

Optimierung und Evaluierung des Tabellendesigns

Albert Weichselbraun <albert.weichselbraun@htwchur.ch>

Agenda

1. Problembeschreibung – Anomalien
 - Arten von Anomalien
2. Funktionale Abhangigkeiten
 - Definition
 - Rechenregeln
3. Normalformen
4. Kriterien zur Zerlegung von Relationenschemata
 - Erhaltung der funktionalen Abhangigkeiten
 - Verbundstreue

Datenbankanomalien

Löschen-Anomalien (deletion anomaly)

Die Vertriebs-Abteilung des Standorts Aholming besteht nur aus einem Mitarbeiter, Herrn Lubbe. Sie befindet sich im neuen Gebäude 8 des Betriebs, in dem (noch) keine anderen Abteilungen untergebracht sind. Herr Lubbe geht nun in den Ruhestand. Die Personalabteilung löscht seinen Satz aus der PERSONAL-Tabelle:

Tabelle: „PERSONAL“

Name	PersNr	StOrt	UBereich	Abt	GebNr	Gehalt
Frits	17	Aholming	Elektro	F&E	11	44.000
Frans	9133	Aholming	Elektro	Contr	11	88.200
Lubbe	321	Aholming	Elektro	Vertr	8	38.000
Enzian	17	München	Mechanik	F&E	2	53.000
Truhel	54	Karben	Kfz	F&E	2	43.500
Jöndhard	739	Karben	Kfz	F&E	2	45.300
Frits	17	Fürth	Mechanik	Contr	4	90.000

Datenbankanomalien

Änderungs-Anomalien (update anomaly)

Am Standort Karben zieht die expandierende F&E- Abteilung vom Gebäude 2 in das Gebäude 17 um.

Tabelle: „PERSONAL“

Name	PersNr	StOrt	UBereich	Abt	GebNr	Gehalt
Frits	17	Aholming	Elektro	F&E	11	44.000
Frans	9133	Aholming	Elektro	Contr	11	88.200
Lubbe	321	Aholming	Elektro	Vertr	8	38.000
Enzian	17	München	Mechanik	F&E	2	53.000
Truhel	54	Karben	Kfz	F&E	2→17	43.500
Jöndhard	739	Karben	Kfz	F&E	2→17	45.300
Frits	17	Fürth	Mechanik	Contr	4	90.000

Datenbankanomalien

Einfüge-Anomalien (insertion anomaly)

Das Unternehmen hat die Bauerlaubnis zum Aufbau eines Standorts in Jockgrim erhalten. Aber es existiert kein Betriebsleiter und kein Personalbudget.

→ der neue Standort kann nicht in die Tabelle übernommen werden

Tabelle: „STANDORT“,

Standort	PLZ	Straße	Koord	Leiter	PersBudget
Aholming	94527	Bärengasse 22	48.47N:12.59E	Beutel	560.000
München	81523	Codd-Weg 9	48.07N:11.38E	Schmitz	900.000
Karben	61184	Nusshof 17	50.32N:08.71E	Dieler	120.000
Fürth	90763	Maierring 109	49.23N:10.61E	Gabler	389.200
Jockgrim	76751	Delobel-str 9	49.01N:08.16E	?	?

Exkurs: NULL Werte

Bei einem realen DBMS könnte der Datenbankverwalter sogenannte Nullwerte (im Sinne von „Wert unbekannt oder nicht anwendbar“) für die beiden letzten Spalten zulassen.

Beispiele

- ein noch nicht verfügbares Klausurergebnis
- Fax Nummer einer Person, die keinen Fax-Anschluss hat

NULL unterscheidet sich von allen anderen Werten einer Domäne und ist insbesondere ungleich

- der Zahl 0
- Leerzeichen

Exkurs: NULL Werte

Bemerkungen:

- Die Attributwerte des Primärschlüssels dürfen nie NULL sein!
- NULL - Werte bringen Probleme bei der Auswertung von Ausdrücken; insbesondere bei Bool'schen Ausdrücken.

Beispiel:

Was ist das Ergebnis der Anfrage

„Ist ABT-NR > 35 ?“,

wenn der Attributwert ABT-NR den Wert NULL hat?

Hier ist Anwendung einer dreiwertigen Logik (True, False, NULL) notwendig!

Datenbankanomalien

Die gezeigten Anomalien sind Folge von Redundanz innerhalb der einzelnen Relationen.

- In Datenbanken gilt es, Redundanzen möglichst vollständig zu vermeiden, da diese zu einem höheren Speicherplatzbedarf und zu Inkonsistenzen führen können. Redundanzen werden daher zu den Anomalien gezählt. Redundanzfreiheit gilt als Grundprinzip für ein logisches Datenmodell.
- Ein Merkmal einer Tabelle ist redundant, wenn einzelne Werte dieses Merkmals innerhalb der Tabelle ohne Informationsverlust weggelassen werden können.

Datenbankanomalien

Gegenmassnahme: Zerlegung von Tabellen

Beispiel: Die Personalabteilung soll nun Mitarbeiter auch dann schon in die Datenbank aufnehmen können, wenn noch nicht bekannt ist, in welcher Abteilung eines Standorts sie eingesetzt werden sollen.

