichtnamen langfristig abgespeichert wird und unter diesem Namen wieder aufgerufen werden kann; ergibt eine Sichtrelation
- *Snapshot:* Ergebnisrelation einer Anfrage, die unter einem Snapshot-Namen abgelegt wird, aber nie ein zweites Mal (mit geänderten Basisrelationen) berechnet wird (etwa Jahresbilanzen)

Kriterien für Anfragesprachen

- **Ad-Hoc-Formulierung**: Der Benutzer soll eine Anfrage formulieren können, ohne ein vollständiges Programm schreiben zu müssen.
- **Deskriptivität**: Der Benutzer soll formulieren "Was will ich haben?" und nicht "Wie komme ich an das, was ich haben will?".
- **Mengenorientiertheit**: Jede Operation soll auf Mengen von Daten gleichzeitig arbeiten, nicht navigierend nur auf einzelnen Elementen (one-tuple-at-a-time).
- **Abgeschlossenheit**: Das Ergebnis ist wieder eine Relation und kann wieder als Eingabe für die nächste Anfrage verwendet werden.

Kriterien für Anfragesprachen II

- **Adäquatheit**: Alle Konstrukte des zugrundeliegenden Datenmodells werden unterstützt.
- **Orthogonalität**: Sprachkonstrukte sind in ähnlichen Situationen auch ähnlich anwendbar.
- **Optimierbarkeit**: Die Sprache besteht aus wenigen Operationen, für die es Optimierungsregeln (die nicht Gegenstand dieses Buches sind) gibt.
- **Effizienz**: Jede Operation ist effizient ausführbar (im Relationenmodell hat jede Operation eine Komplexität $\leq O(n^2), n$ Anzahl der Tupel einer Relation).

Kriterien für Anfragesprachen III

- **Sicherheit**: Keine Anfrage, die syntaktisch korrekt ist, darf in eine Endlosschleife geraten oder ein unendliches Ergebnis liefern.
- **Eingeschränktheit**: (folgt aus Sicherheit, Optimierbarkeit, Effizienz) Die Anfragesprache darf keine komplette Programmiersprache sein.
- **Vollständigkeit**: Die Sprache muß mindestens die Anfragen einer Standardsprache (wie etwa die in diesem Kapitel einzuführende Relationenalgebra oder den sicheren Relationenkalkül) ausdrücken können.

Anfragealgebren

- Mathematik: Algebra definiert durch Wertebereich und auf diesem definierte Operatoren
- für Datenbankanfragen: Inhalte der Datenbank sind Werte, und Operatoren definieren Funktionen zum Berechnen von Anfrageergebnissen
  - Relationenalgebra
  - NF^2-Algebra
  - Andere Algebra-Erweiterungen

Relationenalgebra

- **Spalten ausblenden**: Projektion, Zeichen π; in [. . .]: welche Spalten behalten; in (. . .): auf welche Relation anwenden
- **Zeilen heraussuchen**: Selektion, Zeichen σ; in [. . .]: unter welchen Bedingungen; in (. . .): auf welche Relation anwenden
- **Tabellen verknüpfen**: Verbund (Join), Zeichen $\bowtie$; Tupel über gleichbenannten Spalten und Werten aneinanderhängen
- **Tabellen vereinigen**: Vereinigung, Zeichen $\cup$; Tupel aus beiden Relationen sammeln, doppelte herauswerfen
- **Tabellen voneinander abziehen**: Differenz, Zeichen $-$; Tupel aus der ersten Relation herausnehmen, falls sie auch in der zweiten Relation vorkommen
- **Spalten umbenennen**: Umbenennung, Zeichen β; einen Attributnamen in einen anderen umbenennen (wichtig für $\bowtie$ und $\cup, -$)

Laufendes Beispiel

Ausleih

Invnr	Name
4711	Meyer
1201	Schulz
0007	Müller
4712	Meyer

Buch

Invnr	Titel	ISBN	Autor
0007	Dr. No	3-125	James Bond
1201	Objektbanken	3-111	Heuer
4711	Datenbanken	3-765	Vossen
4712	Datenbanken	3-891	Ullman
4717	Pascal	3-999	Wirth

Projektion

- Syntax

$$\pi\ \texttt{[attributmenge] (relation)}$$

- Semantik

$$\pi_X(r) := \{t(X) \mid t \in r\}$$

für $r(R)$ und $X \subseteq R$ Attributmenge in R.

