2. Übungsblatt (WS 2018) – Musterlösung

3.0 VU Datenmodellierung / 6.0 VU Datenbanksysteme

Informationen zum Übungsblatt

Allgemeines

In diesem Übungsteil sollen Sie Aufgabenstellungen aus den Bereichen SQL und Normalformentheorie bearbeiten.

Lösen Sie die Beispiele **eigenständig** (auch bei der Prüfung und vermutlich auch in der Praxis sind Sie auf sich alleine gestellt)! Wir weisen Sie darauf hin, dass sämtliche abgeschriebene Lösungen mit 0 Punkten beurteilt werden (sowohl das "Original" als auch die "Kopie").

Geben Sie ein einziges PDF Dokument ab (max. 5MB). Erstellen Sie Ihr Abgabedokument computerunterstützt. Wir akzeptieren keine gescannten handschriftlichen PDF-Dateien.

Das Übungsblatt enthält 7 Aufgaben, auf welche Sie insgesamt 15 Punkte erhalten können.

Deadlines

bis 12.11.	**12:00 Uhr**	Upload der Abgabe über TUWEL
ab 23.11.	13:00 Uhr	Korrektur und Feedback in TUWEL verfügbar

Tutorensprechstunden (freiwillig)

Rund eine Woche vor der Abgabedeadline bieten die TutorInnen Sprechstunden an. Falls Sie Probleme mit oder Fragen zum Stoff des Übungsblattes haben, es Verständnisprobleme mit den Beispielen oder technische Fragen gibt, kommen Sie bitte einfach vorbei. Die TutorInnen beantworten Ihnen gerne Ihre Fragen zum Stoff, oder helfen Ihnen bei Problemen weiter.

Ziel der Sprechstunden ist es, Ihnen beim **Verständnis des Stoffs** zu helfen, nicht, das Übungsblatt für Sie zu rechnen, oder die eigenen Lösungen vorab korrigiert zu bekommen.

Die Teilnahme ist vollkommen freiwillig — Termine und Orte der Tutorensprechstunden finden Sie in TUWEL.

Durchsprache der Übungsbeispiel (freiwillig)

In den Tagen nach Rückgabe der korrigierten Abgaben gibt es die Möglichkeit die Übungsbeispiele in kleineren Gruppen (max. 25 Personen) durchzusprechen. Jede dieser Gruppen wird von einer Assistentin/einem Assistenten geleitet. Der genaue Ablauf in einer Übungsgruppe kann variieren, und hängt auch von Ihren Wünschen und Fragen ab. Die grundsätzliche Idee ist es, die Beispiele durchzurechnen, und speziell auf Ihre Fragen und mögliche Unklarheiten einzugehen. Die (relativ) kleine Gruppengröße soll eine aktive Teilnahme ermöglichen. Daher ist es auch wichtig, dass Sie sich bereits im Vorfeld mit Ihrer korrigierten Abgabe auseinander setzen, und Unklarheiten identifizieren. Trauen Sie sich, entsprechend Fragen zu stellen – keine Frage kann irgendeinen (negativen) Einfluss auf Ihre Note haben.

Die Teilnahme an so einer Gruppe ist absolut freiwillig. Um die Gruppengröße klein zu halten ist eine Anmeldung in TUWEL erforderlich. Termine und Orte finden Sie in TUWEL.

Weitere Fragen – TUWEL Forum

Sie können darüber hinaus das TUWEL Forum verwenden, sollten Sie inhaltliche oder organisatorische Fragen haben.

SQL

Aufgabe 1 (eSQL) *[5.0 Punkte]*
Lösen Sie in unserer Online-Übungsumgebung **die ersten 10 SQL-Aufgaben (Aufgabe 1-10)** des aktuellen Übungskurses. (*Hinweis:* Es ist möglich, dass wir zu Übungszwecken im Laufe der Zeit zusätzliche Aufgaben online stellen. Es steht Ihnen frei, diese ebenfalls zu lösen – Punkte für dieses Übungsblatt gibt es jedoch nur für die ersten 10 Aufgaben.)

Sie erreichen die Umgebung über TUWEL: Wählen Sie im Abschnitt "2.Übungsblatt" die Aktivität **eSQL Tool**. Sie benötigen kein weiteres Passwort, die Authentifizierung erfolgt über TUWEL.

