Kapitel DB:VII

Informelle Entwurfskriterien für Relationenschemata

Ziel I: Semantik von Relationenschemata klar halten

Datenbankschema mit einleuchtender Semantik:

Mitarbeiter			
Name	PersNr	Wohnort	AbtNr

Abteilung		
AbtNr	AbtName	ChefPersNr

Standorte	
AbtNr	AbtOrt

Projekte			
ProjektName	ProjektNr	ProjektOrt	AbtNr

ArbeitetInProjekt		
PersNr	ProjektNr	Stunden

Informelle Entwurfskriterien für Relationenschemata

Ziel I: Semantik von Relationenschemata klar halten

Datenbankschema mit einleuchtender Semantik:

Mitarbeiter			
Name	PersNr	Wohnort	AbtNr

Abteilung		
AbtNr	AbtName	ChefPersNr

Standorte	
AbtNr	AbtOrt

Projekte			
ProjektName	ProjektNr	ProjektOrt	AbtNr

ArbeitetInProjekt		
PersNr	ProjektNr	Stunden

Problematisches Datenbankschema:

MitarbeiterAbteilung					
Name	PersNr	Wohnort	AbtNr	AbtName	ChefPersNr

MitarbeiterProjekte					
PersNr	ProjektNr	Stunden	Name	ProjektName	ProjektOrt

Informelle Entwurfskriterien für Relationenschemata

Ziel II: Vermeidung von (Update-)Anomalien

Mitarbeiter			
Name	PersNr	Wohnort	AbtNr
Smith	1234	Weimar	5
Wong	3334	Köln	5
Zelaya	9998	Erfurt	4
Wallace	9876	Berlin	4

$\bowtie$

Abteilung		
AbtName	AbtNr	ChefPersNr
Forschung	5	3334
Verwaltung	4	9876
Stab	1	8886

=

MitarbeiterAbteilung					
Name	PersNr	Wohnort	AbtNr	AbtName	ChefPersNr
Smith	1234	Weimar	5	Forschung	3334
Wong	3334	Köln	5	Forschung	3334
Zelaya	9998	Erfurt	4	Verwaltung	9876
Wallace	9876	Berlin	4	Verwaltung	9876

Redundanz

Informelle Entwurfskriterien für Relationenschemata

Ziel II: Vermeidung von (Update-)Anomalien

MitarbeiterAbteilung					
Name	PersNr	Wohnort	AbtNr	AbtName	ChefPersNr
Smith	1234	Weimar	5	Forschung	3334
Wong	3334	Köln	5	Forschung	3334
Zelaya	9998	Erfurt	4	Verwaltung	9876
Wallace	9876	Berlin	4	Verwaltung	9876

Einfüge- bzw. Insert-Anomalie:

1. Beim Einfügen eines neuen Tupels ist sicherzustellen, dass für redundante Attribute (im Beispiel: AbtName, ChefPersNr) die richtigen Werte eingetragen werden.

2. Das Einfügen von Tupeln, für die nicht alle Attribute bekannt sind, ist problematisch.
   Im Beispiel: Wie soll eine neue Abteilung ohne Mitarbeiter eingetragen werden? Beachte, dass das Attribut „PersNr“ Schlüssel dieser Relation ist und hier keine Nullwerte eingetragen werden dürfen.

Informelle Entwurfskriterien für Relationenschemata

Ziel II: Vermeidung von (Update-)Anomalien

MitarbeiterAbteilung					
Name	PersNr	Wohnort	AbtNr	AbtName	ChefPersNr
Smith	1234	Weimar	5	Forschung	3334
Wong	3334	Köln	5	Forschung	3334
Zelaya	9998	Erfurt	4	Verwaltung	9876
Wallace	9876	Berlin	4	Verwaltung	9876

Lösch- bzw. Delete-Anomalie:

Das Löschen von Tupeln ist problematisch, weil hierbei Wissen über andere Konzepte verloren gehen kann.

Im Beispiel: Wird der „letzte“ Mitarbeiter einer Abteilung gelöscht, so verschwindet auch das Wissen über die Abteilung.

Informelle Entwurfskriterien für Relationenschemata

Ziel II: Vermeidung von (Update-)Anomalien

MitarbeiterAbteilung					
Name	PersNr	Wohnort	AbtNr	AbtName	ChefPersNr
Smith	1234	Weimar	5	Forschung	3334
Wong	3334	Köln	5	Forschung	3334
Zelaya	9998	Erfurt	4	Verwaltung	9876
Wallace	9876	Berlin	4	Verwaltung	9876

Modifizierungs- bzw. Modify-Anomalie:

Die Änderung eines Attributes muss in allen Tupeln, die den gleichen Attributwert haben, nachvollzogen werden. Ansonsten wird die Datenbank inkonsistent.

Im Beispiel: Änderung des Abteilungsnamens oder der Chefpersonalnummer.

Bemerkungen:

- Bzgl. der Konsistenzerhaltung müssen Modifizierungsanomalien nicht kritisch sein, weil durch die Verwendung von Triggern, Stored-Procedures oder durch ein einziges SQL-Statement alle Korrekturen erfassbar sind. Performanzeinbußen und das Problem des erhöhten Speicherbedarfs bleiben jedoch.
- Umgekehrt kann es aus Performanzgründen in manchen Situationen sinnvoll sein, Anomalien in Kauf zu nehmen und *mehrere* Entity-Typen innerhalb *einer* Relation zu modellieren. Beispiel: Eine Anwendung hat extrem viele Anfragen, in denen immer wieder die gleichen Entity-Typen vorkommen. Stichwort: Denormalisierung

  Einige professionelle Datenbanksysteme erkennen solche Situationen und richten automatisch – ausgehend von Views – verbundene Relationen ein, um die Anzahl der Join-Operationen klein zu halten.
- In [Kemper/Eickler 2004] werden Modifizierungsanomalien als Update-Anomalien bezeichnet.

Informelle Entwurfskriterien für Relationenschemata

Ziel III: Möglichst wenig Nullwerte [Nullwerte in SQL]

Nullwerte sind aus folgenden Gründen kritisch:

1. Speicherplatz
   Attribute, die nur für sehr wenige Tupel einen Wert besitzen, sollten in einem eigenen Schema untergebracht werden.

2. Eindeutigkeit
   Die Semantik von Nullwerten ist nicht eindeutig – u.a.:
   - Wert unbekannt (aber könnte irgendwann bekannt sein)
   - Wert bekannt, soll aber nicht gespeichert werden
   - Wert existiert nicht für das Attribut (und wird auch nie existieren)

3. Verrechnung
   Nullwerte verhindern die sinnvolle Verrechnung von Attributen bei der Verwendung von Aggregatfunktionen wie `count`, `max` etc.

Informelle Entwurfskriterien für Relationenschemata

Ziel IV: Verhinderung der Erzeugung falscher Tupel

MitarbeiterProjekte					
PersNr	ProjektNr	Stunden	Name	ProjektName	ProjektOrt
1234	1	32.5	Smith	Produkt-X	Bellaire
1234	2	7.5	Smith	Produkt-Y	Sugarland
3334	2	10.0	Wong	Produkt-Y	Sugarland
3334	3	10.0	Wong	Produkt-Z	Houston
3334	10	10.0	Wong	Vernetzung	Stafford
3334	20	10.0	Wong	Neuorganisation	Houston

Nach entsprechender Projektion:

MitarbeiterEinsatzOrte	
Name	ProjektOrt
Smith	Bellaire
Smith	Sugarland
Wong	Sugarland
Wong	Houston
Wong	Stafford

MitarbeiterProjekte2				
PersNr	ProjektNr	Stunden	ProjektName	ProjektOrt
1234	1	32.5	Produkt-X	Bellaire
1234	2	7.5	Produkt-Y	Sugarland
3334	2	10.0	Produkt-Y	Sugarland
3334	3	10.0	Produkt-Z	Houston
3334	10	10.0	Vernetzung	Stafford
3334	20	10.0	Neuorganisation	Houston

