Lehrstuhl für Praktische Informatik III
Prof. Dr. Guido Moerkotte
Email: moer@db.informatik.uni-mannheim.de

Datenbanksysteme 1 — 7. Übungsblatt
Herbst-/Wintersemester 2016

Aufgabe 1

Die Ticketverwaltung einer Vorverkaufsstelle wird mit Hilfe eines Datenbanksystems realisiert. Das SQL-Schema der Datenbank sieht folgendermaßen aus:

```
create table Veranstaltung (
Veranstaltung varchar(100) not null primary key,
Datum         date,
Ort           varchar(100));
```

```
create table Tickets (
TicketNr           integer not null primary key,
Preis              decimal(10,2),
Veranstaltungsname varchar(100),
constraint vname
  foreign key(Veranstaltungsname)
  references Veranstaltung
  on update cascade);
```

```
create table Verkauft (
TicketNr integer not null primary key,
KundenNr integer,
constraint ticket
  foreign key(TicketNr)
  references Tickets,
constraint kunde
  foreign key(KundenNr)
  references Kunde
  on delete cascade);
```

```
create table Kunde (
KundenNr integer not null primary key,
Name     varchar(100),
Wohnort  varchar(100));
```

Die Tabellen seien mit folgenden Daten gefüllt:

Veranstaltung

	Veranstaltung	Datum	Ort
Tupel 1	WM:EC-DE	20.06.2006	Berlin
Tupel 2	WM:SE-GB	15.06.2006	Köln
Tupel 3	WM:NL-AR	16.05.2006	Frankfurt
Tupel 4	B.B.King	10.09.2006	Mannheim, SAP Arena

	Tickets		
	TicketNr	Preis	Veranstaltungsname
Tupel 5	2345	50.00	WM:EC-DE
Tupel 6	2346	50.00	WM:EC-DE
Tupel 7	2350	60.00	WM:SE-GB
Tupel 8	2351	60.00	WM:SE-GB
Tupel 9	4712	120.00	WM:NL-AR
Tupel 10	4713	120.00	WM:NL-AR
Tupel 11	4714	160.00	WM:NL-AR
Tupel 12	3257	69.00	B.B.King
Tupel 13	3258	69.00	B.B.King

	Verkauft	
	TicketNr	KundenNr
Tupel 14	2345	0815
Tupel 15	2346	0815
Tupel 16	2350	4711
Tupel 17	4714	007
Tupel 18	3257	3333

	Kunde		
	KundenNr	Name	Wohnort
Tupel 19	007	Rudi Völler	Leverkusen
Tupel 20	4711	Verona Feldbusch	Köln
Tupel 21	0815	Rudi Carell	Alkmaar
Tupel 22	3333	Eric Clapton	London

Gehen Sie bei den folgenden Änderungsoperationen jedes Mal vom ursprünglichen Zustand der Relationen aus, d.h. von den ursprünglichen 22 Tupeln.

Aufgabe 1 a)

Welche Tupel werden bei Ausführung des folgenden SQL-Befehls geändert?

```
update Veranstaltung
set Veranstaltung =  'B.B.King'
where Veranstaltung = 'B.B.King - King of the Blues';
```

Lösung

keins

Aufgabe 1 b)

Welche Tupel werden bei Ausführung des folgenden SQL-Befehls gelöscht?

```
delete from Tickets where TicketNr = 4714;
```

Lösung

keins, da TicketNr von Tupel 11 von TicketNr von Tupel 17 referenziert wird
Output von postgreSQL:

```
ERROR: update or delete on table ``tickets'' violates foreign key constraint
``ticket'' on table ``verkauft''
DETAIL: Key (ticketnr)=(4714) is still referenced from table ``verkauft''.
```

Aufgabe 1 c)

Welche Tupel werden bei Ausführung des folgenden SQL-Befehls gelöscht?

```
delete from Verkauft where TicketNr > 4000;
```

Lösung

Tupel 17

Aufgabe 1 d)

Welche Tupel werden bei Ausführung des folgenden SQL-Befehls gelöscht?

```
delete from Kunde where Name = 'Verona Feldbusch';
```

Lösung

Tupel 20 und 16 (Tupel 16 durch on delete cascade)

Aufgabe 2

Aufgabe 2 a) — 6 Punkte

Welche der folgenden funktionalen Abhängigkeiten sind in der Ausprägung der folgenden Tabelle erfüllt?