Der verpflichtende SQL-Test wird über die selbe Plattform abgewickelt. Es empfiehlt sich daher zusätzlich auch mit Beispielen aus den vorigen Semestern zu üben.

Normalformentheorie

Aufgabe 2 (Funktionale Abhängigkeiten) *[1 Punkte]*

(a) Geben ist ein Relationenschema

`Auto (Marke, Modell, Gesamteindruck, Power, Preis, Ausstattung)`

mit der folgenden Ausprägung (nach Gesamteindruck sortiert):

Autos					
Marke	Modell	Gesamteindruck	Power	Preis	Ausstattung
KIA	Rio	fesch	90 PS	11990	minimal
Citroen	c1	gut	82 PS	10490	gut
Smart	fortwo	gut	70 PS	9000	gut
Toyota	Aygo	gut	69 PS	9770	minimal
Skoda	Fabia	gut	75 PS	11290	okay
Suzuki	DJ Shadowline	gut	90 PS	11190	okay
Mitsubishi	Space Star	gut	80 PS	10940	top
Skoda	Citigo	interessant	60 PS	10310	minimal
Opel	Adam	interessant	69 PS	10690	top
Ford	Ka	klassisch	86 PS	10590	minimal
Ford	Fiesta	klassisch	69 PS	10825	top
Hyundai	i10	nicht so toll	67 PS	8480	minimal
Seat	mii	nicht so toll	60 PS	9999	minimal
Mitsubishi	Space Star	okay	80 PS	8440	minimal
Volkswagen	Polo	schnittig	65 PS	10890	funktional

Überprüfen Sie für jede der untenstehenden Aussagen, ob sie in der angegebenen Ausprägung stimmt. Geben Sie für jede Aussage die Antwort (ja/nein) an. Falls eine Aussage nicht zutrifft geben Sie außerdem ein entsprechendes Gegenbeispiel an.

a) Autos die weniger als 9.000 Euro kosten haben eine minimal Ausstattung. **Ja**

b) Es gilt die Funktionale Abhängigkeit:
`Marke` $\rightarrow$ `Gesamteindruck`. **Nein**
Mögliche Gegenbeispiele (= 2 Tupel mit dem selben Wert für `Marke` aber unterschiedlichen Werten für `Gesamteindruck`) sind folgende Tupelpaare:

- (Skoda, Fabia, gut, 75 PS, 11290, okay) und
  (Skoda, Citigo, interessant, 60 PS, 10310, minimal):
  Skoda = *Skoda* aber *gut* ≠ *interessant*.
- (Mitsubishi, Space Star, gut, 80 PS, 10940, top) und
  (Mitsubishi, Space Star, okay, 80 PS, 8440, minimal):
  Mitsubishi = *Mitsubishi* aber *gut* ≠ *okay*.

Nicht verletzt wird die FD z.B. durch die beiden Tupel
(Ford, Ka, klassisch, 86 PS, 10590, minimal) und
(Ford, Fiesta, klassisch, 69 PS, 10825, top):
Auch hier hat der Wert `Marke` jeweils den selben Wert *Ford*, jedoch hat auch jeweils das Attribut `Gesamteindruck` den selben Wert *klassisch*.

c) Es gilt die Funktionale Abhängigkeit:
`Modell` → `Power`. **Ja**
Die beiden einzigen Tupel mit dem selben Wert für Modell sind
(Mitsubishi, Space Star, gut, 80 PS, 10940, top) und
(Mitsubishi, Space Star, okay, 80 PS, 8440, minimal).
Beide haben jedoch auch den selben Wert für `Power`, und stellen daher keine Verletyung der FD dar.

d) Es gilt die Funktionale Abhängigkeit:
`Power` → `Modell`. **Nein**
Mögliche Gegenbeispiele (= 2 Tupel mit dem selben Wert für `Power` aber unterschiedlichen Werten für `Modell`) sind folgende Tupelpaare:

- (Skoda, Citigo, interessant, 60 PS, 10310, minimal) und
  (Seat, mii, nicht so toll, 60 PS, 9999, minimal):
  60 PS = *60 PS* aber *Citigo* ≠ *mii*.
- Jede Kombination der folgenden drei Tupel:
  (Toyota, Aygo, gut, 69 PS, 9770, minimal),
  (Opel, Adam, interessant, 69 PS, 10690, top) und
  (Ford, Fiesta, klassich, 69 PS, 10825, top).

