Datenbanksysteme

Relationale Algebra

Burkhardt Renz

Fachbereich MNI
Technische Hochschule Mittelhessen

Sommersemester 2020

Inhalt

Relationen in der Mathematik

Seien $M_1, M_2, \ldots, M_n$ Mengen.
Eine n-äre Relation R ist eine Teilmenge des kartesischen Produkts $M_1 \times M_2 \times \cdots \times M_n$ dieser Mengen:

$$R = \{(m_1, m_2, \ldots, m_n) / m_1 \in M_1, m_2 \in M_2, \ldots, m_n \in M_n\}$$

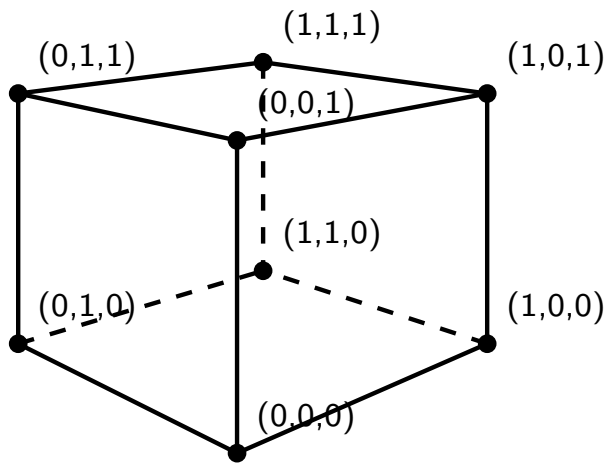
Der Grad der Relation ist n.
Ist $n = 2$ sagt man binäre Relation, ist $n = 3$ ternäre Relation.

Beispiel 1

Wir betrachten die Teilmenge $E \subset \mathbb{Z} \times \mathbb{Z} \times \mathbb{Z}$ mit

$E = \{(0,0,0), (0,0,1), (0,1,0), (1,0,0), (1,1,0), (0,1,1), (1,0,1), (1,1,1)\}$

Man kann E als die Menge der Ecken des Einheitswürfels in $\mathbb{Z}^3$ sehen:



Beispiel 2

Gegeben seien:
A eine Menge von Fluggesellschaften,
N eine Menge von Flugnummern,
F eine Menge von Flughäfen und
T eine Menge von Abflugzeiten.

Wir betrachten die 5-stellige Relation

$$\mathit{Flugplan} \subset A \times N \times F \times F \times T$$

Elemente dieser Relation könnten sein:
('Lufthansa', 'LH314', 'FRA', 'PDX', '11:30')
('Delta', 'DX423', 'SFI', 'LAX', '12:00')
('Singapore Airlines', 'SG297', 'SIN', 'CHC', '20:50')

Die <Fluggesellschaft> fliegt unter <Flugnummer> von <Flughafen> zu <Flughafen> um <Abflugzeit>.

Konzept einer Algebra/ algebraischen Struktur

- Menge von Elementen
- Operationen, d.h. Verknüpfungen der Elemente
- Axiome und Gesetze, d.h. Gesetze der Operationen

Operatoren, die auf ein einzelnes Element der Menge angewendet werden, heißen unäre Operatoren.
Operatoren, die auf Paare von Elementen der Menge angewendet werden, heißen binäre Operatoren.

Eine Algebra ist abgeschlossen unter einer Operation, wenn das Ergebnis der Operation wieder ein Element der Algebra ist.

Beispiel 1

$(\mathbb{Z}, -, +)$ die Menge der ganzen Zahlen mit

- Negation, unäre Operation: $a \in \mathbb{Z} \mapsto -a \in \mathbb{Z}$
- Addition, binäre Operation: $(a, b) \in \mathbb{Z}^2 \mapsto a + b \in \mathbb{Z}$

Axiom (im Beispiel die Kommutativität):

$$\forall a, b \in \mathbb{Z} : a + b = b + a$$

Beispiel 2

$(\mathbb{B}, \wedge, \vee, \neg)$ Boole'sche Algebra mit

Menge $\mathbb{B} = \{true, false\}$

- Negation, unärer Operator: $\neg$
- Konjunktion (and), binärer Operator: $\wedge$
- Disjunktion (or), binärer Operator: $\vee$

Beispiel für Gesetze in dieser Algebra:

$$\neg(p \wedge q) \equiv (\neg p) \vee (\neg q)$$

$$\neg(p \vee q) \equiv (\neg p) \wedge (\neg q)$$

Beispiel 3

$(\mathbb{R}, \sigma, \pi, \times, \bowtie, \cap, \cup, \ldots)$

Menge $\mathbb{R}$ der Relationen

- Restriktion/Selektion σ
- Projektion π
- ...