Projektion II

- Beispiel 1: Projektion auf ein Attribut

$$\pi\ \texttt{[Name] (Ausleih)}$$

ergibt als Ergebnisrelation

Name
Meyer
Schulz
Müller

- Doppelte Ergebnistupel eliminiert

Projektion III

- Beispiel 2: Projektion auf Attributmenge

$$\pi\ \texttt{[Invnr, ISBN] (Buch)}$$

ergibt

Invnr	ISBN
0007	3-125
1201	3-111
4711	3-765
4712	3-891
4717	3-999

Selektion

- Syntax

$$\sigma \texttt{ [bedingung] (relation)}$$

- Semantik

$$\sigma_F(r) := \{t \mid t \in r \wedge F(t) = \texttt{true}\}$$

Selektion II

- Beispiel

$$\sigma \texttt{ [Name } \leq \texttt{ 'N'] (Ausleih)}$$

  ergibt

Invnr	Name
4711	Meyer
0007	Müller
4712	Meyer

- einfache Optimierungsregeln
  - Selektionen lassen sich in der Reihenfolge beliebig vertauschen
  - Manchmal lassen sich Projektion und Selektion vertauschen; Voraussetzung: Selektionsattribute kommen in Projektionsliste vor

Projektion IV

- einfache Optimierungsregel: bei vielen Projektionen hintereinander reicht die zuletzt ausgeführte auch allein

$$\pi \texttt{ [Invnr] (} \pi \texttt{ [Invnr, ISBN] (Buch))}$$

  ergibt optimiert

$$\pi \texttt{ [Invnr] (Buch)}$$

Selektionsbedingungen

- F *Konstanten-Selektion*

$$\texttt{Attribut } \theta \texttt{ Konstante}$$

  boolesches Prädikat θ ist $=$ oder $\neq$, bei linear geordneten Wertebereichen auch $\leq$, $<$, $\geq$ oder $>$

- F *Attribut-Selektion*

$$\texttt{Attribut1 } \theta \texttt{ Attribut2}$$

- F logische Verknüpfung mehrerer Konstanten- oder Attribut-Selektionen mit $\wedge, \vee$ oder $\neg$

Verbund: Beispiel

$$\texttt{Ausleih} \bowtie \texttt{Buch}$$

ergibt

Name	Invnr	Titel	ISBN	Autor
Müller	0007	Mr. No	3-125	James Bond
Schulz	1201	Objektbanken	3-111	Heuer
Meyer	4711	Datenbanken	3-765	Vossen
Meyer	4712	Datenbanken	3-891	Ullman

- nicht ausgeliehenes Pascal-Buch verschwindet: Tupel, die keinen Partner finden (dangling tuples), werden eliminiert
- später einführen: *outer join*, der “dangling tuples” übernimmt

Eigenschaften Verbund

- aus $R_1 \cap R_2 = \{\}$ folgt $r_1 \bowtie r_2 = r_1 \times r_2$
- Projektion nicht inverse Operation zu Verbund: $\pi_{R_1}(r_1 \bowtie r_2) \subseteq r_1$
- Verbund nicht die inverse Operation zu zwei Projektionen (nur bei Verbundtreue)
- Verbund kommutativ: $r_1 \bowtie r_2 = r_2 \bowtie r_1$
- Verbund assoziativ: $(r_1 \bowtie r_2) \bowtie r_3 = r_1 \bowtie (r_2 \bowtie r_3)$
- Daher erlaubt:

$$\bowtie_{i=1}^{p} r_i$$

Verbund

- Syntax des (natürlichen) Verbundes (engl.: natural join)

$$\texttt{Relation1} \bowtie \texttt{Relation2}$$

- Semantik

$$\begin{aligned} r_1 \bowtie r_2 \quad := \quad & \{t \mid t(R_1 \cup R_2) \wedge \\ & [\forall i \in \{1,2\} \exists t_i \in r_i : t_i = t(R_i)]\} \end{aligned}$$

- Verbund verknüpft Tabellen über gleichbenannten Spalten bei gleichen Attributwerten

Verbund II

$$\pi \ \texttt{[Autor] (Buch)} \bowtie \pi \ \texttt{[Invnr] (Ausleih)}$$

Autor	Invnr
James Bond	4711
James Bond	1201
James Bond	0007
James Bond	4712
Heuer	4711
Heuer	1201
Heuer	0007
Heuer	4712
Vossen	4711
...	...