Nicht verletzt wird die FD z.B. durch die beiden Tupel
(Mitsubishi, Space Star, gut, 80 PS, 10940, top) und
(Mitsubishi, Space Star, okay, 80 PS, 8440, minimal): Auch hier hat der Wert `Power` jeweils den selben Wert *80 PS*, jedoch hat auch jeweils das Attribut `Modell` den selben Wert *Space Star*.

(b) Gegeben ist ein Relationenschema ABCDEF und zwei Mengen F_1 und F_2 von funktionalen Abhängigkeiten.

$$F_1 = \{BD \to BF, F \to AC, C \to BD, DF \to C, BD \to E\}$$
$$F_2 = \{BD \to BF, F \to AC, C \to BD, DF \to C, C \to AE\}$$

Sind F_1 und F_2 äquivalent? Begründen Sie Ihre Antwort mit Hilfe der Armstrong Axiome und dokumentieren Sie den Lösungsweg.

Lösung:
Ja, da $F_1^+ = F_2^+$. Es reicht aus, folgende zwei Eigenschaften zu zeigen:

$F_1 \subseteq F_2^+$: Mithilfe der Armstrong-Axiome zeigen wir, dass BD $\to$ E $\in F_2^+$. Die restlichen FDs folgen trivial, da $F_1 \setminus \{$ BD $\to$ E $\} \subseteq F_2 \subseteq F_2^+$.

$$\dfrac{\dfrac{\dfrac{\dfrac{\dfrac{\begin{matrix}\text{[Gegeben]}\\ \text{BD}\to\text{BF}\end{matrix}}{\text{BD}\to\text{F}}\,\text{Dekomp.}\quad \begin{matrix}\text{[Gegeben]}\\ \text{F}\to\text{AC}\end{matrix}}{\text{BD}\to\text{AC}}\,\text{Trans.}}{\text{BD}\to\text{C}}\,\text{Dekomp.}\quad \begin{matrix}\text{[Gegeben]}\\ \text{C}\to\text{AE}\end{matrix}}{\text{BD}\to\text{AE}}\,\text{Trans.}}{\text{BD}\to\text{E}}\,\text{Dekomp.}$$

$F_2 \subseteq F_1^+$: Analog zu ersten Fall. Es gilt $F_2 \setminus \{$ C $\to$ AE $\} \subseteq F_1 \subseteq F_1^+$. Es bleibt somit zu zeigen: C $\to$ AE $\in F_1^+$.

$$\dfrac{\dfrac{\dfrac{\dfrac{\dfrac{\begin{matrix}\text{[Gegeben]}\\ \text{BD}\to\text{BF}\end{matrix}}{\text{BD}\to\text{F}}\,\text{Dekomp.}\quad \begin{matrix}\text{[Gegeben]}\\ \text{F}\to\text{AC}\end{matrix}}{\text{BD}\to\text{AC}}\,\text{Trans.}\quad \begin{matrix}\text{[Gegeben]}\\ \text{BD}\to\text{E}\end{matrix}}{\text{BD}\to\text{ACE}}\,\text{Verein.}\quad \begin{matrix}\text{[Gegeben]}\\ \text{C}\to\text{BD}\end{matrix}}{\text{C}\to\text{ACE}}\,\text{Trans.}}{\text{C}\to\text{AE}}\,\text{Dekomp.}$$

Aufgabe 3 (Kanonische Überdeckung) *[2 Punkte]*

Bestimmen Sie eine kanonische Überdeckung der Mengen $\mathcal{F}_1, \mathcal{F}_2$ von Funktionalen Abhängigkeiten über dem Relationenschema $\mathcal{R} = ABCDEFG$ und dokumentieren Sie den Lösungsweg.

(a) $\mathcal{F}_1 = \{A \to BF,\ B \to F,\ CDG \to B,\ E \to AF,\ EF \to F,\ G \to BEG\}$

(b) $\mathcal{F}_2 = \{B \to AC,\ C \to CG,\ D \to AC,\ EF \to AEF,\ G \to EF\}$

Lösung:

(a) Die Kanonische Überdeckung lässt sich mithilfe der folgenden vier Schritten berechnen: (Die Lösung ist nicht eindeutig.)