PERSONAL						
Name	PersNr	StOrt	UBereich	Abt	GebNr	Gehalt

↓

MITARBEITER				
Name	PersNr	StOrt	UBereich	Gehalt

↓

ARBEITSPLATZ		
Name	Abt	GebNr

Ist die gewählte Zerlegung verbundtreu (verlustfrei)?

Datenbankanomalien

Ausgangstabelle

MITARBEITER						
Name	PersNr	StOrt	UBereich	Gehalt	Abt	GebNr
Frits	17	Aholming	Elektro	44.000	F&E	11
Frits	17	Fürth	Mechanik	90.000	Contr	4
Frans	9133	Aholming	Elektro	88.200	Contr	11
Lubbe	321	Aholming	Elektro	38.000	Vertr	8
Enzian	17	München	Mechanik	53.000	F&E	2
Truhel	54	Karben	Kfz	43.500	F&E	2
Jöndhard	739	Karben	Kfz	45.300	F&E	2

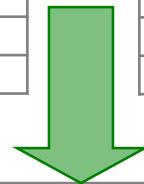
Datenbankanomalien

MITARBEITER

Name	PersNr	StOrt	UBereich	Gehalt
Frits	17	Aholming	Elektro	44.000
Frans	9133	Aholming	Elektro	88.200
Lubbe	321	Aholming	Elektro	38.000
Enzian	17	München	Mechanik	53.000
Truhel	54	Karben	Kfz	43.500
Jöndhard	739	Karben	Kfz	45.300
Frits	17	Fürth	Mechanik	90.000

ARBEITSPLATZ

Name	Abt	GebNr
Frits	F&E	11
Frans	Contr	11
Lubbe	Vertr	8
Enzian	F&E	2
Truhel	F&E	2
Jöndhard	F&E	2
Frits	Contr	4



MITARBEITER * ARBEITSPLATZ

Name	PersNr	StOrt	UBereich	Gehalt	Abt	GebNr
Frits	17	Aholming	Elektro	44.000	F&E	11
Frits	17	Aholming	Elektro	44.000	Contr	4
Frans	9133	Aholming	Elektro	88.200	Contr	11
Lubbe	321	Aholming	Elektro	38.000	Vertr	8
Enzian	17	München	Mechanik	53.000	F&E	2
Truhel	54	Karben	Kfz	43.500	F&E	2
Jöndhard	739	Karben	Kfz	45.300	F&E	2
Frits	17	Fürth	Mechanik	90.000	F&E	11
Frits	17	Fürth	Mechanik	90.000	Contr	4

Funktionale Abhangigkeiten

Definition

Attributmenge; $A, B, \dots \subseteq U$

$r: (U \mid \Sigma)$ Relation über U

Betrachten spezielle Arten von Integritatsbedingungen ($\sigma_i \in \Sigma$) der Form

- $A \rightarrow B$
- Bezeichnung: „funktionale Abhangigkeit“ (fA)
„B ist von A funktional abhangig“)

Beispiel:

- Kind \rightarrow Mutter **aber** Mutter $\not\rightarrow$ Kind

Funktionale Abhängigkeiten

Beispiele für Funktionale Abhängigkeiten

Personal						
Name a	PersNr b	StOrt c	Ubereich d	Abt e	GebNr f	Gehalt g
Frits	17	Aholming	Electro	F&E	11	44.000
Frans	9133	Aholming	Electro	Contr	11	88.200
Lubbe	321	Aholming	Electro	Vertr	8	38.000
Einzian	17	München	Mechanik	F&E	3	53.000
Truhel	54	Karben	Kfz	F&E	2	43.500
Jöndhard	739	Karben	Kfz	F&E	2	45.300
Frits	17	Fürth	Mechanik	Contr	4	90.000

$$U = \{a, b, c, d, e, f, g\}$$

Ermittlung von Schlüssel und Nichtschlüsselattributen

Schlüsselattribute

Alle minimalen Attributkombinationen, die zur Ermittlung aller in der Relation vorhandenen Attribute notwendig sind.

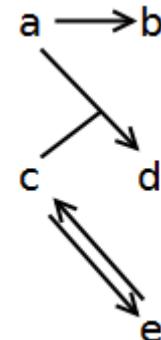
Nichtschlüsselattribute

All jene Attribute, die in keinem Schlüssel vorkommen

$r_1: (abcde \mid F_1)$

$F_1 = \{a \rightarrow b, ac \rightarrow d, c \rightarrow e, e \rightarrow c\}$

Abhängigkeitsdiagramm



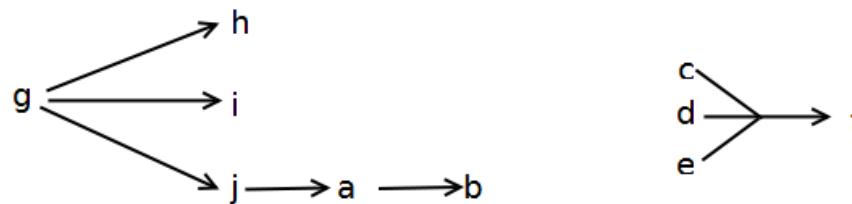
Schlüssel: ac, ae
NSA: b, d

Ermittlung von Schlüssel und Nichtschlüsselattributen

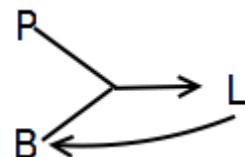
Übung

Ermitteln Sie Schlüssel und NSA für die folgenden Relationen

- r_1 (abcdefgij | $a \rightarrow b$, $cde \rightarrow f$, $g \rightarrow hij$, $j \rightarrow a$)
- r_2 (abcdefghijklm | $a \rightarrow b$, $cde \rightarrow f$, $g \rightarrow hij$, $j \rightarrow a$)