Informelle Entwurfskriterien für Relationenschemata

Ziel IV: Verhinderung der Erzeugung falscher Tupel

MitarbeiterEinsatzOrte	
Name	ProjektOrt
Smith	Bellaire
Smith	Sugarland
Wong	Sugarland
Wong	Houston
Wong	Stafford

$\bowtie$

MitarbeiterProjekte2				
PersNr	ProjektNr	Stunden	ProjektName	ProjektOrt
1234	1	32.5	Produkt-X	Bellaire
1234	2	7.5	Produkt-Y	Sugarland
3334	2	10.0	Produkt-Y	Sugarland
3334	3	10.0	Produkt-Z	Houston
3334	10	10.0	Vernetzung	Stafford
3334	20	10.0	Neuorganisation	Houston

=

PersNr	ProjektNr	Stunden	Name	ProjektName	ProjektOrt	
1234	1	32.5	Smith	Produkt-X	Bellaire	
1234	2	7.5	Smith	Produkt-Y	Sugarland	
1234	2	7.5	Wong	Produkt-Y	Sugarland	$\star$
3334	2	10.0	Smith	Produkt-Y	Sugarland	$\star$
3334	2	10.0	Wong	Produkt-Y	Sugarland	
3334	3	10.0	Wong	Produkt-Z	Houston	
3334	10	10.0	Wong	Vernetzung	Stafford	
3334	20	10.0	Wong	Neuorganisation	Houston	

Bemerkungen:

- Die Zerlegung der Relation „MitarbeiterProjekte“ in „MitarbeiterEinsatzOrte“ und „MitarbeiterProjekte2“ ist nicht sinnvoll, da mittels des natürlichen Verbundes die Originalrelation nicht mehr hergestellt werden kann: es entstehen falsche (*spurious*) Tupel, hier mit $\star$ gekennzeichnet.
- Hier ist das Join-Attribut „ProjektOrt“. Wäre das Join-Attribut in einer der beiden Relationen ein Schlüssel, entstünden keine falschen Tupel. Warum nicht?

Funktionale Abhängigkeiten

Definition 1 (funktionale Abhängigkeit, FD)

Gegeben sei ein Relationenschema $\mathcal{R}$. Weiterhin seien α, β Mengen von Attributen mit $\alpha \subseteq \mathcal{R}$ und $\beta \subseteq \mathcal{R}$. Eine funktionale Abhängigkeit (*Functional Dependency*, FD)

$$\alpha \rightarrow \beta$$

liegt vor, wenn die möglichen gültigen Ausprägungen $r(\mathcal{R})$ von $\mathcal{R}$ folgende Bedingung erfüllen:

$$\forall t_1, t_2 \in r : \ t_1(\alpha) = t_2(\alpha) \ \text{ impliziert } \ t_1(\beta) = t_2(\beta)$$

Funktionale Abhängigkeiten

Definition 1 (funktionale Abhängigkeit, FD)

Gegeben sei ein Relationenschema $\mathcal{R}$. Weiterhin seien α, β Mengen von Attributen mit $\alpha \subseteq \mathcal{R}$ und $\beta \subseteq \mathcal{R}$. Eine funktionale Abhängigkeit (*Functional Dependency*, FD)

$$\alpha \rightarrow \beta$$

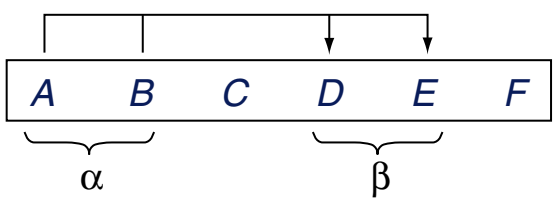
liegt vor, wenn die möglichen gültigen Ausprägungen $r(\mathcal{R})$ von $\mathcal{R}$ folgende Bedingung erfüllen:

$$\forall t_1, t_2 \in r: \ t_1(\alpha) = t_2(\alpha) \ \text{ impliziert } \ t_1(\beta) = t_2(\beta)$$

Sprechweisen:

- die α-Werte bestimmen die β-Werte funktional
- die β-Werte sind funktional abhängig von den α-Werten
- Relation r erfüllt die funktionale Abhängigkeit $\alpha \rightarrow \beta$
- Relation r genügt der funktionalen Abhängigkeit $\alpha \rightarrow \beta$

Grafische Darstellung:



Bemerkungen:

- Funktionale Abhängigkeiten stellen eine semantische Konsistenzbedingung dar, die sich aus einem sachlogischen Verständnis der Anwendung und nicht aus einer aktuellen Relationenausprägung ergeben.
  Somit sind funktionale Abhängigkeiten Eigenschaften von Relationenschemata und können nicht automatisch von der Ausprägung eines Schemas (= Relation) abgeleitet werden:
  Die Konsistenz von Ausprägung und Schema ist notwendig, aber nicht hinreichend für eine funktionale Abhängigkeit.

- Folgende Konventionen zur Syntax haben sich eingebürgert:
  - große lateinische Buchstaben $A, B, C, \ldots$ bezeichnen Attribute
  - kleine griechische Buchstaben $\alpha, \beta, \gamma, \ldots$ bezeichnen Attributmengen
  - $AB \rightarrow C$ steht für $\{A, B\} \rightarrow \{C\}$
  - $\alpha\beta$ steht für $\alpha \cup \beta$

Funktionale Abhängigkeiten

Beispiel:

	$\mathcal{R}$			
	A	B	C	D
t_1	a_4	b_2	c_4	d_3
t_2	a_1	b_1	c_1	d_1
t_3	a_1	b_1	c_1	d_2
t_4	a_2	b_2	c_3	d_2
t_5	a_3	b_2	c_4	d_3

Beobachtung:

Die funktionale Abhängigkeit $\alpha \rightarrow \beta$ ist in einer Relation r erfüllt, falls für jede mögliche Ausprägung w von $t(\alpha)$ gilt, dass die Projektion $\pi_\beta(\sigma_{\alpha=w}(r))$ nur *ein* Element enthält.

Funktionale Abhängigkeiten

Beispiel:

	$\mathcal{R}$			
	A	B	C	D
t_1	a_4	b_2	c_4	d_3
t_2	a_1	b_1	c_1	d_1
t_3	a_1	b_1	c_1	d_2
t_4	a_2	b_2	c_3	d_2
t_5	a_3	b_2	c_4	d_3

Beobachtung:

Die funktionale Abhängigkeit $\alpha \rightarrow \beta$ ist in einer Relation r erfüllt, falls für jede mögliche Ausprägung w von $t(\alpha)$ gilt, dass die Projektion $\pi_\beta(\sigma_{\alpha=w}(r))$ nur *ein* Element enthält.

Im Beispiel:

$A \rightarrow C$

Funktionale Abhängigkeiten

Beispiel:

	$\mathcal{R}$			
	A	B	C	D
t_1	a_4	b_2	c_4	d_3
t_2	a_1	b_1	c_1	d_1
t_3	a_1	b_1	c_1	d_2
t_4	a_2	b_2	c_3	d_2
t_5	a_3	b_2	c_4	d_3

Beobachtung:

Die funktionale Abhängigkeit $\alpha \rightarrow \beta$ ist in einer Relation r erfüllt, falls für jede mögliche Ausprägung w von $t(\alpha)$ gilt, dass die Projektion $\pi_\beta(\sigma_{\alpha=w}(r))$ nur *ein* Element enthält.

Im Beispiel:

$A \rightarrow C$
$t(A) = a_1$

Funktionale Abhängigkeiten

Beispiel:

	$\mathcal{R}$			
	A	B	C	D
t_1	a_4	b_2	c_4	d_3
t_2	a_1	b_1	c_1	d_1
t_3	a_1	b_1	c_1	d_2
t_4	a_2	b_2	c_3	d_2
t_5	a_3	b_2	c_4	d_3

Beobachtung:

Die funktionale Abhängigkeit $\alpha \rightarrow \beta$ ist in einer Relation r erfüllt, falls für jede mögliche Ausprägung w von $t(\alpha)$ gilt, dass die Projektion $\pi_\beta(\sigma_{\alpha=w}(r))$ nur *ein* Element enthält.