In der relationalen Algebra gelten eine Vielzahl von Gesetzen, von denen wir später einige betrachten werden.

$\Rightarrow$ Relationale Algebra

Datentyp

Ein Datentyp ist eine Menge von Werten. (In der Literatur wird auch der Begriff *Domäne* für Datentyp verwendet.)

Beispiel

- Integers $\{\ldots, -2, -1, 0, 1, 2, 3, \ldots\}$
- Wahrheitswerte $\{\text{true, false}\}$
- Menge deutscher KFZ-Kennzeichen
- $\ldots$

Ein Datentyp hat üblicherweise selbst Operatoren

Beispiel

- $+, -, \times, /$ arithmetische Operatoren für Integer
- $<, \leqslant, =, \geqslant, >$ Vergleichsoperatoren
- $\wedge, \vee, \neg$ Operatoren für Wahrheitswerte

Attribute

Ein Attribut ist ein benannter Datentyp, d.h.

Ein Attribut besteht aus

- einem Namen und
- einem zugeordneten Datentyp (einer Domäne)

Beispiel

- ArtNr: numeric(6)
- Bez: varchar(40)
- ...

Wir gehen in dem Abschnitt über die relationale Algebra immer davon aus, dass Name und Datentyp zusammengehören, d.h. es kann nicht sein, dass zwei Attribute denselben Namen, aber verschiedenen Datentyp haben.

Tupel

Ein Tupel ist eine Zuordnung von Werten zu einer Menge von Attributen.
Dabei muss der zugeordnete Wert stets vom Datentyp des jeweiligen Attributs sein.

Beispiel

[ArtNr = 100101, Bez = 'Les Châteaux', Weingut = 'Louis Max']

In der Mathematik sind die Tupel von Relationen in der Regel *geordnete* Tupel, d.h. die Zugehörigkeit zu einer Wertemenge ergibt sich aus der Position im Tupel.
In der relationalen Algebra sind die Tupel Zuordnungen von Werten zu *benannten* Attributen.

Relationsschema

Ein Relationsschema ist eine Menge von Attributen.

Das Relationsschema definiert die Struktur der Tupel in einer Relation.

Beispiel (Relationsschema für Artikel)

(ArtNr: numeric(6), Bez: varchar(40), Weingut: varchar(30) , . . .)

Man schreibt auch gerne kurz:
Artikel(ArtNr, Bez, Weingut, . . .)

Bemerkung:

Die Reihenfolge der Attribute spielt keine Rolle, d.h.
A1(ArtNr, Bez, Weingut) und A2(Weingut, ArtNr, Bez)
haben *dasselbe* Relationsschema.

Relation

Eine Relation R besteht aus einem Relationsschema R_S und einer Menge R_T von Tupeln, die dem Relationsschema entsprechen.

Beispiel (Relation für Artikel)

ArtNr: numeric(6)	Bez: varchar(40)	Weingut: varchar(30)	...
100001	Les Châteaux	Louis Max	...
100002	Chablis	Louis Max	...
...	...	...	...

Der Grad einer Relation R ist die Anzahl der Attribute im Relationsschema R_S

Zusammenfassung soweit

Wert ein in Raum und Zeit unveränderliches Merkmal
z.B. die Zahl 12 oder der String 'Hans' ...

Datentyp eine Menge von Werten z.B. varchar(40)

Attribut ein benannter Datentyp, z.B Name: varchar(40)