R

A	B	C	D
a1	b1	c1	d1
a1	b1	c2	d1
a2	b2	c1	d2
a2	b2	c2	d2
a3	b2	c2	d3
a4	b1	c2	d4
a4	b1	c4	d4
a4	b1	c5	d4

1. A → B

2. C $\rightarrow$ B
3. A, C $\rightarrow$ D
4. A $\rightarrow$ D
5. D $\rightarrow$ C
6. B, C $\rightarrow$ A

Lösung

1. A $\rightarrow$ B (ja)
2. C $\rightarrow$ B (nein)
3. A, C $\rightarrow$ D (ja)
4. A $\rightarrow$ D (ja)
5. D $\rightarrow$ C (nein)
6. B, C $\rightarrow$ A (nein)

Aufgabe 2 b)

Geben Sie eine SQL-Anweisung an, mit der überprüft werden kann, ob eine funktionale Abhängigkeit zwischen Attributen A und B besteht. Sie dürfen davon ausgehen, dass es keine `NULL`-Werte gibt.
(`count(distinct B)` zählt keine `NULL`-Werte, sie sind für uns aber im Allgemeinen relevant bei der Entscheidung ob eine FD gilt oder nicht.)

Lösung

```
select   A, count(distinct B)
from     R
group by A
having   count(distinct B) > 1
```

Aufgabe 3

Beweisen Sie die Korrektheit der Armstrong-Axiome Reflexivität und Verstärkung
Hinweis: Führen Sie den Beweis über die Definition funktionaler Abhängigkeiten.

Lösung

Für den Beweis wird die Definition funktionaler Abängigkeiten benutzt:

$$\begin{aligned} \alpha \to \beta \quad &\Leftrightarrow \quad \forall \mathrm{r}, \mathrm{t} \in \mathrm{R} : \mathrm{r}.\alpha = \mathrm{t}.\alpha \Rightarrow \mathrm{r}.\beta = \mathrm{t}.\beta \\ \text{mit } \mathrm{r}.\alpha = \mathrm{t}.\alpha \quad &\Leftrightarrow \quad \forall \mathrm{A} \in \alpha : \mathrm{r.A} = \mathrm{t.A} \end{aligned}$$

Kompakter Weg:

Reflexivität

Z: $\beta \subseteq \alpha \implies \alpha \to \beta$

Proof. $\forall r, t \in R$:

$\beta \subseteq \alpha \wedge r.\alpha = r.\alpha \overset{\beta \subseteq \alpha}{\Longrightarrow} \forall B \in \beta : r.B = t.B$ □

Verstärkung

Z: $\alpha \to \beta \implies \alpha\gamma \to \beta\gamma$

Proof. $\forall r, t \in R$:

$$\mathrm{r}.\alpha\gamma = t.\alpha\gamma \wedge \alpha \to \beta \begin{cases} \overset{Reflexivit\ddot{a}t}{\Longrightarrow} & \forall B \in \gamma : r.B = t.B \\ \overset{\alpha \to \beta}{\Longrightarrow} & \forall B \in \beta : r.B = t.B \end{cases}$$ □

Ausfuehrlicher Weg:

Reflexivität $\beta \subseteq \alpha \Rightarrow \alpha \to \beta$, insbesondere $\alpha \to \alpha$

Beweis:

- Sei $\beta \subseteq \alpha$ und $\mathrm{r}, \mathrm{t} \in \mathrm{R}$ mit $\mathrm{r}.\alpha = \mathrm{t}.\alpha$.
- Dann gilt $\forall \mathrm{A} \in \alpha : \mathrm{r}.A = \mathrm{t}.A$.
- Da aber $\beta \subseteq \alpha$, gilt $\forall \mathrm{B} \in \beta : \mathrm{B} \in \alpha$.
- Daraus folgt $\forall \mathrm{B} \in \beta : \mathrm{r}.\alpha = \mathrm{t}.\alpha \Rightarrow \mathrm{r}.B = \mathrm{t}.B$.
- Damit $\alpha \to \beta$.