Im Beispiel:

$A \rightarrow C$

$t(A) = a_1$

$|\pi_C(\sigma_{A=a_1}(r))| = |\{c_1\}| = 1$

Funktionale Abhängigkeiten

Definition 2 (triviale funktionale Abhängigkeiten)

Funktionale Abhängigkeiten, die von jeder Relationenausprägung erfüllt sind, heißen triviale funktionale Abhängigkeiten.

Funktionale Abhängigkeiten

Definition 2 (triviale funktionale Abhängigkeiten)

Funktionale Abhängigkeiten, die von jeder Relationenausprägung erfüllt sind, heißen triviale funktionale Abhängigkeiten.

Definition 3 (voll funktional abhängig)

Gegeben sei ein Relationenschema $\mathcal{R}$ mit $\alpha \subseteq \mathcal{R}$ und $\beta \subseteq \mathcal{R}$. β ist voll funktional abhängig von α, falls gilt:

1. $\alpha \rightarrow \beta$
2. $\forall A \in \alpha : (\alpha - \{A\}) \not\rightarrow \beta$, α ist also nicht verkleinerbar.

Funktionale Abhängigkeiten

Definition 2 (triviale funktionale Abhängigkeiten)
Funktionale Abhängigkeiten, die von jeder Relationenausprägung erfüllt sind, heißen triviale funktionale Abhängigkeiten.

Definition 3 (voll funktional abhängig)
Gegeben sei ein Relationenschema $\mathcal{R}$ mit $\alpha \subseteq \mathcal{R}$ und $\beta \subseteq \mathcal{R}$. β ist voll funktional abhängig von α, falls gilt:

1. $\alpha \rightarrow \beta$
2. $\forall A \in \alpha : (\alpha - \{A\}) \not\rightarrow \beta$, α ist also nicht verkleinerbar.

Definition 4 (Superschlüssel, Kandidatenschlüssel, Primattribute, Primärschlüssel)
Gegeben sei ein Relationenschema $\mathcal{R}$ mit $\alpha \subseteq \mathcal{R}$.

- α ist ein Superschlüssel, falls $\alpha \rightarrow \mathcal{R}$ gilt.
- α ist ein Schlüssel bzw. Kandidatenschlüssel von $\mathcal{R}$, falls $\mathcal{R}$ voll funktional abhängig von α ist. Die Attribute eines Schlüssels heißen Primattribute.
- Ein Primärschlüssel ist ein ausgezeichneter Kandidatenschlüssel.

Bemerkungen:

- Man kann zeigen, dass nur funktionale Abhängigkeiten der Art $\alpha \rightarrow \beta$ mit $\beta \subseteq \alpha$ trivial sind.
- Gilt $\alpha \rightarrow \beta$ und $\exists A \in \alpha : (\alpha - \{A\}) \rightarrow \beta$, so nennt man β auch *partiell abhängig* von α.
- Das Konzept der vollen funktionalen Abhängigkeit dient dazu, Schlüssel von Superschlüsseln abzugrenzen.
- Die Menge aller Attribute einer Relation $\mathcal{R}$ bildet einen Superschlüssel: $\mathcal{R} \rightarrow \mathcal{R}$.
- Die Auszeichnung eines Primärschlüssels ist hilfreich, um bei mehreren Fremdschlüsselverweisen immer denselben Schlüssel in der referenzierten Relation zu verwenden.

Funktionale Abhängigkeiten

Ableitung funktionaler Abhängigkeiten

Beispiel:

$\mathcal{R}$		
A	B	C
a_1	b_1	c_1
a_2	b_1	c_1
a_3	b_2	c_1
a_4	b_1	c_1

Beobachtung:

Genügt $\mathcal{R}$ den funktionalen Abhängigkeiten $A \rightarrow B$ und $B \rightarrow C$, so genügt $\mathcal{R}$ auch der funktionalen Abhängigkeit $A \rightarrow C$. Von $\{A \rightarrow B, B \rightarrow C\}$ ist $A \rightarrow C$ ableitbar.

Funktionale Abhängigkeiten

Ableitung funktionaler Abhängigkeiten

Beispiel:

$\mathcal{R}$		
A	B	C
a_1	b_1	c_1
a_2	b_1	c_1
a_3	b_2	c_1
a_4	b_1	c_1

Beobachtung:

Genügt $\mathcal{R}$ den funktionalen Abhängigkeiten $A \rightarrow B$ und $B \rightarrow C$, so genügt $\mathcal{R}$ auch der funktionalen Abhängigkeit $A \rightarrow C$. Von $\{A \rightarrow B, B \rightarrow C\}$ ist $A \rightarrow C$ ableitbar.

Definition 5 (Hülle einer Menge von FDs)
Sei F eine Menge funktionaler Abhängigkeiten. Dann bezeichnet F^+ die Hülle von F. Die Hülle enthält die Menge F sowie alle funktionale Abhängigkeiten, die auf der Basis von F ableitbar sind.

Funktionale Abhängigkeiten

Ableitung funktionaler Abhängigkeiten

Sei $\mathcal{R}$ ein Relationenschema und seien α, β, γ und δ Teilmengen von $\mathcal{R}$.

Armstrong-Inferenzregeln [Armstrong 1974]:

1. *Reflexivität.* Falls $\beta \subseteq \alpha$, dann gilt $\alpha \rightarrow \beta$. Insbesondere gilt $\alpha \rightarrow \alpha$.

2. *Verstärkung.* Falls $\alpha \rightarrow \beta$, dann gilt $\alpha\gamma \rightarrow \beta\gamma$.

3. *Transitivität.* Falls $\alpha \rightarrow \beta$ und $\beta \rightarrow \gamma$, dann gilt $\alpha \rightarrow \gamma$.

Funktionale Abhängigkeiten

Ableitung funktionaler Abhängigkeiten

Sei $\mathcal{R}$ ein Relationenschema und seien α, β, γ und δ Teilmengen von $\mathcal{R}$.

Armstrong-Inferenzregeln [Armstrong 1974]:

1. *Reflexivität.* Falls $\beta \subseteq \alpha$, dann gilt $\alpha \rightarrow \beta$. Insbesondere gilt $\alpha \rightarrow \alpha$.
2. *Verstärkung.* Falls $\alpha \rightarrow \beta$, dann gilt $\alpha\gamma \rightarrow \beta\gamma$.
3. *Transitivität.* Falls $\alpha \rightarrow \beta$ und $\beta \rightarrow \gamma$, dann gilt $\alpha \rightarrow \gamma$.

Zusätzliche Ableitungsregeln:

4. *Vereinigung.* Falls $\alpha \rightarrow \beta$ und $\alpha \rightarrow \gamma$, dann gilt $\alpha \rightarrow \beta\gamma$.
5. *Dekomposition.* Falls $\alpha \rightarrow \beta\gamma$, dann gilt $\alpha \rightarrow \beta$ und $\alpha \rightarrow \gamma$.
6. *Pseudotransitivität.* Falls $\alpha \rightarrow \beta$ und $\beta\gamma \rightarrow \delta$, dann gilt $\alpha\gamma \rightarrow \delta$.

Bemerkungen:

- Konvention zur Syntax (Wiederholung): $\alpha\beta$ steht für $\alpha \cup \beta$. Weil es sich um Mengen handelt, ist keine Reihenfolge zwischen den Attributen festgelegt: $\alpha\beta = \beta\alpha$.
- In der Literatur werden die drei Armstrong-Inferenzregeln auch als Armstrong-Axiome bezeichnet – der Begriff „Axiom“ ist dabei aber nicht korrekt verwendet: Axiome sind voraussetzungslose Forderungen, die als wahr angenommen werden (und die zusammen eine Theorie bilden).
  Tatsächlich entspricht eine Menge von FDs einer Menge von Axiomen: unter der Annahme ihrer Wahrheit lassen sich hieraus weitere wahre FDs ableiten.
- Die drei Armstrong-Inferenzregeln sind korrekt *(sound)* und vollständig *(complete)*.
  1. Korrektheit. Mit Hilfe der Armstrong-Inferenzregeln lassen sich aus einer Menge F von FDs nur solche FDs ableiten, die von jeder Relationenausprägung erfüllt sind, für die F erfüllt ist.
  2. Vollständigkeit. Mit Hilfe der Armstrong-Inferenzregeln lassen sich alle FDs ableiten, die durch F impliziert sind (= die auf der Basis von F ableitbar sind).