entartet zu *kartesischem Produkt*

Mengenoperationen und Umbenennung

Buch1

Autor1
James Bond
Heuer
Vossen
Ullman
Wirth

Buch2

Autor2
Witt
Vossen
Silberschatz
Meier
Wirth

- *Umbenennung* β `[neu` $\leftarrow$ `alt] (relation)`
  ändert Attributnamen von `alt` in `neu`

β `[Autor1` $\leftarrow$ `Autor2] (Buch2)`

Durch Umbenennung nun Vereinigung, Differenz und Durchschnitt möglich

Mengenoperationen: Vereiningung

relation1 $\cup$ relation2

Beispiel: `Buch1` $\cup$ β `[Autor1` $\leftarrow$ `Autor2] (Buch2)`

Autor1
James Bond
Heuer
Vossen
Ullman
Wirth
Witt
Silberschatz
Meier

Mengenoperationen: Differenz

`relation1` $-$ `relation2`

Beispiel:

`Buch1` $-$ β `[Autor1` $\leftarrow$ `Autor2] (Buch2)`

Autor1
James Bond
Heuer
Ullman

Mengenoperationen: Durchschnitt

`relation1` $\cap$ `relation2`

Beispiel:

`Buch1` $\cap$ β `[Autor1` $\leftarrow$ `Autor2] (Buch2)`

Autor1
Vossen
Wirth

Mengenoperationen, Umbenennung III

Formal für $r_1(R)$ und $r_2(R)$

- Umbenennung $\beta_{B \leftarrow A}(r) := \{t' \mid \exists t \in r : t'(R - A) = t(R - A) \wedge t'(B) = t(A)\}$
- Vereinigung $r_1 \cup r_2 := \{t \mid t \in r_1 \vee t \in r_2\}$
- Durchschnitt $r_1 \cap r_2 := \{t \mid t \in r_1 \wedge t \in r_2\}$
- Differenz $r_1 - r_2 := \{t \mid t \in r_1 \wedge t \notin r_2\}$

Durchschnitt $\cap$ wegen $r_1 \cap r_2 = r_1 - (r_1 - r_2)$ überflüssig

Problem: Quantoren

- Allquantor in Relationenalgebra ausdrücken, obwohl in Selektionsbedingungen nicht erlaubt
- *Division* (kann aus Ω hergeleitet werden)
- $r_1(R_1)$ und $r_2(R_2)$ gegeben mit $R_2 \subseteq R_1$, $R' = R_1 - R_2$. Dann ist

$$\begin{aligned} r'(R') &= \{t \mid \forall t_2 \in r_2 \exists t_1 \in r_1 : t_1(R') = t \wedge t_1(R_2) = t_2\} \\ &=: r_1 \div r_2 \end{aligned}$$

- Division von r_1 durch r_2

$$r_1 \div r_2 = \pi_{R'}(r_1) - \pi_{R'}((\pi_{R'}(r_1) \bowtie r_2) - r_1)$$

Mengenoperationen, Umbenennung III

Umbenennung ermöglicht

- Verbunde, wo bisher kartesische Produkte ausgeführt wurden (unterschiedliche Attribute werden gleich benannt),
- kartesische Produkte, wo bisher Verbunde ausgeführt wurden (gleiche Attribute werden unterschiedlich genannt),
- Mengenoperationen

Unabhängigkeit und Vollständigkeit

- Minimale Relationenalgebra:

$$\Omega = \pi, \sigma, \bowtie, \beta, \cup \text{ und } -$$

- unabhängig: kein Operator kann weggelassen werden ohne Vollständigkeit zu verlieren
- andere unabhängige Menge: $\bowtie$ und β durch $\times$ ersetzen
- Relationale Vollständigkeit: jede andere Menge von Operationen genauso mächtig wie Ω
- Strenge relationale Vollständigkeit: zu jedem Ausdruck mit Operatoren aus Ω gibt es einen Ausdruck auch mit der anderen Menge von Operationen

NF^2-Algebra

- $\cup, -, \pi, \bowtie$ zunächst wie in Relationenalgebra
- σ-Bedingungen erweitern um:
  - Relationen als Operanden (statt nur Konstanten von Standard-Datentypen)
  - Mengenvergleiche, wie etwa θ: $=, \subseteq, \subset, \supset, \supseteq$
- rekursiv aufgebaute Operationsparameter, etwa π und σ auch innerhalb von Projektionslisten und Selektionsbedingungen anwendbar
- zusätzliche Operationen ν (Nestung) und μ (Entnestung)