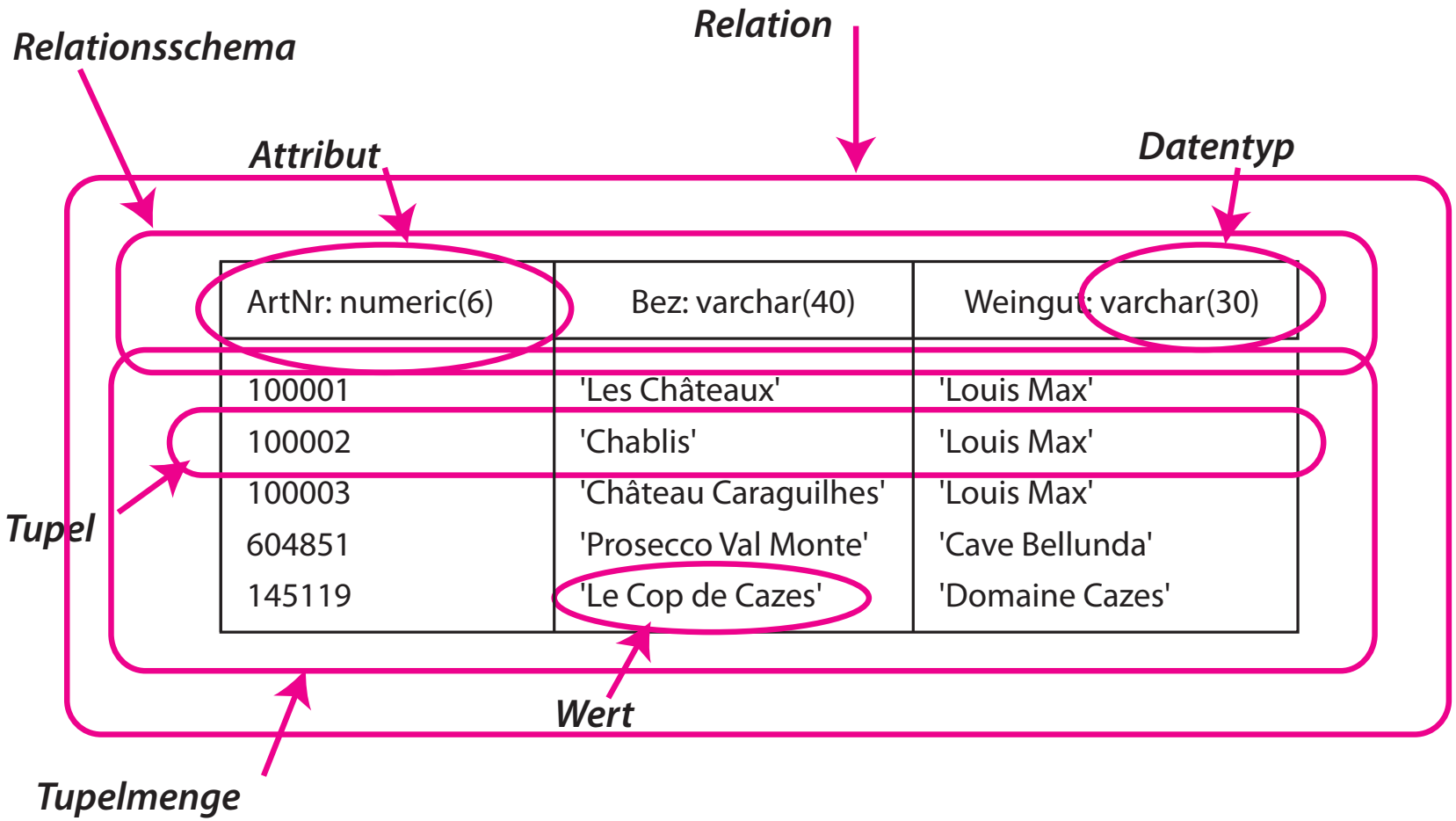
Tupel ein durch Attribute „indiziertes“ Tupel von Werten, z.B.
[Name = 'Schneider', Vorname = 'Hans', GebDat = '2001-01-05']

Relationsschema eine Menge von Attributen

Tupelmenge eine Menge von Tupeln zu einem gegebenen Relationsschema

Relation ein Relationsschema (auch Relationskopf genannt) zusammen mit einer Tupelmenge zu diesem Schema

Zusammenfassung soweit (Illustration)



Relationen und Relationsvariablen

Eine Relation R ist ein Wert. Man kann R in einer Datenbank speichern, dies entspricht der Zuweisung des Werts R zu einer Variablen.

Eine Relationsvariable (kurz: RelVar) ist eine Variable, die als Wert eine Relation aufnehmen kann.

Eine Relationsvariable V hat ein Relationsschema V_S. In der Relationsvariablen V können nur Relationen R gespeichert werden, die dasselbe Relationsschema haben, d.h. es muss gelten: $R_S = V_S$.

Für die Zuweisung einer Relation R an eine Relationsvariable V schreiben wir:

$$V := R$$

Datenbank (Erste Definition)

Eine Datenbank ist eine Menge von Relationsvariablen.