Verstärkung $\alpha \to \beta \Rightarrow \alpha\gamma \to \beta\gamma$

Beweis:

- Es gelte $\alpha \to \beta$.
- Seien $\mathrm{r}, \mathrm{t} \in \mathrm{R}$ mit $\mathrm{r}.\alpha\gamma = \mathrm{t}.\alpha\gamma$.
- Damit $\forall \mathrm{A} \in \alpha\gamma = \alpha \cup \gamma : \mathrm{r.A} = \mathrm{t.A}$.
- Zu zeigen: $\mathrm{r}.\beta\gamma = \mathrm{t}.\beta\gamma$.
- d.h. $\forall \mathrm{B} \in \beta \cup \gamma : \mathrm{r.B} = \mathrm{t.B}$.
- Sei $\mathrm{B} \in \beta\gamma$.

- Fall 1: B $\in \gamma$. Dann gilt B $\in \alpha\gamma \Rightarrow$ r.B = t.B.
- Fall 2: B $\in \beta$. Da aber $\alpha \rightarrow \beta$ und $\forall$A $\in \alpha$: r.A = t.A $\Rightarrow \forall$B $\in \beta$: r.B = t.B.
- Damit $\alpha\gamma \rightarrow \beta\gamma$.

Aufgabe 4

Aufgabe 4 a)

Gegeben sei das Relationenschema $\mathcal{R}(A, B, C, D, E)$ mit der Menge der funktionalen Abhängigkeiten $\mathcal{F}_{\mathcal{R}} = \{A \rightarrow B, B \rightarrow C, AC \rightarrow D, CD \rightarrow E\}$. Bestimmen Sie alle Kandidatenschlüssel von $\mathcal{R}$!

Lösung

- A ist einziger Schlüssel.

Aufgabe 4 b)

Gegeben sei das Relationenschema $\mathcal{S}(A, B, C, D, E, F, G)$ mit der Menge der funktionalen Abhängigkeiten $\mathcal{F}_{\mathcal{S}} = \{A \rightarrow BCDE, D \rightarrow ABCF\}$. Bestimmen Sie alle Kandidatenschlüssel von $\mathcal{S}$!

Lösung

- Schlüssel: AG und DG

Aufgabe 4 c)

Gegeben sei das Relationenschema $\mathcal{T}(A, B, C, D, E, F)$ mit der Menge der funktionalen Abhängigkeiten $\mathcal{F}_{\mathcal{R}} = \{B \rightarrow F, C \rightarrow A, D \rightarrow B, E \rightarrow B, F \rightarrow E\}$. Bestimmen Sie alle Kandidatenschlüssel von $\mathcal{T}$!

Lösung

- CD ist einziger Schlüssel.

Aufgabe 4 d)

Gegeben sei das Relationenschema $\mathcal{U}(A, B, C, D, E, F)$ mit der Menge der funktionalen

Abhängigkeiten $\mathcal{F}_{\mathcal{U}} = \{AD \rightarrow B, C \rightarrow F, E \rightarrow CD, F \rightarrow E\}$. Bestimmen Sie alle Kandidatenschlüssel von $\mathcal{U}$!

Lösung

- Schlüssel: AC, AE und AF

Aufgabe 4 e)

Gegeben ist das Relationenschema $\mathcal{V}(A, B, C, D, E, F)$ mit der Menge der funktionalen Abhängigkeiten $F_{\mathcal{V}} = \{A \rightarrow BD, B \rightarrow C, D \rightarrow AE, E \rightarrow F\}$. Bestimmen Sie alle Kandidatenschlüssel von $\mathcal{V}$!