Spezielle NF^2-Algebren

- Minimale geschachtelte Algebra

  nur ν und μ
- Orthogonale geschachtelte Algebra

  Schek und Scholl: Selektion und Projektion rekursiv
- Algebren für PNF-Relationen

  erhalten PNF-Eigenschaft

Division: Beispiel

r_1

PILOT	FLUGZ.
Snoopy	707
Snoopy	727
Snoopy	747
Meyer	707
Meyer	727
Müller	707
Müller	727
Müller	747
Müller	777
Lüdenscheid	727

r_2

FLUGZ.
707
727
747

r_3

FLUGZ.
707

$r_1 \div r_2$ ergibt r'

PILOT
Snoopy
Müller

$r_1 \div r_3$ ergibt r'

PILOT
Snoopy
Meyer
Müller

Nestung und Entnestung

<table><tr><th>A</th><th>B</th><th>C</th></tr><tr><td>1</td><td>2</td><td>7</td></tr><tr><td>1</td><td>3</td><td>6</td></tr><tr><td>1</td><td>4</td><td>5</td></tr><tr><td>2</td><td>1</td><td>1</td></tr></table>

$\xrightarrow[\nu_{B,C;D}(r)]{}$ $\xleftarrow[\mu_D(r')]{}$

<table><tr><th rowspan="2">A</th><th colspan="2">D</th></tr><tr><th>B</th><th>C</th></tr><tr><td rowspan="3">1</td><td>2</td><td>7</td></tr><tr><td>3</td><td>6</td></tr><tr><td>4</td><td>5</td></tr><tr><td>2</td><td>1</td><td>1</td></tr></table>

Nestung nicht allgemein die Inverse der Entnestung:

<table><tr><th>A</th><th>B</th><th>C</th></tr><tr><td>1</td><td>2</td><td>7</td></tr><tr><td>1</td><td>3</td><td>6</td></tr><tr><td>1</td><td>4</td><td>5</td></tr><tr><td>2</td><td>1</td><td>1</td></tr></table>

$\not\longrightarrow$ $\nu_{B,C;D}(r)$ $\longleftarrow$ $\mu_D(r')$

<table><tr><th rowspan="2">A</th><th colspan="2">D</th></tr><tr><th>B</th><th>C</th></tr><tr><td rowspan="2">1</td><td>2</td><td>7</td></tr><tr><td>3</td><td>6</td></tr><tr><td>1</td><td>4</td><td>5</td></tr><tr><td>2</td><td>1</td><td>1</td></tr></table>

Andere Algebra-Erweiterungen

- Nullwerte

r_1

A	B
a	b
a	∃

r_2

B	C
b	c
∃	c

∃: “Wert existiert, aber zur Zeit nicht bekannt”

Verbund

A	B	C
a	b	c

Andere Algebra-Erweiterungen II

- Nullwerte (fortg.) **d**efinit- und **m**aybe-Markierungen

r_1

A	B	STATUS
a	b	**d**
a	∃	**d**

r_2

B	C	STATUS
b	c	**d**
∃	c	**d**

$r_1 \,|\!\bowtie r_2$ liefert

A	B	C	STATUS
a	b	c	**d**
a	b	c	**m**
a	b	c	**m**
a	∃	c	**m**

- Operationen auf Wertebereichen (Spaltenerweiterung, abgeleitete Attribute)

Anfrage-Kalküle

- Ein Kalkül ist eine formale logische Sprache zur Formulierung von Aussagen.
- Ziel: Einsatz eines derartigen Kalküls zur Formulierung von Datenbank-Anfragen.
- Logikbasierter Ansatz:

  Datenbankinhalte enstsprechen Belegungen von Prädikaten einer Logik, Anfragen abgeleiteten Prädikaten.

Ein allgemeiner Kalkül

Motivation: mathematische Notation:

$$\{x^2 \mid x \in I\!N \wedge x^3 > 0 \wedge x^3 < 1000\}$$

Eine *Anfrage* hat die Form

$$\{f(\overline{x}) \mid p(\overline{x})\}$$

- $\overline{x}$ bezeichnet Menge von freien Variablen

$$\overline{x} = \{x_1 : D_1, \ldots, x_n : D_n\}$$

Ergebnisbestimmung einer Anfrage

$$\overline{x} = \{x_1 : D_1, \ldots, x_n : D_n\}$$

1. Bestimme aller Belegungen der freien Variablen in $\overline{x}$, für die das Prädikat p wahr wird.

2. Wende Funktion f auf die durch diese Belegungen gegebenen Werte an.

Problem:

Unter welchen Umständen liefern Kalkülanfragen endliche Ergebnisse?