Das Datenbankschema besteht aus den Relationsschemata der Relationsvariablen.

Der Datenbankzustand besteht aus den Relationen, die zu einem bestimmten Zeitpunkt den Relationsvariablen zugewiesen sind, d.h. in der Datenbank gespeichert sind.

Im SQL-„Jargon“, aber auch in Lehrbüchern zu Datenbanksystemen werden Relationen *und* RelVars als Tabellen bzw. Relationen bezeichnet.
Man muss also aus dem Kontext entnehmen, ob Relationen (Werte) oder Relationsvariablen (Variablen) gemeint sind.

Eigenschaften von Relationen I

- Die Tupelmenge einer Relation ist eine Menge, hat also keine Duplikate und keine definierte Reihenfolge
  (In SQL kann eine Tabelle Duplikate haben)
- Die Attribute im Relationsschema einer Relation sind eine Menge, d.h. es gibt keine Duplikate und keine definierte Reihenfolge
  (In SQL wird die Reihenfolge der Attribute in `create table` als definierte Reihenfolge der Attribute genommen)

Eigenschaften von Relationen II

- Das Relationsschema ist Bestandteil der Relation, nicht nur die Tupelmenge
  (In manchen Lehrbüchern wird nur die Tupelmenge genommen)
- Man kann das Relationsschema einer Relation oder RelVar als *Prädikat* auffassen. Die RelVar enthält also eine Menge von wahren Aussagen zu diesem Prädikat.
  (Das Prädikat ergibt sich nicht einfach aus dem Relationsschema, sondern enthält zusätzliche Informationen)

Inhalt

Übersicht

1. σ (sigma) Selektion, Restriktion
2. π (pi) Projektion
3. ρ (rho) Rename, Umbenennung
4. π (pi) erweiterte Projektion
5. $\cup$ Vereinigung
6. $\cap$ Durchschnitt
7. $-$ Differenz
8. $\times$ Kartesisches Produkt, Kreuzprodukt
9. $\bowtie$ Natural Join/Natürlicher Verbund
10. $\bowtie_\theta$ Theta-Join/Equi-Join
11. γ (gamma) Gruppierung
12. τ (tau) Sortierung

σ (sigma) Selektion/Restriktion

Beispiel:

$\sigma_{(Weingut='LouisMax')}(Artikel)$

Definition:

$\sigma_C(R)$, mit

R ist eine Relation (oder ein Ausdruck, der eine Relation ergibt)
C ist eine Bedingung, in der vorkommen können: Attributnamen von R_S, Werte, Operatoren der Datentypen der Attribute, Vergleichsoperatoren, logische Operatoren wie `and`, `or`, `not`

σ (sigma) Selektion/Restriktion

Ergebnis:

$\sigma_C(R)$ hat

dasselbe Schema R_S wie R und

als Tupelmenge $\{t \in R_T / t \text{ erfüllt } C\}$

in SQL:

$\sigma_C(R) \triangleq$ `select * from R where C`

π (pi) Projektion

Beispiel:

$\pi_{(Bez,Weingut)}(Artikel)$

Definition:

$\pi_L(R)$, mit

R ist eine Relation (oder ein Ausdruck, der eine Relation ergibt)
L ist eine mit Kommata getrennte Liste von (paarweise verschiedenen) Attributen von R

π (pi) Projektion

Ergebnis:

$\pi_L(R)$ hat

als Schema die Menge der Attribute in L und

als Tupelmenge alle Tupel in R bezüglich dieser Attribute

in SQL:

$\pi_L(R) \mathrel{\widehat{=}}$ `select distinct L from R`

ρ (rho) Rename/Umbenennung

Beispiel:

$\rho_{(Nr,Text)}(\pi_{(ArtNr,Bez)}(Artikel))$

Definition:

$\rho_{(b_1,b_2,\ldots,b_n)}(R)$, mit

R ist eine Relation (oder ein Ausdruck, der eine Relation ergibt) mit dem Relationsschema $R(a_1, a_2, \ldots a_n)$ und somit dem Grad n. Die b_i sind paarweise verschiedene Namen für Attribute.