  Diese Eigenschaften lassen sich beweisen.
- Aufgrund der Vollständigkeit der Armstrong-Inferenzregeln sind die zusätzlichen Ableitungsregeln nicht nötig; mit ihrer Hilfe lassen sich Ableitungsprozesse jedoch einfacher gestalten.

Funktionale Abhängigkeiten

Ableitung funktionaler Abhängigkeiten

Algorithm: AttributeClosure

Input: F. Menge funktionaler Abhängigkeiten.
α. Menge von Attributen.

Output: α_F^+. Hülle der Attributmenge α unter der Menge F.

1. $\alpha_F^+ = \alpha$
2. **REPEAT**
3. $\quad \alpha_{\text{tmp}}^+ = \alpha_F^+$
4. $\quad$ **FOREACH** $(\beta \rightarrow \gamma) \in F$ **DO**
5. $\quad\quad$ **IF** $\beta \subseteq \alpha_F^+$ **THEN** $\alpha_F^+ = \alpha_F^+ \cup \gamma$
6. $\quad$ **ENDDO**
7. **UNTIL** $(\alpha_F^+ = \alpha_{\text{tmp}}^+)$
8. **RETURN** (α_F^+)

Bemerkungen:

- Sinn und Zweck *(Rationale)* des Algorithmus *AttributeClosure*: Die Bestimmung aller FDs kann exponentiellen Aufwand haben. Hinzu kommt, dass man oft nicht an F^+ interessiert ist, sondern nur an der Menge von *Attributen* α_F^+, die von einer Attributmenge α durch eine Menge F von FDs funktional bestimmt werden.
- Mit Hilfe des Algorithmus *AttributeClosure*(F, κ) lässt sich überprüfen, ob κ einen Superschlüssel eines Schemas $\mathcal{R}$ hinsichtlich der FDs F darstellt. Wie?

Funktionale Abhängigkeiten

Äquivalenz von Mengen funktionaler Abhängigkeiten

Definition 6 (Überdeckung einer Menge von FDs)
Eine Menge funktionaler Abhängigkeiten F_1 überdeckt eine Menge funktionaler Abhängigkeiten F_2, falls jede FD aus F_2 Element in F_1^+ ist.

Definition 7 (Äquivalenz zweier Mengen von FDs)
Zwei Mengen F_1 und F_2 funktionaler Abhängigkeiten heißen äquivalent, in Zeichen $F_1 \equiv F_2$, falls sie die gleichen Hüllen besitzen, also falls $F_1^+ = F_2^+$ gilt.

Bemerkungen:

- Falls F_1 die Menge F_2 überdeckt, so kann jede FD in F_2 auch mittels F_1 abgeleitet werden.
- F_1 ist äquivalent zu F_2 genau dann, falls F_1 die Menge F_2 überdeckt und falls F_2 die Menge F_1 überdeckt.

Funktionale Abhängigkeiten

Minimale und kanonische Überdeckungen von FDs

Konsistenzprüfungen bei Datenbankmodifikationen oder beim Datenbankentwurf erfordern die Überprüfung der spezifizierten funktionalen Abhängigkeiten F.

➜ Hierfür interessiert die kleinstmögliche, zu F äquivalente Menge an FDs.

Funktionale Abhängigkeiten

Minimale und kanonische Überdeckungen von FDs

Konsistenzprüfungen bei Datenbankmodifikationen oder beim Datenbankentwurf erfordern die Überprüfung der spezifizierten funktionalen Abhängigkeiten F.

➜ Hierfür interessiert die kleinstmögliche, zu F äquivalente Menge an FDs.

Definition 8 (kanonische Überdeckung [Kemper/Eickler 2004]**)**
Zu einer gegebenen Menge F von FDs nennt man F_c eine kanonische Überdeckung, falls folgende Eigenschaften erfüllt sind:

1. $F_c \equiv F$ bzw. $F_c^+ = F^+$
2. Alle FDs $\alpha \rightarrow \beta$ in F_c sind linksreduziert
   (a) $\forall A \in \alpha : (F_c - \{\alpha \rightarrow \beta\}) \cup \{(\alpha - \{A\}) \rightarrow \beta\} \not\equiv F_c$

Funktionale Abhängigkeiten

Minimale und kanonische Überdeckungen von FDs

Konsistenzprüfungen bei Datenbankmodifikationen oder beim Datenbankentwurf erfordern die Überprüfung der spezifizierten funktionalen Abhängigkeiten F.

➜ Hierfür interessiert die kleinstmögliche, zu F äquivalente Menge an FDs.

Definition 8 (kanonische Überdeckung [Kemper/Eickler 2004]**)**
Zu einer gegebenen Menge F von FDs nennt man F_c eine kanonische Überdeckung, falls folgende Eigenschaften erfüllt sind:

1. $F_c \equiv F$ bzw. $F_c^+ = F^+$

2. Alle FDs $\alpha \rightarrow \beta$ in F_c sind linksreduziert und rechtsreduziert.

   (a) $\forall A \in \alpha : (F_c - \{\alpha \rightarrow \beta\}) \cup \{(\alpha - \{A\}) \rightarrow \beta\} \not\equiv F_c$

   (b) $\forall B \in \beta : (F_c - \{\alpha \rightarrow \beta\}) \cup \{\alpha \rightarrow (\beta - \{B\})\} \not\equiv F_c$

Funktionale Abhängigkeiten

Minimale und kanonische Überdeckungen von FDs

Konsistenzprüfungen bei Datenbankmodifikationen oder beim Datenbankentwurf erfordern die Überprüfung der spezifizierten funktionalen Abhängigkeiten F.

➜ Hierfür interessiert die kleinstmögliche, zu F äquivalente Menge an FDs.

Definition 8 (kanonische Überdeckung [Kemper/Eickler 2004]**)**
Zu einer gegebenen Menge F von FDs nennt man F_c eine kanonische Überdeckung, falls folgende Eigenschaften erfüllt sind:

1. $F_c \equiv F$ bzw. $F_c^+ = F^+$

2. Alle FDs $\alpha \rightarrow \beta$ in F_c sind linksreduziert und rechtsreduziert.

   (a) $\forall A \in \alpha : (F_c - \{\alpha \rightarrow \beta\}) \cup \{(\alpha - \{A\}) \rightarrow \beta\} \not\equiv F_c$

   (b) $\forall B \in \beta : (F_c - \{\alpha \rightarrow \beta\}) \cup \{\alpha \rightarrow (\beta - \{B\})\} \not\equiv F_c$

3. In F_c gibt es keine zwei FDs, die die gleiche linke Seite besitzen.

Funktionale Abhängigkeiten

Minimale und kanonische Überdeckungen von FDs

Aus einer gegebenen Menge F von FDs lässt sich eine kanonische Überdeckung wie folgt bestimmen.

1. Linksreduktion für jede FD $(\alpha \rightarrow \beta) \in F$.
   Falls $\beta \subseteq$ *AttributeClosure*$(F,\ \alpha - \{A\})$,
   dann ersetze $\alpha \rightarrow \beta$ durch $(\alpha - \{A\}) \rightarrow \beta$.

Funktionale Abhängigkeiten

Minimale und kanonische Überdeckungen von FDs

Aus einer gegebenen Menge F von FDs lässt sich eine kanonische Überdeckung wie folgt bestimmen.

1. Linksreduktion für jede FD $(\alpha \rightarrow \beta) \in F$.
   Falls $\beta \subseteq$ *AttributeClosure*$(F,\ \alpha - \{A\})$,
   dann ersetze $\alpha \rightarrow \beta$ durch $(\alpha - \{A\}) \rightarrow \beta$.