$\rightarrow$ *Sicherheit von Anfragen*

Bereichskalkül

- *Terme*:
  - Konstanten, etwa 42 oder `'MZ-4'`.
  - Variablen zu Datentypen, etwa x.
    Die Datentypangabe erfolgt in der Regel implizit und wird nicht explizit deklariert!
  - Funktionsanwendung $f(t_1, \ldots, t_n)$: Funktion f, Terme t_i, etwa $plus(12, x)$ bzw. in Infixnotation $12 + x$.
- *Atomare Formeln*:
  - Prädikatanwendung $\Theta(t_1, \ldots, t_n)$, $\Theta \in \{<, >, \leq, \geq, \neq, =, \ldots\}$ Datentypprädikat, Terme t_i. Zweistellige Prädikate wie üblich in Infix-Notation.
    Beispiele: $x = y$, $42 > x$ oder $3 + 7 = 11$.

Ein allgemeiner Kalkül II

- Funktion f bezeichnet Ergebnisfunktion über $\overline{x}$

  wichtige Spezialfälle: Angabe einer Variable selber (f ist hier die Identitätsfunktion) und Tupelkonstruktion (Ergebnis vom Typ **tuple of**)
- p Selektionsprädikat über freien Variablen $\overline{x}$
  - Terme aus Variablen, Konstanten und Funktionsanwendungen
  - Prädikate der Datentypen, etwa $\leq$, $<$, $>$, $\geq$, ...
    $\rightarrow$ atomare Formeln über Termen
  - Bezug zur aktuellen Datenbank $\rightarrow$ Datenbankprädikate, etwa Relationennamen im Relationenmodell
  - prädikatenlogischen Operatoren $\wedge$, $\vee$, $\neg$, $\forall$, $\exists$
    $\rightarrow$ Formeln

Relationale Kalküle

- Der *Bereichskalkül* ist dadurch gekennzeichnet, daß Variablen Werte elementarer Datentypen (*Bereiche*) annehmen.
- Im *Tupelkalkül* hingegen variieren Variablen über Tupelwerte (entsprechend den Zeilen einer Relation).

Basiskalkül für theoretische Untersuchungen

Einschränkung des Bereichskalküls:

- Als einziger Wertebereich sind die ganzen Zahlen erlaubt.
- Datentypprädikate werden wie bei der Relationenalgebra auf die Gleichheit und die elementaren Vergleichsoperatoren eingeschränkt.
- Funktionsanwendungen sind nicht erlaubt; nur Konstanten dürfen neben Bereichsvariablen als Terme verwendet werden.

Sichere Anfragen II

- Weiteres Beispiel für sichere Anfrage:

  $$\{x, y \mid y = 10 \wedge x > 0 \wedge x < 10\}$$

  Sicherheit folgt direkt aus den Regeln der Arithmetik.

Semantische Sicherheit ist im allgemeinen *nicht entscheidbar*!

Bereichskalkül II

- *Atomare Formeln* (fortg.):
  - Prädikatanwendungen für Datenbankprädikate, notiert als $R(t_1, \ldots, t_n)$ für einen Relationennamen R.
    Als Voraussetzung muß n die Stelligkeit der Relation R sein und alle t_i müssen vom passenden Typ sein.
    Beispiel: `bestellt('Maier'`$, x, 100)$
- *Formeln* wie üblich mit $\wedge$, $\vee$, $\neg$, $\forall$ und $\exists$.
- *Anfragen*: $\{x_1, \ldots, x_n \mid \phi(x_1, \ldots, x_n)\}$

  ϕ ist Formel über den in der Ergebnisliste aufgeführten Variablen x_1 bis x_n. Das Ergebnis ist eine Menge von Tupeln. Die Tupelkonstruktion erfolgt implizit aus den Werten der Variablen in der Ergebnisliste.