ρ (rho) Rename/Umbenennung

Ergebnis:

$\rho_{(b_1,b_2,\ldots b_n)}(R)$ hat

als Relationsschema die Menge der Attribute $\{b_1, b_2, \ldots b_n\}$ und

als Tupelmenge dieselben Tupel wie R jedoch bezüglich dieser Attribute

in SQL:

$\rho_{(b_1,b_2,\ldots b_n)}(R) \triangleq$

```
select a1 as b1, a2 as b2, ..., an as bn from R
```

π (pi) Erweiterte Projektion

Beispiel:

$\pi_{(Bez||'\sqcup von\sqcup'||Weingut \rightarrow Wein)}(Artikel)$

Definition:

$\pi_L(R)$, mit

R ist eine Relation (oder ein Ausdruck, der eine Relation ergibt)
L ist eine Liste bestehend aus Elementen folgender Art:
Attribute von R, Ausdrücke wie $a \rightarrow b$ mit Attributnamen a in R_S und Bezeichnungen b, Ausdrücken wie $E \rightarrow z$ mit einem Ausdruck für eine Berechnung E sowie einer Bezeichnung z für das Ergebnis
Die Namen rechts von den Pfeilen müssen paarweise verschieden sein

π (pi) Erweiterte Projektion

Ergebnis:

$\pi_L(R)$ hat

als Relationsschema die Menge der Attribute $\{z_1, z_2, \ldots z_m\}$, wenn $L = E_1 \rightarrow z_1, E_2 \rightarrow z_2, \ldots, E_m \rightarrow z_m$ ist, und

als Tupelmenge die Tupel, die sich durch Berechnung der Ausdrücke $E_1, E_2, \ldots, E_m$ aus den Tupeln von R ergeben.

in SQL:

$\pi_L(R) \triangleq$

```
select distinct E1 as z1, E2 as z2, ..., Em as zm from R
```

$\cup$ Vereinigung

Beispiel:

$\pi_{(Name)}(Kunde) \cup \pi_{(Firma \rightarrow Name)}(Lieferant)$

Definition:

$R \cup S$, mit

R, S sind Relationen (oder Ausdrücke, die Relationen ergeben)
R und S haben dasselbe Relationsschema, d.h. $R_S = S_S$

$\cup$ Vereinigung

Ergebnis:

$R \cup S$ hat

als Relationsschema das Relationsschema R_S von R und
als Tupelmenge die Vereinigung der Tupel von R und S, d.h.
$(R \cup S)_T = R_T \cup S_T$.

in SQL:

$R \cup S \mathrel{\widehat{=}}$ `select * from R union select * from S`

$\cap$ Durchschnitt

Beispiel:

$\pi_{(Ort)}(Kunde) \cap \pi_{(Ort)}(Lieferant)$

Definition:

$R \cap S$, mit

R, S sind Relationen (oder Ausdrücke, die Relationen ergeben)
R und S haben dasselbe Relationsschema, d.h. $R_S = S_S$

$\cap$ Durchschnitt

Ergebnis:

$R \cap S$ hat

als Relationsschema das Relationsschema R_S von R und
als Tupelmenge den Durchschnitt der Tupel von R und S, d.h.
$(R \cap S)_T = R_T \cap S_T$.

in SQL:

$R \cap S \mathrel{\widehat{=}}$ `select * from R intersect select * from S`

– Differenz

Beispiel:

$\pi_{(Ort)}(Kunde) - \pi_{(Ort)}(Lieferant)$

Definition:

$R - S$, mit

R, S sind Relationen (oder Ausdrücke, die Relationen ergeben)
R und S haben dasselbe Relationsschema, d.h. $R_S = S_S$

– Differenz

Ergebnis:

$R - S$ hat

als Relationsschema das Relationsschema R_S von R und
als Tupelmenge die Differenz der Tupel von R und S, d.h.
$(R - S)_T = R_T - S_T$.

in SQL:

$R - S \triangleq$ `select * from R except select * from S`

$\times$ Kartesisches Produkt/Kreuzprodukt

Beispiel:

$Kunde \times \pi_{(AuftrNr)}(Auftrag)$

Definition:

$R \times S$, mit

R, S sind Relationen (oder Ausdrücke, die Relationen ergeben)
R und S haben *keine* gemeinsamen Attribute, d.h. $R_S \cap S_S = \varnothing$

$\times$ Kartesisches Produkt/Kreuzprodukt

Ergebnis:

$R \times S$ hat

als Relationsschema die Attribute beider Relationen, d.h.
$(R \times S)_S = R_S \cup S_S$ und
als Tupelmenge die Kombination aller Tupel von R_T mit jedem von S_T: $(R \times S)_T = \{[r \circ s] / r \in R_T, s \in S_T\}$.