Lösung

- Schlüssel: A und D

Aufgabe 4 f)

Gegeben ist das Relationenschema $\mathcal{W}(A, B, C, D, E, F)$ mit der Menge der funktionalen Abhängigkeiten $F_{\mathcal{W}} = \{A \rightarrow B, B \rightarrow C, C \rightarrow A, D \rightarrow E, E \rightarrow F, F \rightarrow D\}$. Bestimmen Sie alle Kandidatenschlüssel von $\mathcal{W}$!

Lösung

- Schlüssel: AD, AE, AF, BD, BE, BF, CD, CE und CF

Aufgabe 4 g)

Gegeben ist das Relationenschema $\mathcal{X}(A, B, C, D, E)$ mit der Menge der funktionalen Abhängigkeiten $F_{\mathcal{X}} = \{A \rightarrow BD, B \rightarrow C, D \rightarrow E, CE \rightarrow A\}$. Bestimmen Sie alle Kandidatenschlüssel von $\mathcal{X}$!

Lösung

- Schlüssel: A, BD, BE, CD und CE

Aufgabe 5

Gegeben sei die Datenbank einer Investment-Gesellschaft, die eine Relation $\mathcal{R}$ mit den folgenden Attributen enthält: M(akler), B(üro eines Maklers), I(nvestor), A(ktie), Q(uantität einer Aktie, die ein Investor besitzt) und D(ividende, die für eine Aktie ausgeschüttet wird).

Es existieren folgende funktionale Abhängigkeiten:
$\mathcal{F} = \{A \to D, I \to M, IA \to Q, M \to B\}$

Aufgabe 5 a)

Welche Anomalien können bei der Manipulation von Tupeln in einer Relation mit dem Schema $\mathcal{R}$ (M, B, I, A, Q, D) auftreten?

Lösung

- Einfügeanomalie:

  Angenommen eine neue Aktie soll in Datenbank aufgenommen werden (Attribute A und D). Es gibt aber noch keinen Investor, der Aktie besitzt.

  Aktie kann erst aufgenommen werden, sobald mind. ein Investor sie besitzt. (Wenn I Schlüsselattribut ist, dann müsste I auf $NULL$ gesetzt werden, was nicht geschehen darf.)

- Löschanomalie

  Angenommen eine Art von Aktie ist in Besitz von nur einem Investor.

  Wenn dieser Investor aussteigt (aus der Datenbank gelöscht wird), verschwindet auch gesamte Information über diese Aktie.

- Updateanomalie:

  Angenommen ein Makler zieht von einem Büro in ein anderes um. In allen Tupeln, in denen dieser Makler auftaucht, muss das Büro geändert werden.

Aufgabe 5 b)

Ist IA ein Schlüssel für $\mathcal{R}$?. Begründen Sie Ihre Antwort.

Lösung

IA $\to$ Q	(gegeben)
IA $\to$ I	(Reflexivität)
IA $\to$ A	(Reflexivität)
A $\to$ D $\Rightarrow$ IA $\to$ D	(Transitivität)
I $\to$ M $\Rightarrow$ IA $\to$ M	(Transitivität)
IA $\to$ M, M $\to$ B $\Rightarrow$ IA $\to$ B	(Transitivität)

Vollständigkeit:
alle Attribute sind von IA abhängig:
$\mathit{AttrHülle}(\mathcal{F}, IA) = \mathcal{R}$

Minimalität:
Keine Teilmenge von IA ist Schlüssel, denn
$Q \notin \mathit{AttrHülle}(\mathcal{F}, I)$ und $Q \notin \mathit{AttrHülle}(\mathcal{F}, A)$
$\Rightarrow$ IA ist Schlüssel

Aufgabe 5 c)

Wieviele Schlüssel gibt es für dieses Schema?

Lösung

Behauptung: IA ist einziger Schlüssel

Begründung:
I bzw. A alleine können nicht Schlüssel sein (nicht vollständig)
Obermengen von IA können kein Schlüssel sein (nicht minimal)
$\Rightarrow$ ein weiterer Schlüssel müßte Untermenge von IMBQD oder AMBQD sein.
Es gilt weder $A \in \mathit{AttrHülle}(\mathcal{F}, IMBQD)$ noch $I \in \mathit{AttrHülle}(\mathcal{F}, AMBQD)$, da I bzw. A nie auf rechten Seiten fkt. Abhängigkeiten stehen.
$\Rightarrow$ Vollständigkeit nicht erfüllt (für Untermengen von $IMBQD$ und $AMBQD$ erst recht nicht)
$\Rightarrow$ es existiert kein weiterer Schlüssel.