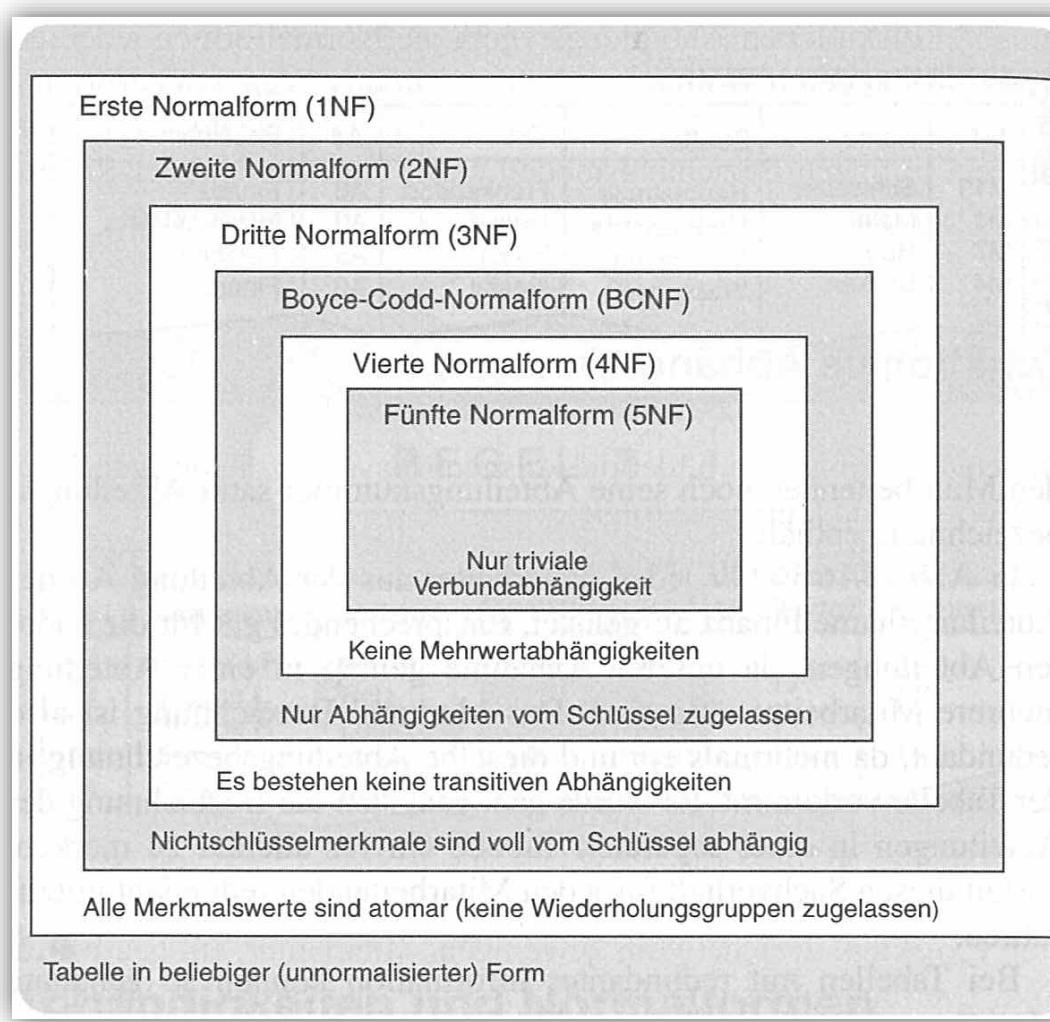


- lief:(PBL | PB → L, L → B)



Die Normalformen

Normalformen



Die erste Normalform (1NF)

Eine Tabelle ist in erster Normalform, falls die Wertebereiche der Attribute **atomar** sind. Das heisst, zusammengesetzte, mengenwertige oder geschachtelte Wertebereiche sind nicht erlaubt.

Beispiel für ein „mengenwertiges“ Attribut:

FÄHIGKEITEN: Menge von Einzelfähigkeiten

z.B. „Englisch“, „COBOL“ und „Steno“, „nichts“ (\emptyset)

Die erste Normalform (1NF)

Typ ANGESTELLTE erweitern um FÄHIGKEITEN → nicht 1NF-Form

<i>angestellte</i> 1*		
ANG-NR	...	FÄHIGKEITEN
3115	...	„ Englisch“ „ Stenographie“
3207	...	„C“ „COBOL“
2814	...	„ Englisch“
3190	...	

Die erste Normalform (1NF)

Lösungsmöglichkeiten – Variante 1

Attributwert Verdoppelung

<i>angestellte 2</i>					
ANG -NR	NAME	WOHNORT	ABT -NR	FÄHIG- KEITEN1	FÄHIG- KEITEN 2
3115	Meyer	Karlsruhe	35	Englisch	Stenographe
3207	Müller	Mannheim	30	C	Cobol
2814	Klein	Mannheim	32	Englisch	NULL
3190	NULL	NULL
...