2. Rechtsreduktion für jede FD $(\alpha \rightarrow \beta) \in F$.
   Falls $B \in$ *AttributeClosure*$((F - \{\alpha \rightarrow \beta\}) \cup \{\alpha \rightarrow (\beta - \{B\})\},\ \alpha)$,
   dann ersetze $\alpha \rightarrow \beta$ durch $\alpha \rightarrow (\beta - \{B\})$.

Funktionale Abhängigkeiten

Minimale und kanonische Überdeckungen von FDs

Aus einer gegebenen Menge F von FDs lässt sich eine kanonische Überdeckung wie folgt bestimmen.

1. Linksreduktion für jede FD $(\alpha \rightarrow \beta) \in F$.
   Falls $\beta \subseteq$ *AttributeClosure*$(F,\ \alpha - \{A\})$,
   dann ersetze $\alpha \rightarrow \beta$ durch $(\alpha - \{A\}) \rightarrow \beta$.

2. Rechtsreduktion für jede FD $(\alpha \rightarrow \beta) \in F$.
   Falls $B \in$ *AttributeClosure*$((F - \{\alpha \rightarrow \beta\}) \cup \{\alpha \rightarrow (\beta - \{B\})\},\ \alpha)$,
   dann ersetze $\alpha \rightarrow \beta$ durch $\alpha \rightarrow (\beta - \{B\})$.

3. Löschen aller FDs der Form $(\alpha \rightarrow \emptyset) \in F$.

Funktionale Abhängigkeiten

Minimale und kanonische Überdeckungen von FDs

Aus einer gegebenen Menge F von FDs lässt sich eine kanonische Überdeckung wie folgt bestimmen.

1. Linksreduktion für jede FD $(\alpha \rightarrow \beta) \in F$.
   Falls $\beta \subseteq$ *AttributeClosure*$(F,\ \alpha - \{A\})$,
   dann ersetze $\alpha \rightarrow \beta$ durch $(\alpha - \{A\}) \rightarrow \beta$.

2. Rechtsreduktion für jede FD $(\alpha \rightarrow \beta) \in F$.
   Falls $B \in$ *AttributeClosure*$((F - \{\alpha \rightarrow \beta\}) \cup \{\alpha \rightarrow (\beta - \{B\})\},\ \alpha)$,
   dann ersetze $\alpha \rightarrow \beta$ durch $\alpha \rightarrow (\beta - \{B\})$.

3. Löschen aller FDs der Form $(\alpha \rightarrow \emptyset) \in F$.

4. Anwenden der Vereinigungsregel.
   Ersetze alle Regeln der Form $\alpha \rightarrow \beta_1, \ldots, \alpha \rightarrow \beta_n$ durch $\alpha \rightarrow \beta_1, \ldots, \beta_n$.

Bemerkungen:

- In einer kanonischen Überdeckung F_c einer Menge F von funktionalen Abhängigkeiten existieren keine funktionalen Abhängigkeiten mehr, die reduziert werden können, ohne dass die Äquivalenz $F_c \equiv F$ zerstört wird.
- Eine Linksreduktion entspricht einer Verstärkung einer funktionalen Abhängigkeit; eine Rechtsreduktion entspricht einer Abschwächung einer funktionalen Abhängigkeit.
- In [Elmasri/Navathe 2004] wird das Konzept der *minimalen Überdeckung* definiert und zu dessen Bestimmung ein vergleichbarer Algorithmus vorgestellt. Wesentlicher Unterschied zu der Definition von [Kemper/Eickler 2004] ist, dass statt eindeutiger linker Seiten aller FDs gefordert wird, dass die rechten Seiten aller FDs aus nur einem Attribut bestehen.

Normalformen

Die Normalisierung ist eine formales Werkzeug zur Analyse von Relationenschemata hinsichtlich ihrer funktionalen Abhängigkeiten und Primärschlüssel. Ziele sind:

1. die Minimierung von Redundanzen
2. die Minimierung von Einfüge-, Lösch- und Modifizierungsanomalien

Folgende Normalformen werden zunächst betrachtet:

- erste Normalform, 1NF
- zweite Normalform, 2NF
- dritte Normalform, 3NF
- Boyce-Codd-Normalform, BCNF

Bemerkungen:

- Die Normalform eines Schemas $\mathcal{R}$ bezieht sich immer auf die höchste Normalform, die $\mathcal{R}$ einhält.
- Die Herstellung von einer (hohen) Normalform ist kein hinreichendes Kriterium für ein gutes Datenbankdesign.

Normalformen

Erste Normalform

Ein Relationenschema ist in der ersten Normalform (1NF), wenn der Wertebereich (Domäne) eines Attributes nur atomare Werte enthält. Mengenwertige oder relationenwertige Attributdomänen sind nicht zulässig.

Beispielrelation, die nicht in erster Normalform ist:

Abteilung			
AbtName	AbtNr	ChefPersNr	AbtOrte
Forschung	5	3334	{Bellaire, Sugarland, Houston}
Verwaltung	4	9876	{Stafford}
Stab	1	8886	{Houston}

Normalformen

Erste Normalform

Ein Relationenschema ist in der ersten Normalform (1NF), wenn der Wertebereich (Domäne) eines Attributes nur atomare Werte enthält. Mengenwertige oder relationenwertige Attributdomänen sind nicht zulässig.

Beispielrelation, die nicht in erster Normalform ist:

Abteilung			
AbtName	AbtNr	ChefPersNr	AbtOrte
Forschung	5	3334	{Bellaire, Sugarland, Houston}
Verwaltung	4	9876	{Stafford}
Stab	1	8886	{Houston}

$\rightsquigarrow$

Abteilung			
AbtName	AbtNr	ChefPersNr	AbtOrt
Forschung	5	3334	Bellaire
Forschung	5	3334	Sugarland
Forschung	5	3334	Houston
Verwaltung	4	9876	Stafford
Stab	1	8886	Houston

Normalformen

Erste Normalform

Möglichkeiten zur Herstellung der ersten Normalform:

1. Einführung zusätzlicher Tupel für jeden Wert eines mehrwertigen Attributes.
   Nachteil: es wird Redundanz in die ursprüngliche Relation eingebracht

2. Entfernung des mehrwertigen Attributes aus der ursprünglichen Relation und Erzeugung eines weiteren Schemas zusammen mit dem Primärschlüssel der ursprünglichen Relation.

   Im Beispiel:

Abteilung		
AbtNr	AbtName	ChefPersNr

Standorte	
AbtNr	AbtOrt

Normalformen

Erste Normalform

Möglichkeiten zur Herstellung der ersten Normalform:

1. Einführung zusätzlicher Tupel für jeden Wert eines mehrwertigen Attributes. Nachteil: es wird Redundanz in die ursprüngliche Relation eingebracht

2. Entfernung des mehrwertigen Attributes aus der ursprünglichen Relation und Erzeugung eines weiteren Schemas zusammen mit dem Primärschlüssel der ursprünglichen Relation.

   Im Beispiel:

Abteilung		
AbtNr	AbtName	ChefPersNr

Standorte	
AbtNr	AbtOrt

3. Falls die Maximalzahl der Werte des mehrwertigen Attributes bekannt sind, Einführung entsprechend vieler atomarer Attribute. Nachteile:
   - es können viele Nullwerte eingeführt werden
   - fragwürdige Semantik einer Rangordnung unter diesen Attributen
   - die Formulierung von Anfragen gestaltet sich schwieriger

Normalformen

Zweite Normalform

Formulierung 1:

Sei $\mathcal{R}$ ein Relationenschema mit FDs F und den Kandidatenschlüsseln $\kappa_1, \ldots, \kappa_k$. $\mathcal{R}$ ist in zweiter Normalform (2NF), falls jedes Nicht-Schlüsselattribut $A \in \mathcal{R}$, d.h., $A \in (\mathcal{R} - (\kappa_1 \cup \ldots \cup \kappa_k))$, voll funktional abhängig von jedem Schlüssel $\kappa_1, \ldots, \kappa_k$ ist.