- Dekomposition:

  Mit der Regel der Dekomposition erhalten wir die Menge
  $\{A \to B,\ A \to F,\ B \to F,\ CDG \to B,\ E \to A, E \to F,\ EF \to F,\ G \to B,\ G \to E,\ G \to G\}$

- Linksreduktion:

  Wir müssen uns jetzt sukzessive die Frage stellen, ob für eine funktionale Abhängigkeit ein Attribut auf der linken Seite überflüssig ist. Bei $EF \rightarrow F$ kann E gestrichen werden, da F aus F trivial folgt. Bei $CDG \rightarrow B$ können C und D gestrichen werden, da bereits $G \rightarrow B$ gilt. Die FD $G \rightarrow G$ ist trivial und kann gestrichen werden. Somit ist die Menge der funktionalen Abhängigkeiten nach der Linksreduktion gegeben als
  $\{A \rightarrow F,\ A \rightarrow B,\ B \rightarrow F,\ E \rightarrow A, E \rightarrow F,\ G \rightarrow B,\ G \rightarrow E\}$

- Rechtsreduktion:

  Bei der Rechtsreduktion muss man für jede funktionale Abhängigkeit überprüfen, ob sie noch gültig ist, selbst wenn man sie streicht.

  Für $A \rightarrow F$ ist das hier der Fall: Es gelten bereits $A \rightarrow B$ und $B \rightarrow F$, deshalb können wir $A \rightarrow F$ streichen. $E \rightarrow F$ kann ebenfalls gestrichen werden, wegen $E \rightarrow A$, $A \rightarrow B$ und $B \rightarrow F$. Weiters können wir $G \rightarrow B$ streichen, wegen $G \rightarrow E$, $E \rightarrow A$ und $A \rightarrow B$. Somit ist die Menge der funktionalen Abhängigkeiten nach der Rechtsreduktion g.egeben als
  $\{A \rightarrow B,\ B \rightarrow F,\ E \rightarrow A,\ G \rightarrow E\}$

- Zusammenfassen:

  Als letzten Schritt müssen nur noch die Funktionalen Abhängigkeiten mit identischen linken Seiten zusammengefasst werden (von denen es in diesem Fall keine gibt):

  $\{A \rightarrow B,\ B \rightarrow F,\ E \rightarrow A,\ G \rightarrow E\}$

(b)
- Dekomposition:

  Mit der Regel der Dekomposition erhalten wir die Menge
  $\{B \rightarrow A,\ B \rightarrow C,\ C \rightarrow C,\ C \rightarrow G,\ D \rightarrow A,\ D \rightarrow C,\ EF \rightarrow A,\ EF \rightarrow E,\ EF \rightarrow F,\ G \rightarrow E,\ G \rightarrow F\}$

- Linksreduktion:

  Die trivialen funktionalen Abhängigkeiten $C \rightarrow C,\ EF \rightarrow E,\ EF \rightarrow F$ können geschlöscht werden. Wir müssen uns jetzt sukzessive die Frage stellen, ob für eine funktionale Abhängigkeit ein Attribut auf der linken Seite überflüssig ist. Das ist hier für keine funktionale Abhängigkeit der Fall. Somit ist die Menge der funktionalen Abhängigkeiten nach der Linksreduktion gegeben als
  $\{B \rightarrow A,\ B \rightarrow C,\ C \rightarrow G,\ D \rightarrow A,\ D \rightarrow C,\ EF \rightarrow A,\ G \rightarrow E,\ G \rightarrow F\}$

- Rechtsreduktion:

  Bei der Rechtsreduktion muss man für jede funktionale Abhängigkeit überprüfen, ob sie noch gültig ist, selbst wenn man sie streicht.

  Für $B \rightarrow A$ ist das hier der Fall, wegen: $B \rightarrow C,\ C \rightarrow G,\ G \rightarrow EF$ und $EF \rightarrow A$.

  Genauso kann $D \rightarrow A$ gestrichen werden, wegen: $D \rightarrow C,\ C \rightarrow G,\ G \rightarrow EF$ und $EF \rightarrow A$.

  Somit ist die Menge der funktionalen Abhängigkeiten nach der Rechtsreduktion g.egeben als
  $\{B \rightarrow C,\ C \rightarrow G,\ D \rightarrow C,\ EF \rightarrow A,\ G \rightarrow E,\ G \rightarrow F\}$

- Zusammenfassen:

  Als letzten Schritt müssen nur noch die Funktionalen Abhängigkeiten mit identischen linken Seiten zusammengefasst werden:

$$\{B \to C,\ C \to G,\ D \to C,\ EF \to A,\ G \to EF\}$$

Aufgabe 4 (Schlüsselbestimmung) *[2 Punkte]*
Bestimmen Sie für die folgenden Relationenschemata samt Funktionalen Abhängigkeiten alle Schlüssel und alle Superschlüssel.