Die erste Normalform (1NF)

Lösungsmöglichkeiten – Variante 2

Tupel Verdoppelung

angestellte 1:				
ANG-NR	NAME	WOHNORT	ABT-NR	FÄHIGKEIT
3115	Meyer	Karlsruhe	35	Englisch
3115	Meyer	Karlsruhe	35	Stenographie
3207	Müller	Mannheim	30	C
3190	NULL
...

Die erste Normalform (1NF)

Lösungsmöglichkeiten – Variante 3

Zerlegung in zwei Relationen

<i>angestellte 1:</i>			
ANG -NR	NAME	WOHNORT	ABT- NR
3115	Meyer	Karlsruhe	35
3207	Müller	Mannheim	30
2814
3190

<i>angestellte 2:</i>	
ANG -NR	FÄHIGKEIT
3115	Englisch
3115	Stenographie
3207	C
3207	COBOL
...	...

Die zweite Normalform (2NF)

Volle funktionale Abhangigkeit

Ein Attribut **a** ist voll funktional abhangig von dem zusammengesetzten Schlessel $S \xrightarrow{\bullet} a$, falls a funktional vom Gesamtschlessel abhangig ist, nicht jedoch von seinen Teilen.

Ist a nicht voll funktional vom Schlessel S abhangig (sprich es gibt eine echte Teilmenge S' , die ebenfalls a determiniert), so spricht man von einer **partiellen** Abhangigkeit.

$S \supset S' \rightarrow a$

Beispiel

$F = \{ ab \rightarrow c, ab \rightarrow d, b \rightarrow d \}$

$ab \xrightarrow{\bullet} c$

$ab \rightarrow d$, aber $ab \not\xrightarrow{\bullet} d$:

$ab \supset b \rightarrow d$

Die zweite Normalform (2NF)

Definition

Eine 1NF-Relation r ist in der Zweiten Normalform (2NF), wenn jedes Nichtschlüsselattribut von jedem Schlüssel voll funktional abhängig ist.

Vorgehen

1. Ermittle Schlüssel und NSA.
2. Überprüfe für jedes NSA ob dieses voll funktional von jedem Schlüssel abhängt. Verletzt ein *beliebiges Nichtschlüsselattribut* diese Bedingung, so befindet sich die Relation nicht in der zweiten Normalform.

Lösung

Zerlegen der Relation – Relationen, welche die zweite Normalform verletzten, können durch mehrere Relationen, welche die zweite Normalform erfüllen, ersetzt werden.

Die zweite Normalform (2NF)

Beispiele

Ermitteln Sie, ob sich die folgenden Relationen in der zweiten Normalform befinden und zerlegen Sie diese gegebenfalls in 2NF Relationen.

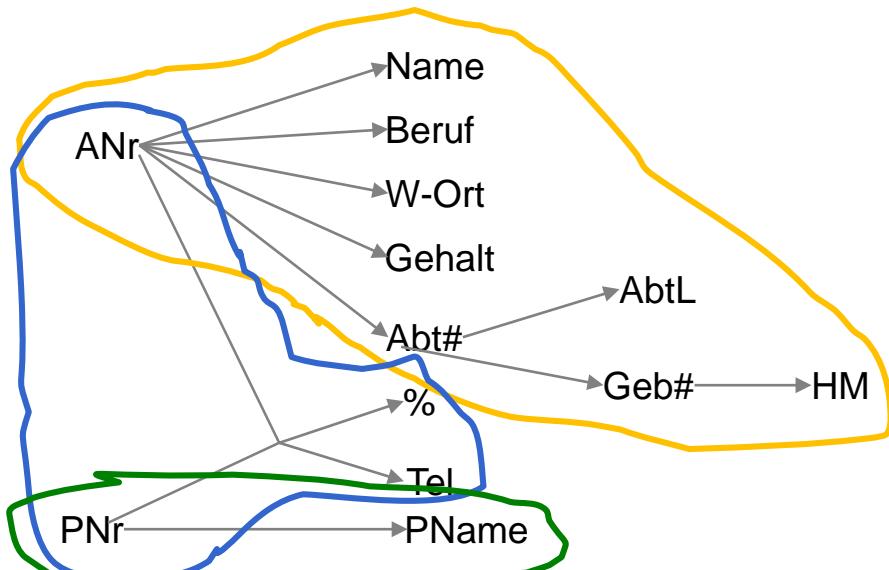
- $r: (U \mid F); U = \{a,b,c,d\}, F = \{ab \rightarrow c, b \rightarrow d\}$
- $r_1: (U \mid F); U = \{a,b,c,d,e\}, F = \{a \rightarrow b, ac \rightarrow d, c \rightarrow e, e \rightarrow c\}$

Die zweite Normalform (2NF)

Beispiel

Angestellte: (U|F);

- $U = \{ \text{ANr, Name, Beruf, W-Ort, Gehalt, Abt\#, AbtL, Geb\#, HM, PNr, PName, \%, TelNr} \}$
- $F = \{ \text{ANr} \rightarrow \text{Name Beruf Abt\# W-Ort Gehalt; Abt\#} \rightarrow \text{AbtL Geb\#; Geb\#} \rightarrow \text{HM; PNr} \rightarrow \text{Pname; ANr PNr} \rightarrow \% \text{ TelNr} \}$