Normalformen

Zweite Normalform

Formulierung 1:

Sei $\mathcal{R}$ ein Relationenschema mit FDs F und den Kandidatenschlüsseln $\kappa_1, \ldots, \kappa_k$. $\mathcal{R}$ ist in zweiter Normalform (2NF), falls jedes Nicht-Schlüsselattribut $A \in \mathcal{R}$, d.h., $A \in (\mathcal{R} - (\kappa_1 \cup \ldots \cup \kappa_k))$, voll funktional abhängig von jedem Schlüssel $\kappa_1, \ldots, \kappa_k$ ist.

Formulierung 2:

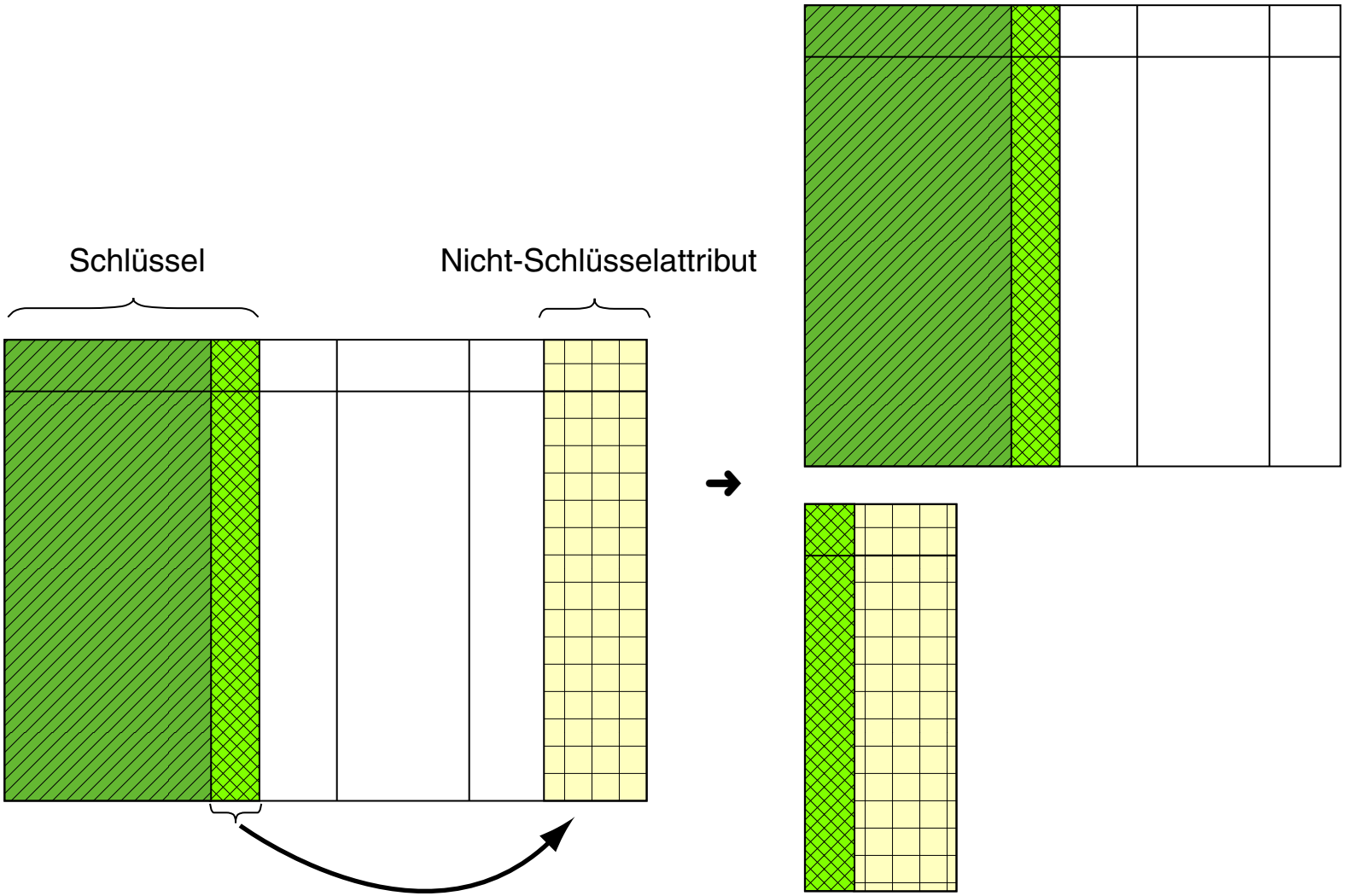
$\mathcal{R}$ ist in zweiter Normalform, falls keine partiellen Abhängigkeiten zwischen einem Schlüssel und Nicht-Schlüsselattributen existieren.

Formal:

$$\neg(\exists\kappa\exists\alpha\exists A : \kappa \in \{\kappa_1, \ldots, \kappa_k\} \ \wedge \ \alpha \subset \kappa \ \wedge \ A \in (\mathcal{R} - (\kappa_1 \cup \ldots \cup \kappa_k)) : \alpha \rightarrow A)$$

Normalformen

Zweite Normalform



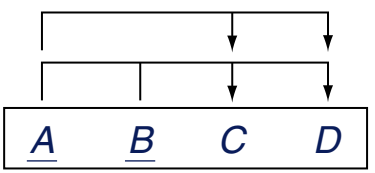
Normalformen

Zweite Normalform

Für ein Relationenschema $\mathcal{R}$ kann die zweite Normalform durch Zerlegung hergestellt werden: Elimination der rechten Seite der partiellen Abhängigkeit in $\mathcal{R}$. Erstellung eines weiteren Schemas bestehend aus den Attributen der partiellen Abhängigkeit.

Beispielrelation, die nicht in zweiter Normalform ist:

Studentenbelegung			
MatrNr	VorlNr	Name	Semester
26120	5001	Fichte	10
27550	5001	Schopenhauer	6
27550	4052	Schopenhauer	6
28106	5041	Carnap	3
28106	5052	Carnap	3
28106	5216	Carnap	3
28106	5259	Carnap	3



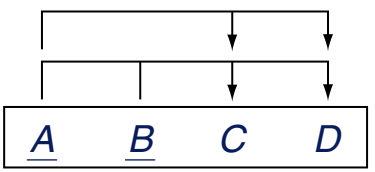
Normalformen

Zweite Normalform

Für ein Relationenschema $\mathcal{R}$ kann die zweite Normalform durch Zerlegung hergestellt werden: Elimination der rechten Seite der partiellen Abhängigkeit in $\mathcal{R}$. Erstellung eines weiteren Schemas bestehend aus den Attributen der partiellen Abhängigkeit.

Beispielrelation, die nicht in zweiter Normalform ist:

Studentenbelegung			
MatrNr	VorlNr	Name	Semester
26120	5001	Fichte	10
27550	5001	Schopenhauer	6
27550	4052	Schopenhauer	6
28106	5041	Carnap	3
28106	5052	Carnap	3
28106	5216	Carnap	3
28106	5259	Carnap	3



$\rightsquigarrow$

hoeren	
MatrNr	VorlNr

Studenten		
MatrNr	Name	Semester

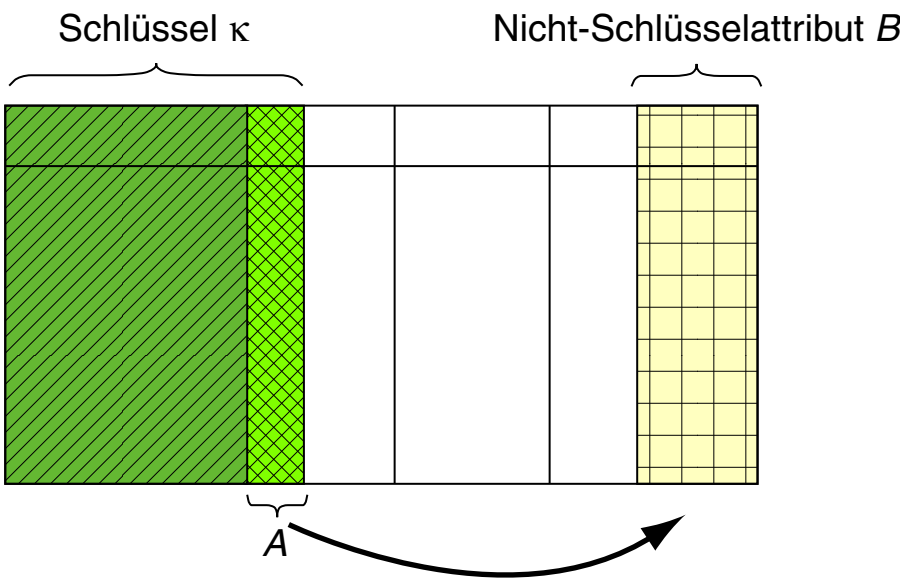
Bemerkungen:

- Im Beispiel gibt es neben den Schlüsselabhängigkeiten die FD MatrNr $\rightarrow \{\text{Name}, \text{Semester}\}$. Folgende Anomalien resultieren:
  1. Einfügeanomalie: Was macht man mit Studenten, die noch keine Vorlesung hören?
  2. Modifizierungsanomalie: Wenn Carnap ins vierte Semester kommt, müssen alle vier Tupel geändert werden.
  3. Löschanomalie: Was passiert, wenn Fichte ihre einzige Vorlesung absagt?
     Beachte, dass bei „VorlNr“ kein Nullwert eingetragen werden kann, weil es sich hierbei um ein Schlüsselattribut handelt. Also muss das Tupel – und mit ihm die Information über Fichte – aus der Relation gelöscht werden.
- NF2 ist nicht mit 2NF zu verwechseln. NF2 steht für *Non First* (NF) *Normal Form* (NF).

Normalformen

Zweite Normalform

Hängt ein Attribut B von einem Attribut A ab, wobei A Element des Schlüssels κ ist, so ist Redundanz unvermeidbar:

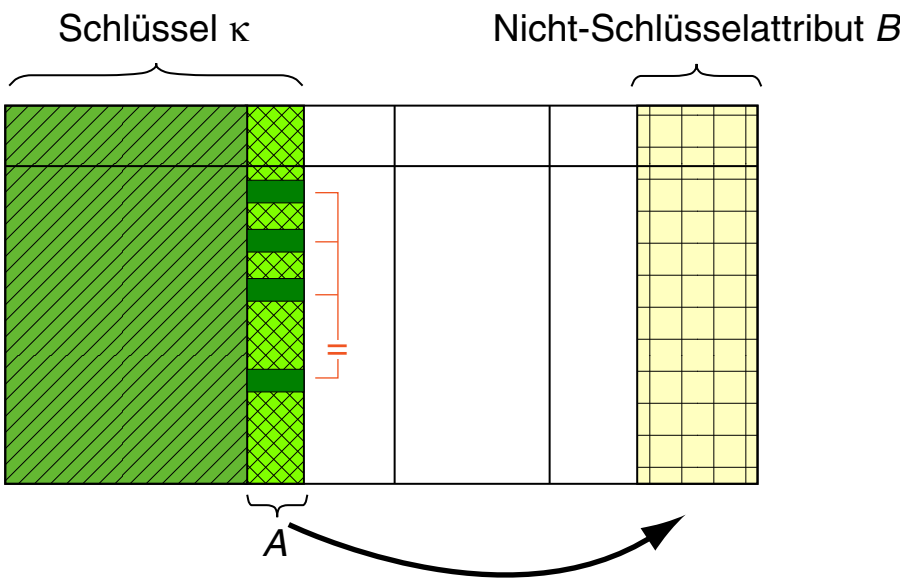


Normalformen

Zweite Normalform

Hängt ein Attribut B von einem Attribut A ab, wobei A Element des Schlüssels κ ist, so ist Redundanz unvermeidbar:

- A kann in mehreren Tupeln dieselbe Ausprägung besitzen, da A sonst Schlüssel wäre; laut Voraussetzung ist aber κ, $\kappa \supset \{A\}$, Schlüssel.

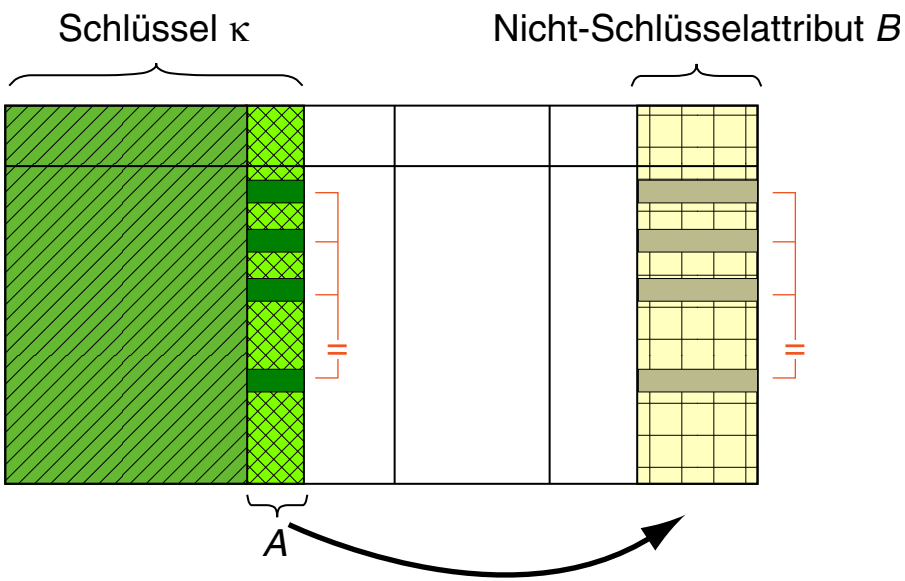


Normalformen

Zweite Normalform

Hängt ein Attribut B von einem Attribut A ab, wobei A Element des Schlüssels κ ist, so ist Redundanz unvermeidbar:

- A kann in mehreren Tupeln dieselbe Ausprägung besitzen, da A sonst Schlüssel wäre; laut Voraussetzung ist aber κ, $\kappa \supset \{A\}$, Schlüssel.
- Weiterhin gilt $A \rightarrow B$, und somit können in der Relation r Tupel t_1, t_2 mit $t_1(A, B) = t_2(A, B)$ existieren.



Normalformen

Dritte Normalform

Formulierung 1:

Ein Relationenschema $\mathcal{R}$ ist in dritter Normalform (3NF), wenn für jede nicht-triviale funktionale Abhängigkeit $\alpha \rightarrow A$, die für $\mathcal{R}$ gilt, mindestens eine der folgenden Bedingungen erfüllt ist:

1. α ist Superschlüssel von $\mathcal{R}$
2. A ist ein Primattribut von $\mathcal{R}$

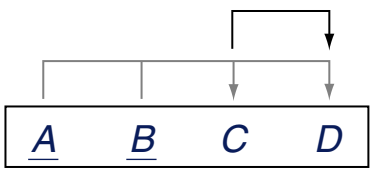
Normalformen

Dritte Normalform

Formulierung 2:

$\mathcal{R}$ ist in dritter Normalform, falls $\mathcal{R}$ in zweiter Normalform ist und keine transitiven Abhängigkeiten zwischen einem Schlüssel und Nicht-Schlüsselattributen existieren.

Eine funktionale Abhängigkeit $\alpha \rightarrow \beta$ ist eine transitive Abhängigkeit, falls es eine Menge γ von Attributen gibt, die weder Schlüssel noch Teilmenge eines Schlüssels in $\mathcal{R}$ ist, und für die $\alpha \rightarrow \gamma$ und $\gamma \rightarrow \beta$ gilt.



$\alpha = \{A, B\},\ \gamma = \{C\},\ \beta = \{D\}$

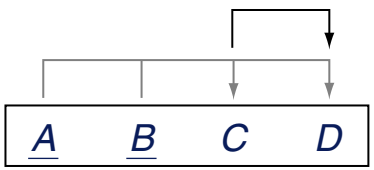
Normalformen

Dritte Normalform

Formulierung 2:

$\mathcal{R}$ ist in dritter Normalform, falls $\mathcal{R}$ in zweiter Normalform ist und keine transitiven Abhängigkeiten zwischen einem Schlüssel und Nicht-Schlüsselattributen existieren.