(a) $\mathcal{R} = ABCDE$
$F = \{A \to E,\ B \to C,\ C \to D,\ BE \to A,\ DE \to C\}$

Lösung:
Die Schlüssel sind AB und BE. Die Menge der Superschlüssel:

$$\{BE, AB, BCE, ABC, BDE, ABD, ABE, BCDE, ABCE, ABCD, ABDE, ABCDE\}$$

(b) $\mathcal{R} = ABCDE$
$F = \{A \to C,\ B \to D,\ BE \to C,\ D \to B\}$

Lösung:
ABE und ADE sind die einzigen Schlüssel. Die Menge der Superschlüssel:

$$\{ABE, ADE, ABCE, ABDE, ACDE, ABCDE\}$$

Aufgabe 5 (Normalformen) *[1 Punkte]*

Gegeben ist jeweils ein Relationenschema $\mathcal{R}$ samt einer Menge $\mathcal{F}$ an dazugehörigen Funktionalen Abhängigkeiten.
Überprüfen Sie ob $\mathcal{R}$

- in dritter Normalform ist,
- in Boyce-Codd-Normalform ist,

und begründen Sie Ihre Antworten.

(a) $\mathcal{R} = ABCD$,
$\mathcal{F} = \{A \to BD,\ AD \to C,\ BC \to AD\}$

Lösung:
Die drei Anforderungen für Funktionale Abhängigkeiten der Form $\alpha \to B$, die man benötigt um ein Relationenschema $\mathcal{R}$ auf dritte Normalform bzw. Boyce-Codd Normalform zu untersuchen, sind wie folgt:

1. $B \in \alpha$, d.h. die FD ist trivial
2. α ist Superschlüssel von $\mathcal{R}$
3. das Attribut B ist in einem Schlüssel von $\mathcal{R}$ enthalten

Dabei ist ein Relationenschema $\mathcal{R}$ in Boyce-Codd Normalform, wenn für jede Funktionale Abhängigkeit Bedingungen 1 oder 2 erfüllt ist, und $\mathcal{R}$ ist in dritter Normalform wenn für jede Funktionale Abhängigkeit Bedingungen 1,2 oder 3 erfüllt ist.

Deshalb bestimmen wir zuerst die Schlüssel von $\mathcal{R}$: die Schlüssel sind A und BC. Da die linken Seiten aller FDs Superschlüssel sind, ist für jede FD die 2. Bedingungen erfüllt und $\mathcal{R}$ ist in BCNF und daher auch in 3NF.

(b) $\mathcal{R} = ABCDE$
$F = \{AC \to DE, E \to C, ACD \to B, ED \to D\}$

Lösung:
Die Schlüssel sind AC und AE. Um die Bedingungen zu untersuchen wenden wir die Dekomposition an, und kennzeichnen für jede FD, welche Bedingungen sie erfüllt:

$$\mathcal{F} = \{\underbrace{AC \to D}_{2}, \underbrace{AC \to E}_{2,3}, \underbrace{E \to C}_{3}, \underbrace{ACD \to B}_{2}, \underbrace{ED \to D}_{1}\}.$$

Für jede FD trifft entweder Bedingung 1,2 oder 3 zu. Deswegen ist $\mathcal{R}$ in dritter Normalform. Da aber für $E \to C$ nur die dritte Bedingung erfüllt ist, ist $\mathcal{R}$ aber nicht in BCNF.

Aufgabe 6 (Synthesealgorithmus) *[2 Punkte]*

Gegeben sei folgendes Relationenschema samt funktionalen Abhängigkeiten:

$\mathcal{R} = ABCDEFGH$

$\mathcal{F} = \{CD \to AH, AD \to BACH, AFG \to DEF, ABF \to ACE, BF \to EG, F \to DH\}$

Gesucht ist eine verlustlose und abhängigkeitserhaltende Zerlegung in dritter Normalform. Wenden Sie hierzu den Synthesealgorithmus an und dokumentieren Sie das Ergebnis der einzelnen Schritte. Bestimmen Sie alle Schlüssel von $\mathcal{R}$ und allen Relationen der Zerlegung.