Sichere Anfragen

- *Sichere Anfragen* (auch *semantisch sichere Anfragen*):

  Anfragen, die für jeden Datenbankzustand $\sigma(\mathcal{R})$ *ein endliches Ergebnis liefern.*
- Beispiel für nicht sichere Anfrage:

  $$\{x, y \mid \neg R(x, y)\}$$

  Einfaches Beispiel für sichere Anfrage:

  $$\{x, y \mid R(x, y)\}$$

Relationen für Beispiele

$$\texttt{Kunde}(\texttt{KName}, \texttt{Adresse}, \texttt{Konto}),$$

$$\texttt{bestellt}(\texttt{KName}, \texttt{WareBez}, \texttt{Anzahl})$$

$$\texttt{Ware}(\texttt{WareBez}, \texttt{Preis}, \texttt{Vorrat})$$

Beispiele Bereichskalkül II

- Abkürzung für beliebige, unterschiedliche existentiell gebundene Variablen ist _ Symbol:

$$\{x \mid \texttt{Kunde}(x, y, \_) \land y =' \texttt{MD}'\}$$

- Verschiedene Auftreten des Symbols _ stehen hierbei für paarweise verschiedene Variablen.

Syntaktisch sichere Anfragen

- *Syntaktisch sichere Anfragen*: Anfragen, die syntaktischen Einschränkungen unterliegen, um die semantische Sicherheit zu erzwingen.
- Grundidee:

  Jede freie Variable x_i muß überall in $\phi(x_1, \dots)$ durch positives Auftreten $x_i = t$ *oder* $R(\dots, x_i, \dots)$ *an endliche Bereiche gebunden werden.*

- Die Bindung an endliche Bereiche muß für die ganze Bedingung, also insbesondere für alle Zweige einer Disjunktion, gelten.

Beispiele Bereichskalkül

"Alle (Namen von) Kunden in Magdeburg".

$$\{x \mid \texttt{Kunde}(x, y, z) \land y =' \texttt{MD}'\}$$

- Vereinfachte Notation: Ansonsten ungebundene Variablen (hier y und z) im Bedingungsteil existentiell mit $\exists$ gebunden. Vollständige Version:

$$\{x \mid \exists y \exists z \texttt{Kunde}(x, y, z) \land y =' \texttt{MD}'\}$$

- Einsparung von Bereichsvariablen, indem Konstanten als Parameter des Prädikats eingesetzt werden:

$$\{x \mid \texttt{Kunde}(x, ' \texttt{MD}', z)\}$$

Beispiele Bereichskalkül III

“Wer hat Waren unter 1.- DM bestellt?”

$$\{x, w \mid \texttt{Kunde}(x, y, z) \land \texttt{bestellt}(x, w, a) \land \texttt{Ware}(w, p, v) \land a > 0 \land p < 1.00\}$$

Diese Anfrage zeigt einen Verbund über drei Relationen.

Beispiele Bereichskalkül V

“Wer hat nur Waren in großer Anzahl bestellt?”

$$\{x \mid \texttt{Kunde}(x, y, z) \land \forall w \forall a (\texttt{bestellt}(x, w, a) \implies a > 100)\}$$

Im Gegensatz zu existentiell gebundenen Unteranfragen wie im vorigen Beispiel können universell gebundene Teilformeln nicht aufgelöst werden.

Beispiele Bereichskalkül II

“Städte mit mehr als zwei Kunden”.

$$\{y \mid \texttt{Kunde}(x, y, z) \land \texttt{Kunde}(x', y, z') \land x \neq x'\}$$

Diese Anfrage zeigt eine Verbundbildung über das zweite Attribut der `Kunde`-Relation. Verbundbildung kann im Bereichskalkül einfach durch die Verwendung der selben Bereichsvariablen als Parameter in verschiedenen Relationsprädikaten erfolgen.

Beispiele Bereichskalkül IV

“Wer hat überhaupt etwas bestellt?”

$$\{x \mid \texttt{Kunde}(x, y, z) \land \exists w \exists a (\texttt{bestellt}(x, w, a) \land a > 0)\}$$

Hier wird eine existentiell gebundene Unteranfrage eingesetzt. Derartige Unteranfragen können aufgrund der Regeln der Prädikatenlogik wie folgt aufgelöst werden:

$$\{x \mid \texttt{Kunde}(x, y, z) \land (\texttt{bestellt}(x, w, a) \land a > 0)\}$$

Umsetzung von Relationenoperationen

Seien zwei Relationenschemata $R(A_1, \dots, A_n)$ und $S(B_1, \dots, B_m)$ gegeben.