in SQL:

$R \times S \mathrel{\widehat{=}}$
`select * from R cross join S` (SQL92)
`select * from R, S` (SQL89)

$\bowtie$ Natürlicher Verbund/Natural Join

Beispiel:

$Kunde \bowtie Auftrag$

Definition:

$R \bowtie S$, mit

R, S sind Relationen (oder Ausdrücke, die Relationen ergeben)

$\bowtie$ Natürlicher Verbund/Natural Join

Ergebnis:

$R \bowtie S$ hat

als Relationsschema die Vereinigung der Attribute beider Relationen, d.h. $(R \bowtie S)_S = R_S \cup S_S$ und
als Tupelmenge die Kombination aller Tupel von R_T mit denen von S_T die an den gemeinsamen Attributen $G = R_S \cap S_S$ übereinstimmen:
$(R \bowtie S)_T = \{[r \circ s] / r \in R_T, s \in S_T \text{ und } \pi_G(r) = \pi_G(s)\}$.

in SQL:

$R \bowtie S \triangleq$

```
select * from R natural join S
select * from R join S using (g1, g2, ...)
```

$\bowtie_\theta$ Theta-Join bzw. Equi-Join

Beispiel:

$$Kunde \bowtie_{(KndNr \neq AKndNr)} \pi_{(KndNr->AKndNr, AuftrNr)}(Auftrag)$$

$$Kunde \bowtie_{(KndNr = AKndNr)} \pi_{(KndNr->AKndNr, AuftrNr)}(Auftrag)$$

Definition:

$R \bowtie_\theta S$, mit

R, S sind Relationen (oder Ausdrücke, die Relationen ergeben) und $R_S \cap S_S = \varnothing$

$\bowtie_\theta$ Theta-Join bzw. Equi-Join

Ergebnis:

$R \bowtie_C S = \sigma_C(R \times S)$

Ist C eine Bedingung der Form $a = b$, dann spricht man vom Equi-Join.

Ist C eine andere Bedingung etwa $a \neq b$ oder $a < b$, allgemein $a\theta b$ für einen Operator θ, dann spricht man vom Theta-Join.

in SQL:

$R \bowtie_C S \triangleq$

```
select * from R join S on C
select * from R cross join S where C
```

γ (gamma) Gruppierung und Aggregation

Beispiel:

$\gamma_{(AuftrNr, sum(Anz) \rightarrow Gesamtmenge)}(AuftrPos)$

Definition:

$\gamma_L(R)$, mit

R ist eine Relation (oder ein Ausdruck, der eine Relation ergibt)
L ist eine Liste von Elementen, die sein können:
(1) ein Attribut der Relation R, das für die Gruppierung verwendet werden soll (Gruppierungsattribute L_G)
(2) eine Aggregatfunktion zusammen mit einem Attributnamen für das Ergebnis der Aggregation (Aggregatfunktionen L_A)

γ (gamma) Gruppierung und Aggregation

Ergebnis:

$\gamma_L(R)$ hat

als Relationsschema die Attribute in L und
die Tupelmenge, die so gebildet wird:
1. Die Relation R wird in Gruppen von Tupeln eingeteilt, die bezüglich der Gruppierungsattribute L_G übereinstimmen
2. Für jede Gruppe wird nun genau *ein* Tupel gebildet, indem die Agregatfunktionen L_A auf die Gruppe angewendet werden.

in SQL:

$\gamma_L(R) \triangleq$
`select L from R group by` L_G

τ (tau) Sortierung

Beispiel:

$\tau_{(ArtNr)}(Artikel)$

Definition:

$\tau_L(R)$, mit

R ist eine Relation (oder ein Ausdruck, der eine Relation ergibt)
L ist eine Liste von Attributen von R

τ (tau) Sortierung

Ergebnis:

$\tau_L(R)$ hat

als Relationsschema das von R, d.h. R_S und
als Tupelmenge die Tupel von R lexikographisch sortiert nach den Attributen in L.

Das Ergebnis ist eine Liste, d.h. die Reihenfolge spielt eine Rolle – somit keine Relation mehr im engeren Sinne.

in SQL:

$\tau_L(R) \triangleq$ `select * from R order by L`

Gesetze der relationalen Algebra

In der relationalen Algebra gelten eine Vielzahl von Gesetzen. Diese kann man verwenden um Ausdrücke äquivalent umzuformen. Die regelbasierte Optimierung in Datenbankmanagementsystemen basiert auf diesen Gesetzen.