Lösung:

1. Kanonischen Überdeckung bestimmen:

$$\mathcal{F}_c = \{CD \to A, AD \to BCH, BF \to EG, F \to DH\}$$

2. Relationenschemata für jedes Element von $\mathcal{F}_c$ erstellen:

Relationenschema	Geltende FDs
$\mathcal{R}_1 = ACD$	$\mathcal{F}_1 = \{CD \to A\}$
$\mathcal{R}_2 = ABCDH$	$\mathcal{F}_1 = \{CD \to A, AD \to BCH\}$
$\mathcal{R}_3 = BEFG$	$\mathcal{F}_2 = \{BF \to EG\}$
$\mathcal{R}_4 = DFH$	$\mathcal{F}_3 = \{F \to DH\}$

3. Alle Kandidatenschlüssel von $\mathcal{R}$ bzgl. $\mathcal{F}_c$ bestimmen:

$$AF, CF.$$

4. Testen ob Kandidatenschlüssel in einem der Teilschema enthalten ist:

   Keiner der Schlüssel ist in einem Teilschema anthalten. Es muss ein neues Relationenschema $\mathcal{R}_\mathcal{K}$ erstellt werden:

Relationenschema	Geltende FDs
$\mathcal{R}_\mathcal{K} = AF$	$\mathcal{F}_\mathcal{K} = \emptyset$

5. Schema eliminieren welche in anderen Schemata enthalten sind:

   Das Schema $\mathcal{R}_1$ ist im Schema $\mathcal{R}_2$ enthalten und muss daher eliminiert werden.

Ergebnis (je ein Schlüssel ist unterstrichen):

Relationenschema	Geltende FDs	Schlüssel
$\mathcal{R}_2 = AB\underline{CD}H$	$\mathcal{F}_1 = \{CD \to A, AD \to BCH\}$	CD, AD
$\mathcal{R}_3 = \underline{B}E\underline{F}G$	$\mathcal{F}_2 = \{BF \to EG\}$	BF
$\mathcal{R}_4 = D\underline{F}H$	$\mathcal{F}_3 = \{F \to DH\}$	F
$\mathcal{R}_\mathcal{K} = \underline{AF}$	$\mathcal{F}_\mathcal{K} = \emptyset$	AF

Aufgabe 7 (Dekompositionsalgorithmus) *[2 Punkte]*

Gegeben sei folgendes Relationenschema samt funktionalen Abhängigkeiten:

$$\mathcal{R} = ABCDEF$$
$$\mathcal{F} = \{CEF \to BD, B \to DE, BCD \to AF, D \to A, A \to B\}$$

Gesucht ist eine verlustlose Zerlegung in Boyce-Codd-Normalform. Wenden Sie hierzu den Dekompositionsalgorithmus an und dokumentieren Sie das Ergebnis der einzelnen Schritte. Bestimmen Sie alle Schlüssel von $\mathcal{R}$ und allen Relationen der Zerlegung. Ist die Zerlegung abhängigkeitserhaltend? Wenn die Zerlegung nicht abhängigkeitserhaltend ist, geben Sie an, welche Abhängigkeiten verloren gegangen sind. *Hinweis*: Bestimmen Sie bei jeder Zerlegung die jeweilige Hülle an FDs!

Lösung:

Die Schlüssel von $\mathcal{R}$ sind CEF, BC, CD und AC. Die FDs $CEF \to BD$ und $BCD \to AF$ erfüllen die BCNF, die anderen drei FDs nicht: Keine dieser drei FDs ist eine triviale FD und keine der Attributmengen auf der jeweils linken Seite der FD ist ein Superschlüssel. Es gibt daher drei Möglichkeiten für eine Zerlegung, wir zeigen hier eine Möglichkeit auf (das Vorgehen bei den anderen drei FDs ist ähnlich).

Hinweis: Wir geben in jeder Hülle $\mathcal{F}_i^+[\mathcal{R}_j]$ nur die nicht-trivialen, linksreduzierten Abhängigkeiten an.