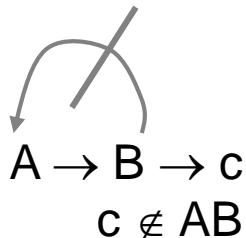
Die dritte Normalform (3NF)

Transitive Abhangigkeit

Ein Attribut c ist transitiv abhangig von einer Attributmenge A , wenn es eine Attributmenge B gibt, sodass folgende drei Bedingungen erfullt sind:

1. $A \rightarrow B \rightarrow c$
2. $B \not\rightarrow A$
3. $c \notin AB$

verhindert, dass $A = B$ bzw. A aquivalent B ist.
verhindert, dass c trivialerweise
(Reflexivitat) von A oder B abhangt.



Wir schreiben: $A \rightarrow| c$
 c transitiv funktional abhangig von A

Die dritte Normalform (3NF)

Direkte Abhangigkeit

Wir nennen c direkt (funktional) abhangig von A, wenn c nicht transitiv von A abhangt.

Wir schreiben: $A \bullet\rightarrow c$ (r)

Die dritte Normalform (3NF)

Definition

Eine 2NF-Relation r ist in der Dritten Normalform (3NF), wenn jedes Nichtschlüsselattribut von jedem Schlüssel direkt abhängig ist.

Vorgehen

1. Ermittle Schlüssel und NSA.
2. Überprüfe für jedes NSA ob dieses direkt vom Schlüssel abhängt. Verletzt ein *beliebiges Nichtschlüsselattribut* diese Bedingung, so befindet sich die Relation nicht in der dritten Normalform.

Lösung

Zerlegen der Relation – Relationen, welche die dritte Normalform verletzten, können durch mehrere Relationen, welche die dritte Normalform erfüllen, ersetzt werden.

Die dritte Normalform (3NF)

Beispiele

Ermitteln Sie, ob sich die folgenden Relationen in der dritten Normalform befinden und zerlegen Sie diese gegebenfalls in 3NF Relationen.

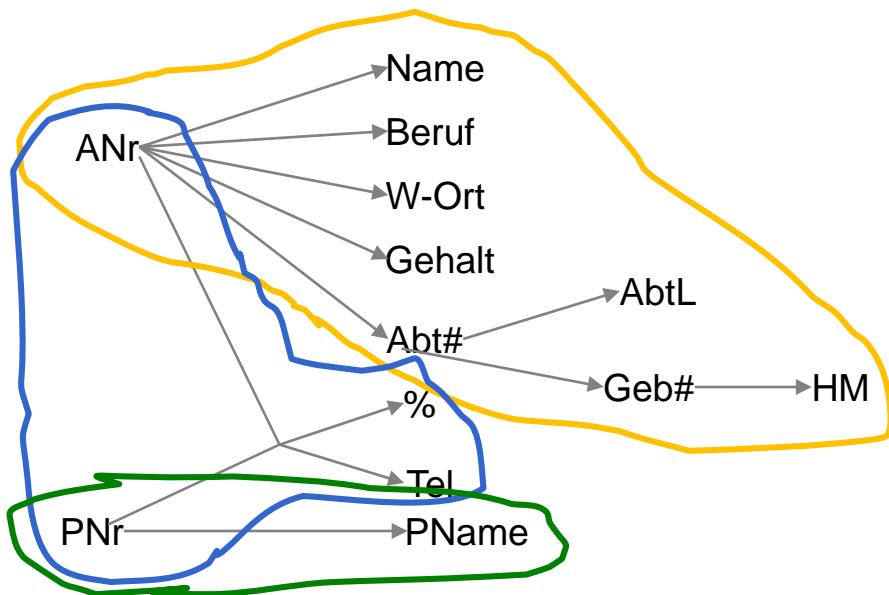
- $r: (U \mid F); U = \{a, b, c, d, e\}; F = \{ab \rightarrow c, c \rightarrow d\}$
- $r_1: (U \mid F); U = \{a, b, c, d, e\}; F = \{ab \rightarrow c, c \rightarrow d, b \rightarrow e\}$

Die dritte Normalform (3NF)

Beispiel

Befindet sich folgende Relation in der dritten Normalform (3NF)?

Zerlegen Sie diese gegebenfalls in 3NF Relationen.



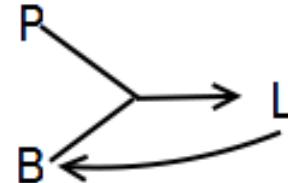
Die Boyce-Codd-Normalform (BCNF)

Motivation

Gegeben ist die folgende Beziehung zwischen Projekten (P), Bauteilen (B) und Lieferanten (L):

lief: $\text{LIEF}(\text{PBL} \mid \text{PB} \rightarrow \text{L}, \text{L} \rightarrow \text{B})$

Schlüssel: PB, PL; NSA: $\emptyset \rightarrow 2\text{NF}, 3\text{NF}$



Detailierte Betrachtung

$\text{PB} \rightarrow \text{L} \rightarrow \text{B}; \text{B} \in \text{PBL}$

aber

$\text{PL} \rightarrow \text{L} \rightarrow \text{B}; \text{B} \notin \text{PL}$ **B kein NSA**

→ es kann zu Anomalien kommen

Die Boyce-Codd-Normalform (BCNF)

Einfache funktionale Abhangigkeit

Eine funktionale Abhangigkeit heisst einfach, wenn auf der rechten Seite der funktionalen Abhangigkeit $A \rightarrow b$ nur **ein Attribut** steht.