- Vereinigung (für $n = m$).

$$R \cup S \hat{=} \{x_1 \dots x_n \mid R(x_1, \dots, x_n) \vee S(x_1, \dots, x_n)\}$$

- Differenz (für $n = m$).

$$R - S \hat{=} \{x_1 \dots x_n \mid R(x_1, \dots, x_n) \wedge \neg S(x_1, \dots, x_n)\}$$

- Natürlicher Verbund.

$$R \bowtie S \hat{=} \{x_1 \dots x_n x_{n+1} \dots x_{n+m-i} \mid R(x_1, \dots, x_n) \wedge S(x_1, \dots, x_i, x_{n+1}, \dots, x_{n+m-i})\}$$

  Hierbei seien die ersten i Attribute von R und S die Verbundattribute, also $A_j = B_j$ für $j = 1 \dots i$.

Tupelkalkül

- Anfragen im Tupelkalkül werden analog zu denen des Bereichskalküls aufgebaut, aber mit folgenden Unterschieden:
  - Variablen sind tupelwertig.
  - $R(t)$ bedeutet "t ist in Relation R". Alternative Notation ist $t \in R$.
  - $t.A_i$ bzw. $t[i]$ ermöglichen Zugriff auf die i-te Tupelkomponente. Eine alternative verbreitete Notation ist $t(i)$.
  - Anfragen haben die Form

$$\{u \mid \phi(u)\}$$

    wobei u eine Tupelvariable ist.

- Vereinfachte Notation: Beliebige Terme als Zielfunktion.

Ausdrucksfähigkeit Bereichskalkül

Der Bereichskalkül ist *streng relational vollständig*, d.h. zu jedem Term τ der Relationenalgebra gibt es einen äquivalenten (sicheren) Ausdruck η des Bereichskalküls.

Umsetzung von Relationenoperationen II

- Projektion.

$$\pi_{\overline{A}}(R) \hat{=} \{y_1 \dots y_k \mid \exists x_1 \dots \exists x_n (R(x_1, \dots, x_n) \wedge y_1 = x_{i_1} \wedge \dots \wedge y_k = x_{i_k})\}$$

  Hierbei ist die Attributliste der Projektion wie folgt gegeben: $\overline{A} = (A_{i_1}, \dots, A_{i_k})$

- Selektion.

$$\sigma_\phi(R) \hat{=} \{x_1 \dots x_n \mid R(x_1, \dots, x_n) \wedge \phi'\}$$

  Die Formel ϕ' wird hierbei aus ϕ gewonnen, indem Variable x_i an Stelle der Attributnamen A_i eingesetzt werden.

Der Basis-Tupelkalkül

$$\{t \mid \phi(t)\}$$

t *Tupelvariable*, $\phi(t)$ spezielle Formel der Prädikatenlogik 1. Ordnung

- *Atome* des Basis-Tupelkalküls:
  - $s \in r$ mit s Tupelvariable und r Relation.
  - $s_1.A\theta s_2.B$ mit s_1, s_2 Tupelvariablen und A, B Attribute. s_1 muß über A und s_2 über B definiert sein.
    θ wie in Relationenalgebra: $=, \neq, <, >, \geq, \leq$.
  - $s.A\theta c$ mit s Tupelvariable, s ist über A definiert, und $c \in \mathrm{dom}(A)$ (c hat also einen passenden Typ).

Der Basis-Tupelkalkül II

- *Formeln* des Basis-Tupelkalküls:
  - Ein Atom ist eine Formel.
  - Sind ϕ und ψ Formeln, dann sind auch $\neg\phi$, (ϕ), $\phi \wedge G$ und $\phi \vee \psi$ Formeln.
  - Ist $\phi(s)$ eine Formel und s eine freie (d.h. noch nicht durch einen Quantor gebundene) Tupelvariable in $\phi(s)$, so sind auch $\forall s : \phi(s)$ und $\exists s : \phi(s)$ Formeln.

Erweiterungen in der Notation

- Implizite Tupelbildung analog zum Bereichskalkül:

  $$\{u.A_1, v.B_2 \mid R(u) \wedge S(v)\}$$

  Anfrage ist äquivalent zu:

  $$\{w \mid \exists u \exists v R(u) \wedge S(v) \wedge u.A_1 = w[1] \wedge v.B_2 = w[2]\}$$

- Definition von Attributnamen in der Zielliste und Verwendung von Termen in der Zielliste:

  $$\{u.\mathtt{Name}, \mathtt{Jahresgehalt} : u.\mathtt{Gehalt} * 13 \mid \mathtt{Angestellte}(u)\}$$

Beispiele Tupelkalkül

- *Alle Kunden mit Namen* `'Mueller'`*.*

  $$\{t \mid \mathtt{Kunde}(t) \wedge t.\mathtt{KName} = \mathtt{'Mueller'}\}$$

  Hier werden alle Attribute von `Kunden` mit im Ergebnis ausgegeben.