Aufgabe 5 d)

In welcher Normalform befindet sich $\mathcal{R}$?

Lösung

1NF: die Domänen aller Attribute sind atomar, damit 1NF
2NF: B, D und M sind nicht voll funktional vom Schlüssel IA abhängig
($I \to M \to B$ und $A \to D$), deswegen ist Schema nicht in 2NF.

Aufgabe 5 e)

$\mathcal{R}$ wird mit Hilfe des Dekompositionsalgorithmus zerlegt in $\rho(\mathcal{R}_1, \mathcal{R}_2, \mathcal{R}_3, \mathcal{R}_4)$ mit $\mathcal{R}_1(A, D)$, $\mathcal{R}_2(I, M)$, $\mathcal{R}_3(I, A, Q)$ und $\mathcal{R}_4(M, B)$. Ist diese Zerlegung verlustfrei bezüglich $\mathcal{F}$? Was ist nach der Zerlegung mit den Anomalien aus Teilaufgabe (a) geschehen?

Lösung

Zerlegung von $\mathcal{R}$ schrittweise in vier Relationen:
Anwendung des Zerlegungsalgorithmus: Zerlegung einer Relation $\mathcal{R}$ nicht in BCNF mit $\alpha \to \beta$ in $\alpha \cup \beta$ und $\mathcal{R} - \beta$ wenn α nicht Superschlüssel und α disjunkt mit β ist.

- erste Zerlegung mit $I \to BM$ (I ist kein Superschlüssel)
  $\mathcal{R}_1 = (B, I, M)$ und $\mathcal{R}_2 = (A, D, I, Q)$

mit $\mathcal{F}_{\mathcal{R}_1} = \{I \to M, M \to B\}$ und $\mathcal{F}_{\mathcal{R}_2} = \{A \to D, IA \to Q\}$
$\mathcal{R}_1 \cap \mathcal{R}_2 = I$
$I \to BIM \ \in \ \mathcal{F}^+$, denn
$BM \subseteq \mathit{AttrHülle}(\mathcal{F}, I)$

- zweite Zerlegung mit $M \to B$ (M ist kein Superschlüssel):
  $\mathcal{R}_{11} = (M, B)$ und $\mathcal{R}_{12} = (I, M)$
  $\mathcal{R}_{11} \cap \mathcal{R}_{12} = M$
  $M \to MB \ \in \ \mathcal{F}^+_{\mathcal{R}_1}$, denn
  $B \subseteq \mathit{AttrHülle}(\mathcal{F}_{\mathcal{R}_1}, M)$

- dritte Zerlegung mit $A \to D$ (A ist kein Superschlüssel):
  $\mathcal{R}_{21} = (A, D)$ und $\mathcal{R}_{22} = (A, I, Q)$
  $\mathcal{R}_{21} \cap \mathcal{R}_{22} = A$
  $A \to AD \ \in \ \mathcal{F}^+_{\mathcal{R}_2}$, denn
  $D \subseteq \mathit{AttrHülle}(\mathcal{F}_{\mathcal{R}_2}, A)$

Hinweis: Beweis der Verlustlosigkeit einer Zerlegung von $\mathcal{R}$ in $\mathcal{R}_1$ und $\mathcal{R}_2$ geschah hier über folgende hinreichende Bedingungen (verlustlos wenn eine von beiden gilt):

- $\mathcal{R}_1 \cap \mathcal{R}_2 \to \mathcal{R}_1 \in \mathcal{F}^+_{\mathcal{R}}$ oder
- $\mathcal{R}_1 \cap \mathcal{R}_2 \to \mathcal{R}_2 \in \mathcal{F}^+_{\mathcal{R}}$

Damit sind alle drei Zerlegungen verlustfrei. Die Anomalien treten bei dieser Zerlegung nicht mehr auf!