Beispiele:

- $a \rightarrow cd$ nicht einfach, da zwei Attribute (cd) auf der rechten Seite
- $abc \rightarrow e$ einfach, da nur ein Attribut (e) auf der rechten Seite

Elementare Abhangigkeit

Eine einfache funktionale Abhangigkeit $A \rightarrow b$ heisst elementar, wenn

- diese nicht trivial (d.h. $b \notin A$) und
- b voll funktional abhangig ($A \bullet b$) ist.

Die Boyce-Codd-Normalform (BCNF)

Alternative Definition der dritten Normalform (3NF)

Eine Relation befindet sich dann in der dritten Normalform, wenn für jede elementare funktionale Abhängigkeit $A \rightarrow b$ entweder

- **A ist Schlüssel**, oder
- **b ist Schlüsselattribut** gilt.

Definition der Boyce-Codd-Normalform (BCNF)

Eine Relation befindet sich dann in der boyce-Codd-Normalform, wenn für jede elementare funktionale Abhängigkeit $A \rightarrow b$ **A ist Schlüssel** gilt.

Die Boyce-Codd-Normalform (BCNF)

Beispiel

lief: LIEF(PBL | PB → L, L → B), Schlüssel: PB, PL

Analyse:

Elementare Abhängigkeit	A ist Schlüssel	B ist Schlüssel- attribut
(1) PB → L	x	x
(2) L → B		x

→ Beziehung (2) verletzt die BCNF → die Relation befindet sich in der 3. NF

Die Boyce-Codd-Normalform (BCNF)

Beispiel

$r_1: (abcde \mid F)$; $r_2: (abcd \mid F)$; $F = \{ab \rightarrow c, c \rightarrow d\}$

Analyse (r_2):

Elementare Abhangigkeit	A ist Schlssel	B ist Schlssel- attribut
(1) $ab \rightarrow c$		x
(2) $c \rightarrow d$		

→ Beziehung (2) verletzt die 3. NF → die Beziehung befindet sich nicht in der dritten Normalform.

Die Boyce-Codd-Normalform (BCNF)

Beispiel

$r: (U \mid F); U = \{a, b, c\}; F = \{a \rightarrow b, a \rightarrow c\}$, Schlüssel: a

Analyse:

Elementare Abhängigkeit	A ist Schlüssel	B ist Schlüssel- attribut
(1) $a \rightarrow b$	x	
(2) $a \rightarrow c$	x	

→ keine Bedingung wird verletzt → die Beziehung befindet sich in der Boyce-Codd-Normalform

Kriterien zur Zerlegung von Relationsschemata

Kriterien zur Zerlegung von Relationsschemata

Bei der Zerlegung von Relationsschemata müssen folgende beiden Bedingungen erfüllt werden:

1. Die funktionalen Abhängigkeiten müssen erhalten bleiben („fA-erhaltend“).
2. Die Zerlegung muss „verbundstreu“ (verlustfrei) sein – d.h. beim Join dürfen keine unerwünschten Tupel entstehen).

Gegeben: Relation $r: (U | F)$;
Zerlegung $Z: \{r_i: (A_i | F_i) | i=1, \dots, n\}$

1. $\cup F_i = F \Rightarrow Z$ ist fA-erhaltend (vereinfacht)
2. $(\pi_{[A_1]} r) * (\pi_{[A_2]} r) * \dots * (\pi_{[A_n]} r) = r$

Kriterien zur Zerlegung von Relationsschemata

$r: (abcd \mid a \rightarrow b, b \rightarrow d, c \rightarrow d)$ wurde zerlegt in

$r_1: (abd \mid a \rightarrow b); r_2: (cd \mid c \rightarrow d)$

Bewertung:

- fA-erhaltend: nein, da $b \rightarrow d \notin \{a \rightarrow b, c \rightarrow d\}$
- verbundstreu: nein

r	a	b	c	d
0	0	0	0	0
1	1	1	1	0

r.abd	a	b	d
0	0	0	0
1	1	1	0

r.cd	c	d
0	0	0
1	0	0

Und: $0010 \in r.abd * r.cd, \notin r$

Kriterien zur Zerlegung von Relationsschemata

$r: (abcd \mid a \rightarrow b, b \rightarrow d, c \rightarrow d)$ wurde zerlegt in

$r_1: (abd \mid a \rightarrow b, b \rightarrow d)$; $r_2: (cd \mid c \rightarrow d)$

Bewertung:

- fA-erhaltend: ja
- verbundstreu: nein, siehe vorhergehendes Beispiel

Kriterien zur Zerlegung von Relationsschemata

$r: (abcd \mid a \rightarrow b, b \rightarrow d, c \rightarrow d)$ wurde zerlegt in

$r_1: (ab \mid a \rightarrow b); r_2: (acd \mid c \rightarrow d)$

Bewertung:

- fA-erhaltend: nein, da $b \rightarrow d \notin \{a \rightarrow b, c \rightarrow d\}$
- verbundstreu: ja
ac ist Schlüssel von r und somit auch von r_2 . Daher kann beim Join nur das richtige ab-Tupel dazukommen.