Beispiele:

$$\sigma_{C_1}(\sigma_{C_2}(R)) = \sigma_{C_2}(\sigma_{C_1}(R))$$

$$\sigma_{C_1}(\sigma_{C_2}(R)) = \sigma_{C_1 \text{ and } C_2}(R)$$

Wenn sich C nur auf S bezieht, gilt:

$$\sigma_C(R \bowtie S) = R \bowtie \sigma_C(S)$$

Inhalt

Schlüssel

Ein Superschlüssel ist eine Menge von Attributen einer RelVar V für die gilt:
Wenn zwei Tupel an diesen Attributen übereinstimmen, dann sind sie identisch.

Jede Relationsvariable hat einen Superschlüssel, nämlich die Menge ihrer Attribute. (In SQL ist das nicht notwendigerweise so)

Ein Schlüssel ist ein minimaler Superschlüssel, d.h. man kann kein Attribut weglassen ohne die Schlüsseleigenschaft zu verletzen.

Beispiel

In der RelVar *Artikel* ist $\{ArtNr, Bez\}$ ein Superschlüssel, und $\{ArtNr\}$ ein Schlüssel.

Primärschlüssel

Eine Relationsvariable kann mehrere Schlüssel haben (*Schlüsselkandidaten*)

Für eine Relationsvariable wählt man *einen* dieser Schlüsselkandidaten aus – den Primärschlüssel

in SQL:

```
create table Artikel (
  ArtNr numeric(6) primary key,
  ....
);
create table AuftrPos (
  AuftrNr    numeric(8) references Auftrag(AuftrNr),
  Anzahl     integer not null,
  ArtNr      numeric(6) not null references Artikel(ArtNr),
  primary key (AuftrNr, ArtNr)
);
```

Wichtige Integritätsbedingungen

- Entitätsintegrität = Die Werte des Primärschlüssels dürfen niemals `null` sein (in SQL automatisch erfüllt)
- Eindeutigkeit von Werten, Schlüssel = Die Werte bestimmter Attribute müssen eindeutig sein (in SQL: UNIQUE-Constraint)
- Verbot von `null` (in SQL: NOT-NULL-Constraint)
- Bedingungen für Werte z.B. über Wertebereiche o.ä. (in SQL: Check-Constraint)

Fremdschlüssel

Ein Fremdschlüssel in der RelVar S ist eine Menge von Attributen im Relationsschema S_S, die eine Schema R_S referenziert, wenn gilt:

1. Die zum Fremdschlüssel korrespondierenden Attribute in R_S haben denselben Datentyp in S_S
2. Ein Tupel kann in S nur vorkommen, wenn es die zum Fremdschlüssel korrespondierenden Werte in einem Tupel von R gibt. (Ausnahme in SQL: man kann `null` im Fremdschlüssel erlauben)

Referenzielle Integrität

Referenzielle Integrität besteht darin, dass das Datenbankmanagementsystem Fremdschlüssel überwacht und sicherstellt, dass bei jeder Veränderung von Daten die Fremdschlüsselbeziehung erhalten bleibt.

In SQL kann man festlegen, was beim Löschen oder Ändern eines Schlüssels passieren soll:

- NO ACTION/RESTRICT = Aktion, die referenzielle Integrität verletzen würde, wird nach/vor Änderung überprüft und ggfs. nicht erlaubt
- CASCADE = Änderung an einem Schlüssel wird an den referenzierenden Fremdschlüssel weitergereicht
- SET NULL = Nicht mehr gültige Fremdschlüssel werden auf NULL gesetzt
- SET DEFAULT = Nicht mehr gültige Fremdschlüssel werden auf ihren Default-Wert gesetzt

Datenbank (Vollständige Definition)

Eine Datenbank ist eine Menge von Relationsvariablen zusammen mit einer Menge von Integritätsbedingungen.

Das Datenbankschema besteht aus den Relationsschemata der Relationsvariablen.

Der Datenbankzustand besteht aus den Relationen, die zu einem bestimmten Zeitpunkt den Relationsvariablen zugewiesen sind, d.h. in der Datenbank gespeichert sind.

Das Datenbankmanagementsystem garantiert, dass in jedem Datenbankzustand die Integritätsbedingungen eingehalten werden, d.h. dass die Datenbank in einem konsistenten Zustand ist.