- Die FD $B \to DE$ wird gewählt. Damit erhalten wir das Schema:

  $\mathcal{R}_1 = BDE \qquad \mathcal{F}_1 = \mathcal{F}^+[\mathcal{R}_1] = \{B \to DE, D \to BE\}$

  Schlüssel: B, D

  $\mathcal{R}_2 = ABCF \qquad \mathcal{F}_2 = \mathcal{F}^+[\mathcal{R}_2] = \{A \to B, B \to A, AC \to BF, BC \to AF\}$

  Schlüssel: AC, BC

  Das Schema $\mathcal{R}_1$ is nun in BCNF, nicht jedoch das Schema $\mathcal{R}_2$. Daher muss $\mathcal{R}_2$ weiter zerlegt werden. Es stehen wiederum zwei FDs zur Auswahl, $A \to B$ und $B \to A$, da beide FDs die BCNF verletzen.

– Wir wählen $B \to A$ (das Vorgehen bei $A \to B$ ist wiederum analog) und zerlegen es zu

$$\begin{array}{rll} \mathcal{R}_1 = BDE & \mathcal{F}_1 = \mathcal{F}^+[\mathcal{R}_1] = \{B \to DE, D \to BE\} & \text{Schlüssel: } B, D \\ \mathcal{R}_{2,1} = AB & \mathcal{F}_{2,1} = \mathcal{F}_2^+[\mathcal{R}_{2,1}] = \{A \to B, B \to A\} & \text{Schlüssel: } A, B \\ \mathcal{R}_{2,2} = BCF & \mathcal{F}_{2,2} = \mathcal{F}_2^+[\mathcal{R}_{2,2}] = \{BC \to F\} & \text{Schlüssel: } BC \end{array}$$

Nun erfüllen alle Relationenschemata die BCNF, es ist daher kein weiteres zerlegen notwendig.

Diese Zerlegung ist nicht abhängigkeitserhaltend, da z.B. $BCD \to AF$ und $D \to A$ verloren gehen.

– Wir wählen $A \to B$ und zerlegen das Schema zu

$$\begin{array}{rll} \mathcal{R}_1 = BDE & \mathcal{F}_1 = \mathcal{F}^+[\mathcal{R}_1] = \{B \to DE, D \to BE\} & \text{Schlüssel: } B, D \\ \mathcal{R}_{2,1} = AB & \mathcal{F}_{2,1} = \mathcal{F}_2^+[\mathcal{R}_{2,1}] = \{A \to B, B \to A\} & \text{Schlüssel: } A, B \\ \mathcal{R}_{2,2} = ACF & \mathcal{F}_{2,2} = \mathcal{F}_2^+[\mathcal{R}_{2,2}] = \{AC \to F\} & \text{Schlüssel: } AC \end{array}$$

Nun erfüllen alle Relationenschemata die BCNF, es ist daher kein weiteres zerlegen notwendig.

Diese Zerlegung ist nicht abhängigkeitserhaltend, da z.B. die FD $CEF \to BD$ verloren geht.

- Die FD $D \to A$ wird gewählt. Damit erhalten wir das Schema:

$$\begin{array}{ll} \mathcal{R}_1 = AD & \mathcal{F}_1 = \mathcal{F}^+[\mathcal{R}_1] = \{D \to A, A \to D\} \\ & \qquad \text{Schlüssel: } A, D \\ \mathcal{R}_2 = BCDEF & \mathcal{F}_2 = \mathcal{F}^+[\mathcal{R}_2] = \{CEF \to BD, B \to DE, BCD \to F, D \to B\} \\ & \qquad \text{Schlüssel: } CEF, BC, CD \end{array}$$

Das Schema $\mathcal{R}_1$ is nun in BCNF, nicht jedoch das Schema $\mathcal{R}_2$. Daher muss $\mathcal{R}_2$ weiter zerlegt werden. Es stehen wiederum zwei FDs zur Auswahl, $B \to DE$ und $D \to B$, da beide FDs die BCNF verletzen.

– Wir wählen $B \to DE$ (das Vorgehen bei $D \to B$ ist wiederum analog) und zerlegen es zu

$$\begin{array}{rll} \mathcal{R}_1 = AD & \mathcal{F}_1 = \mathcal{F}^+[\mathcal{R}_1] = \{D \to A, A \to D\} & \text{Schlüssel: } A, D \\ \mathcal{R}_{2,1} = BDE & \mathcal{F}_{2,1} = \mathcal{F}_2^+[\mathcal{R}_{2,1}] = \{B \to DE, D \to BE\} & \text{Schlüssel: } B, D \\ \mathcal{R}_{2,2} = BCF & \mathcal{F}_{2,2} = \mathcal{F}_2^+[\mathcal{R}_{2,2}] = \{BC \to F\} & \text{Schlüssel: } BC \end{array}$$

Nun erfüllen alle Relationenschemata die BCNF, es ist daher kein weiteres zerlegen notwendig.