Kriterien zur Zerlegung von Relationsschemata

$r: (abcd \mid a \rightarrow b, b \rightarrow d, c \rightarrow d)$ wurde zerlegt in

$r_1: (abd \mid a \rightarrow b, b \rightarrow d); r_2: (acd \mid c \rightarrow d)$

Bewertung:

- fA-erhaltend: ja
- verbundstreu: ja
ac ist Schlüssel von r und somit auch von r_2 . Daher kann beim Join nur das richtige ab-Tupel dazukommen.

Kriterien zur Zerlegung von Relationsschemata

Satz von Delobel

(für Zerlegung in 2 Relationen/ 2 Relationsschemata)

Geg.: $r: (U \mid F)$, und $Z: (\{ r_1:(A_1 \mid F_1), r_2:(A_2 \mid F_2) \})$
eine Zerlegung von r

Wenn die gemeinsamen Attribute der Zerlegung (Schnittmenge) einen Schlüssel der beiden Relationen (r_1 oder r_2) enthalten, so ist die Zerlegung verbundserhaltend.

Vorgangsweise

1. Berechne : $A_1 \cap A_2 = B$,
2. Wenn $B \rightarrow A_1$ oder $B \rightarrow A_2$ so ist die Zerlegung verbundserhaltend.

Kriterien zur Zerlegung von Relationsschemata

Beispiel

- Angestellte (ANR, NAME, PRO#, ABT# | ANR → NAME, ANR → ABT#)
mit Zerlegung
 r_1 : (ANR, NAME, ABT# | ANR → NAME, ANR → ABT#)
 r_2 : (PRO#, ABT# | Ø)

Satz von Delobel

1. Schnittmenge $B = A_1 \cap A_2 = \{ \text{ABT}\# \}$
2. Schlüssel von r_1 : {ANR}
3. Schlüssel von r_2 : {PRO#, ABT#}
4. B enthält weder den Schlüssel von r_1 noch von r_2
→ die Zerlegung ist nicht verbundstreu

Kriterien zur Zerlegung von Relationsschemata

Beispiel

- Angestellte (ANR, NAME, PRO#, ABT# | ANR → NAME, ANR → ABT#) mit Zerlegung
 - r_3 : (ANR, NAME, ABT# | ANR → NAME, ANR → ABT#)
 - r_4 : (ANR, PRO# | \emptyset)

Satz von Delobel

1. Schnittmenge $B = A_1 \cap A_2 = \{ \text{ANR} \}$
2. Schlüssel von r_3 : {ANR}
3. Schlüssel von r_4 : {ANR, PRO#}
4. B enthält den Schlüssel von r_1
→ die Zerlegung ist verbundstreu

Kriterien zur Zerlegung von Relationsschemata

Beispiele:

- $r: (abcd \mid a \rightarrow b, b \rightarrow d, c \rightarrow d)$
mit Zerlegung $r_1: (abd \mid a \rightarrow b, , b \rightarrow d)$; $r_2: (cd \mid c \rightarrow d)$
- $r: (abcd \mid a \rightarrow b, b \rightarrow d, c \rightarrow d)$
mit Zerlegung $r_1: (ab \mid a \rightarrow b)$; $r_2: (acd \mid c \rightarrow d)$

Kriterien zur Zerlegung von Relationsschemata

Tableau-Algorithmus

Test auf Verbundstreue für n Relationen.

Beispiel

$r = (adfs | d \rightarrow s, a \rightarrow f)$

mit folgender Zerlegung:

- $r_1 = (adf | a \rightarrow f)$
- $r_2 = (ds | d \rightarrow s)$

Kriterien zur Zerlegung von Relationsschemata

Beispiel

$r = (ABCDE \mid A \rightarrow C, B \rightarrow C, C \rightarrow D, DE \rightarrow C, CE \rightarrow A)$

mit folgender Zerlegung:

- $r_1 = (AD \mid \emptyset)$
- $r_2 = (AB \mid \emptyset)$
- $r_3 = (BE \mid \emptyset)$
- $r_4 = (CDE \mid C \rightarrow D, DE \rightarrow C)$
- $r_5 = (AE \mid \emptyset)$

Kriterien zur Zerlegung von Relationsschemata

A	B	C	D	E
a_1	b_{12}	b_{13}	a_4	b_{15}
a_1	a_2	b_{23}	b_{24}	b_{25}
b_{31}	a_2	b_{33}	b_{34}	a_5
b_{41}	b_{42}	a_3	a_4	a_5
a_1	b_{52}	b_{53}	b_{54}	a_5

A	B	C	D	E
\underline{a}_1	b_{12}	\underline{b}_{13}	a_4	b_{15}
\underline{a}_1	a_2	\underline{b}_{13}	b_{24}	b_{25}
b_{31}	a_2	b_{33}	b_{34}	a_5
b_{41}	b_{42}	a_3	a_4	a_5
\underline{a}_1	b_{52}	\underline{b}_{13}	b_{54}	a_5