- *Die Adressen von Kunden mit Namen* `'Mueller'`*.*

  $$\{t.\mathtt{Adresse} \mid \mathtt{Kunde}(t) \wedge t.\mathtt{KName} = \mathtt{'Mueller'}\}$$

- *Namen und Adressen von Kunden, die Papier bestellt haben.*

$$\{t.\mathtt{KName}, t.\mathtt{Adresse} \mid \mathtt{Kunde}(t) \wedge \exists b(\mathtt{bestellt}(b) \wedge b.\mathtt{WName} = \mathtt{'Papier'} \wedge t.\mathtt{KName} = b.\mathtt{KNa}$$

EER-Kalkül II

- Vereinigung, Schnittmenge etc. auf Anfragetermen
- Funktion **bts** (für *bag-to-set*): entfernt Duplikate aus Multimengen.
- Konzepte des EER-Modells $\rightarrow$ Konstrukte des EER-Kalküls:
  - Entity-Typen: Bereiche für Variablen.
  - Beziehungstypen: Prädikatsymbole oder Bereiche.
  - Attribute von Entity-Typen: Funktionen.

Änderungsoperationen

- Die Operation $u(d) := \textbf{insert } t \textbf{ into } r_i(\mathcal{R}_i)$ ist definiert durch

$$d \longmapsto \begin{cases} d' := \{r_1, \ldots, r_i \cup \{t\}, \ldots, r_p\} & \text{falls } d' \in \mathbf{DAT}(\mathcal{S}) \\ d & \text{sonst} \end{cases}$$

- Die Operation $u(d) := \textbf{delete } t \textbf{ from } r_i(\mathcal{R}_i)$ ist definiert durch

$$d \longmapsto \begin{cases} d' := \{r_1, \ldots, r_i - \{t\}, \ldots, r_p\} & \text{falls } d' \in \mathbf{DAT}(\mathcal{S}) \\ d & \text{sonst} \end{cases}$$

- Die Operation $u(d) := \textbf{replace } t \rightarrow t' \textbf{ in } r_i(\mathcal{R}_i)$ ist definiert durch

$$d \longmapsto \begin{cases} d' := \{r_1, \ldots, (r_i - \{t\}) \cup \{t'\}, \ldots, r_p\} & \text{falls } d' \in \mathbf{DAT}(\mathcal{S}) \\ d & \text{sonst} \end{cases}$$

EER-Kalkül

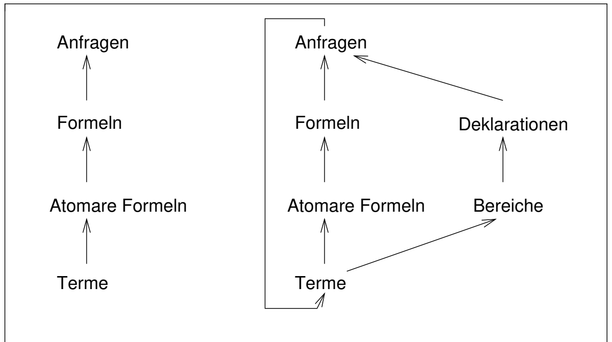
- Anfragen sind Multimengenanfragen: $\{\{\cdots \mid \ldots\}\}$
- Variablen werden positiv an *endliche Bereiche* gebunden. Bindung an Bereiche in *Deklarationen* δ_i.

  $$\{\{t_1, \ldots, t_n \mid \delta_1 \wedge \cdots \wedge \delta_k \wedge \phi\}\}$$

  Beispiel für Deklaration: $(a\colon \texttt{ANGESTELLTE})$
- Anfragen als Bereiche $\rightarrow$ *rekursiver Anfrageaufbau*.
- *Aggregatfunktionen* wie Summenbildung, Durchschnittswerte, Zählen als Funktionen:

  $$\texttt{AVG}(\{\{Preis(b) \mid (b\colon \texttt{BUCH}) \wedge \texttt{Verlag}(b) = \text{`}\texttt{Thomson}\text{'}\}\})$$

Formelaufbau in Bereichskalkül und EER-Kalkül



a) Bereichskalkül b) EER-Kalkül