Diese Zerlegung ist nicht abhängigkeitserhaltend, da z.B. $CEF \to BD$ verloren geht.

– Wählen wir alternativ $D \to B$, so zerlegen wir das Schema zu

$$\begin{array}{lll} \mathcal{R}_1 = AD & \mathcal{F}_1 = \mathcal{F}^+[\mathcal{R}_1] = \{D \to A, A \to D\} & \text{Schlüssel: } A, D \\ \mathcal{R}_{2,1} = BD & \mathcal{F}_{2,1} = \mathcal{F}_2^+[\mathcal{R}_{2,1}] = \{D \to B, B \to D\} & \text{Schlüssel: } B, D \\ \mathcal{R}_{2,2} = CDEF & \mathcal{F}_{2,2} = \mathcal{F}_2^+[\mathcal{R}_{2,2}] = \{D \to E, CEF \to D\} & \text{Schlüssel: } CEF, CDF \end{array}$$

Die Schemata R_1 und $R_{2,1}$ sind nun in BCNF, nicht jedoch das Schema $R_{2,2}$. Daher muss $R_{2,2}$ weiter zerlegt werden, wobei nur die FD $D \to E$ die BCNF verletzt.

$$\begin{array}{rrl} \mathcal{R}_1 = AD & \mathcal{F}_1 = \mathcal{F}^+[\mathcal{R}_1] = \{D \to A, A \to D\} & \text{Schlüssel: } A, D \\ \mathcal{R}_{2,1} = BD & \mathcal{F}_{2,1} = \mathcal{F}_2^+[\mathcal{R}_{2,1}] = \{D \to B, B \to D\} & \text{Schlüssel: } B, D \\ \mathcal{R}_{2,2,1} = DE & \mathcal{F}_{2,2,1} = \mathcal{F}_{2,2}^+[\mathcal{R}_{2,2,1}] = \{D \to E\} & \text{Schlüssel: } D \\ \mathcal{R}_{2,2,2} = CDF & \mathcal{F}_{2,2,2} = \mathcal{F}_{2,2}^+[\mathcal{R}_{2,2,2}] = \emptyset & \text{Schlüssel: } CDF \end{array}$$

Nun erfüllen alle Relationenschemata die BCNF, es ist daher kein weiteres zerlegen notwendig.

Diese Zerlegung ist nicht abhängigkeitserhaltend, da z.B. $CEF \to BD$ verloren geht.

- Die FD $A \to B$ wird gewählt. Damit erhalten wir das Schema:

$$\begin{array}{lll} \mathcal{R}_1 = AB & \mathcal{F}_1 = \mathcal{F}^+[\mathcal{R}_1] = \{A \to B, B \to A\} & \text{Schlüssel: } A, B \\ \mathcal{R}_2 = ACDEF & \mathcal{F}_2 = \mathcal{F}^+[\mathcal{R}_2] = \{CEF \to DA, D \to AE\} & \text{Schlüssel: } CEF, CDF \end{array}$$

Das Schema R_1 ist nun in BCNF, nicht jedoch das Schema R_2, welches daher weiter zerlegt werden muss. Eine FD welche nicht die BCNF erfüllt ist die FD $D \to AE$. Wir zerlegen das Schema daher an Hand dieser FD und erhalten

$$\begin{array}{lll} \mathcal{R}_1 = AB & \mathcal{F}_1 = \mathcal{F}^+[\mathcal{R}_1] = \{A \to B, B \to A\} & \text{Schlüssel: } A, B \\ \mathcal{R}_{2,1} = ADE & \mathcal{F}_{2,1} = \mathcal{F}_{\in}{}^+[\mathcal{R}_{2,1}] = \{D \to AE\} & \text{Schlüssel: } D \\ \mathcal{R}_{2,2} = CDF & \mathcal{F}_{2,2} = \mathcal{F}_{\in}{}^+[\mathcal{R}_{2,2}] = \emptyset & \text{Schlüssel: } CDF \end{array}$$

Alle Schemata sind nun in BCNF, es ist daher kein weiteres zerlegen notwendig.

Die Zerlegung ist nicht abhängigkeitserhaltend, da z.B. die FD $CEF \to DB$ verloren gegangen ist.