$A \rightarrow C$

A	B	C	D	E
\underline{a}_1	b_{12}	\underline{b}_{13}	a_4	b_{15}
\underline{a}_1	a_2	\underline{b}_{23}	b_{24}	b_{25}
b_{31}	a_2	b_{33}	b_{34}	a_5
b_{41}	b_{42}	a_3	a_4	a_5
\underline{a}_1	b_{52}	\underline{b}_{53}	b_{54}	a_5

$B \rightarrow C$

A	B	C	D	E
a_1	b_{12}	b_{13}	a_4	b_{15}
a_1	\underline{a}_2	\underline{b}_{13}	b_{24}	b_{25}
b_{31}	\underline{a}_2	\underline{b}_{33}	b_{34}	a_5
b_{41}	b_{42}	a_3	a_4	a_5
a_1	b_{52}	b_{13}	b_{54}	a_5

Kriterien zur Zerlegung von Relationsschemata

A	B	C	D	E
a_1	b_{12}	b_{13}	a_4	b_{15}
a_1	\underline{a}_2	\underline{b}_{13}	b_{24}	b_{25}
b_{31}	\underline{a}_2	\underline{b}_{13}	b_{34}	a_5
b_{41}	b_{42}	a_3	a_4	a_5
a_1	b_{52}	b_{13}	b_{54}	a_5

↓
 $C \rightarrow D$

A	B	C	D	E
a_1	b_{12}	\underline{b}_{13}	\underline{a}_4	b_{15}
a_1	a_2	\underline{b}_{13}	\underline{b}_{24}	b_{25}
b_{31}	a_2	\underline{b}_{13}	\underline{b}_{34}	a_5
b_{41}	b_{42}	a_3	a_4	a_5
a_1	b_{52}	\underline{b}_{13}	\underline{b}_{54}	a_5

A	B	C	D	E
a_1	b_{12}	\underline{b}_{13}	\underline{a}_4	b_{15}
a_1	a_2	\underline{b}_{13}	\underline{a}_4	b_{25}
b_{31}	a_2	\underline{b}_{13}	\underline{a}_4	a_5
b_{41}	b_{42}	a_3	a_4	a_5
a_1	b_{52}	\underline{b}_{13}	\underline{a}_4	a_5

↓
 $DE \rightarrow C$

A	B	C	D	E
a_1	b_{12}	b_{13}	a_4	b_{15}
a_1	a_2	b_{13}	a_4	b_{25}
b_{31}	a_2	\underline{b}_{13}	\underline{a}_4	\underline{a}_5
b_{41}	b_{42}	\underline{a}_3	\underline{a}_4	\underline{a}_5
a_1	b_{52}	\underline{b}_{13}	\underline{a}_4	\underline{a}_5

Kriterien zur Zerlegung von Relationsschemata

A	B	C	D	E
a_1	b_{12}	b_{13}	a_4	b_{15}
a_1	a_2	b_{13}	a_4	b_{25}
b_{31}	a_2	\underline{a}_3	\underline{a}_4	\underline{a}_5
b_{41}	b_{42}	\underline{a}_3	\underline{a}_4	\underline{a}_5
a_1	b_{52}	\underline{a}_3	\underline{a}_4	\underline{a}_5

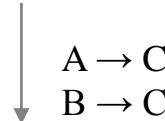
A	B	C	D	E
a_1	b_{12}	b_{13}	a_4	b_{15}
a_1	a_2	b_{13}	a_4	b_{25}
\underline{a}_1	a_2	\underline{a}_3	a_4	\underline{a}_5
\underline{a}_1	b_{42}	\underline{a}_3	a_4	\underline{a}_5
\underline{a}_1	b_{52}	\underline{a}_3	a_4	\underline{a}_5

↓
CE → A

A	B	C	D	E
a_1	b_{12}	b_{13}	a_4	b_{15}
a_1	a_2	b_{13}	a_4	b_{25}
\underline{b}_{31}	a_2	\underline{a}_3	a_4	\underline{a}_5
\underline{b}_{41}	b_{42}	\underline{a}_3	a_4	\underline{a}_5
\underline{a}_1	b_{52}	\underline{a}_3	a_4	\underline{a}_5

Kriterien zur Zerlegung von Relationsschemata

A	B	C	D	E
\underline{a}_1	b_{12}	\underline{b}_{13}	a_4	b_{15}
\underline{a}_1	a_2	\underline{b}_{13}	a_4	b_{25}
\underline{a}_1	a_2	\underline{a}_3	a_4	a_5
\underline{a}_1	b_{42}	\underline{a}_3	a_4	a_5
\underline{a}_1	b_{52}	\underline{a}_3	a_4	a_5



A	B	C	D	E
a_1	b_{12}	a_3	a_4	b_{15}
a_1	a_2	a_3	a_4	b_{25}
a_1	a_2	a_3	a_4	a_5
a_1	b_{42}	a_3	a_4	a_5
a_1	b_{52}	a_3	a_4	a_5

Quellenangabe

- Foliensatz Prof Stucky (Karlsruhe Institute of Technology – Institut für Angewandte Informatik und Formale Beschreibungsverfahren)
- Foliensatz Prof Panny & Prof Weichselbraun (Wirtschaftsuniversität Wien - Institut für Informationswirtschaft)
- Foliensatz Prof Bischof & Prof Studer (HTW Chur)
- Meier, Andreas (2010): *Relationale und postrelationale Datenbanken*. Berlin / Heidelberg / New York: Springer