Eine funktionale Abhängigkeit $\alpha \rightarrow \beta$ ist eine transitive Abhängigkeit, falls es eine Menge γ von Attributen gibt, die weder Schlüssel noch Teilmenge eines Schlüssels in $\mathcal{R}$ ist, und für die $\alpha \rightarrow \gamma$ und $\gamma \rightarrow \beta$ gilt.



$\alpha = \{A, B\},\ \gamma = \{C\},\ \beta = \{D\}$

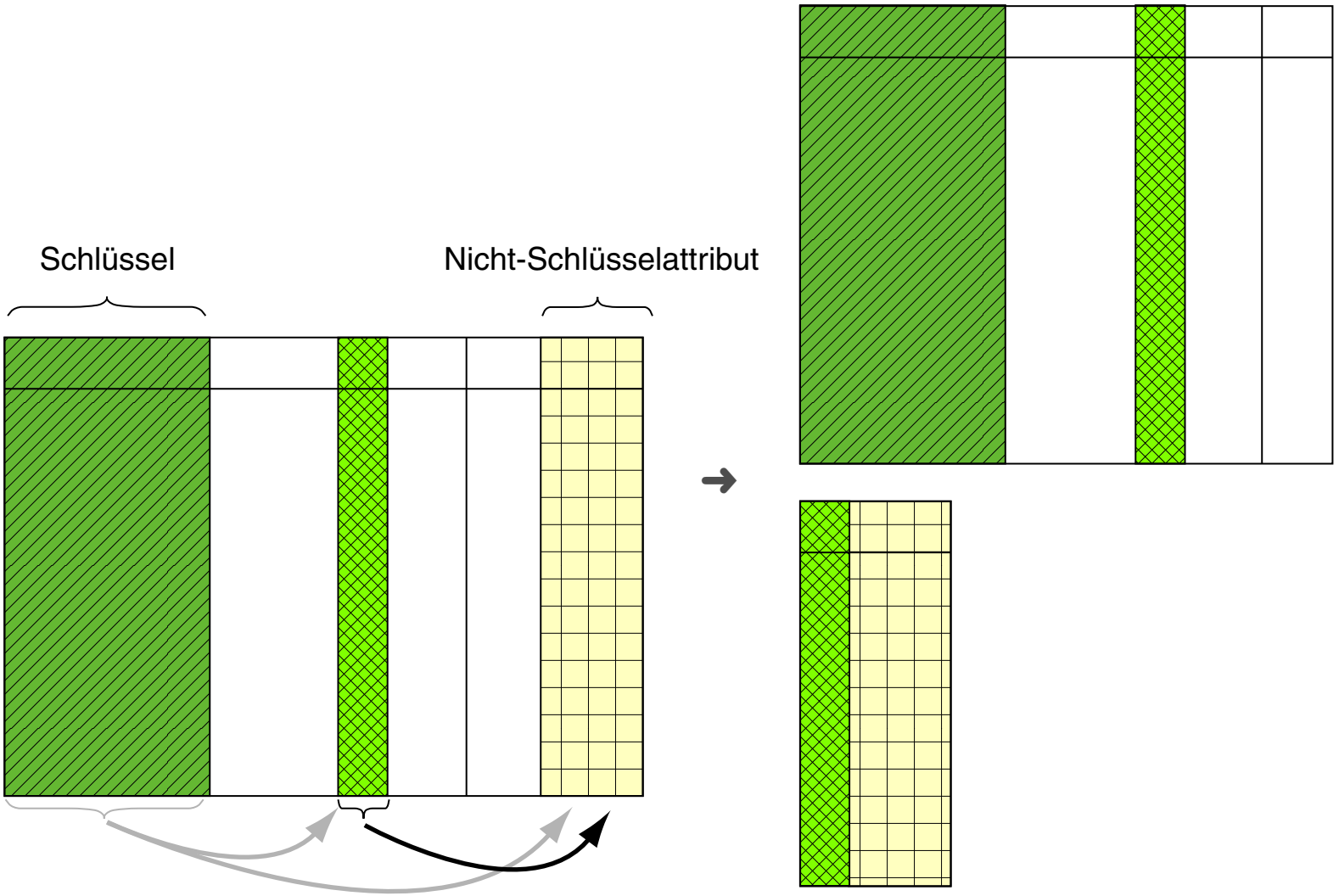
Formulierung 3:

$\mathcal{R}$ ist in dritter Normalform, falls $\mathcal{R}$ in zweiter Normalform ist und kein Nicht-Schlüsselattribut funktional von einer Menge anderer Nicht-Schlüsselattribute abhängt.

Vergleiche Formulierung 2: β hängt funktional von γ ab.

Normalformen

Dritte Normalform



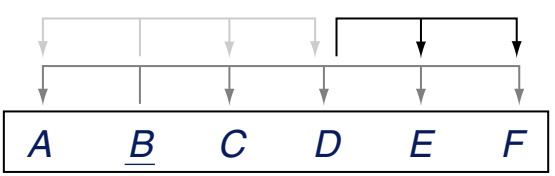
Normalformen

Dritte Normalform

Für ein Relationenschema $\mathcal{R}$ kann die dritte Normalform durch Zerlegung hergestellt werden: Elimination der transitiv abhängigen Attributmenge in $\mathcal{R}$. Erstellung eines weiteren Schemas bestehend aus der zwischengeschalteten Attributmenge und der transitiv abhängigen Attributmenge.

Beispielrelation, die nicht in dritter Normalform ist:

MitarbeiterAbteilung					
Name	PersNr	Wohnort	AbtNr	AbtName	ChefPersNr
Smith	1234	Weimar	5	Forschung	3334
Wong	3334	Köln	5	Forschung	3334
Zelaya	9998	Erfurt	4	Verwaltung	9876
Wallace	9876	Berlin	4	Verwaltung	9876



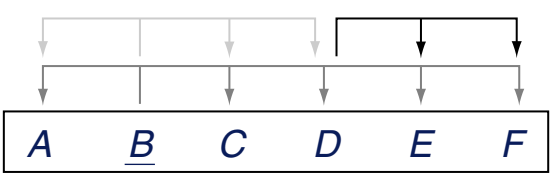
Normalformen

Dritte Normalform

Für ein Relationenschema $\mathcal{R}$ kann die dritte Normalform durch Zerlegung hergestellt werden: Elimination der transitiv abhängigen Attributmenge in $\mathcal{R}$. Erstellung eines weiteren Schemas bestehend aus der zwischengeschalteten Attributmenge und der transitiv abhängigen Attributmenge.

Beispielrelation, die nicht in dritter Normalform ist:

MitarbeiterAbteilung					
Name	PersNr	Wohnort	AbtNr	AbtName	ChefPersNr
Smith	1234	Weimar	5	Forschung	3334
Wong	3334	Köln	5	Forschung	3334
Zelaya	9998	Erfurt	4	Verwaltung	9876
Wallace	9876	Berlin	4	Verwaltung	9876



$\rightsquigarrow$

Mitarbeiter			
Name	PersNr	Wohnort	AbtNr

Abteilung		
AbtNr	AbtName	ChefPersNr

Bemerkungen:

- Im Beispiel gibt es neben den Schlüsselabhängigkeiten die FD AbtNr $\rightarrow \{\text{AbtName}, \text{ChefPersNr}\}$. „AbtName“ und „ChefPersNr“ hängen transitiv von „PersNr“ ab – mit der Folge, dass der Abteilungsname und die Chefpersonalnummer redundant gespeichert sind.
- Beachte, dass die Formulierungen 2 und 3 der dritten Normalform verlangen, dass das Relationenschema $\mathcal{R}$ schon in zweiter Normalform vorliegt.
- Die dritte Normalform wird verletzt, wenn ein Nicht-Schlüsselattribut einen Fakt zu einer Attributmenge darstellt, die keinen Schlüssel bildet. [Kent 1983]
  - In der Formulierung 2 der dritten Normalform stellt β einen Fakt zu γ dar.
  - Im Beispiel stellen „Abteilungsname“ und „Chefpersonalnummer“ Fakten zur „Abteilungsnummer“ dar.

Normalformen

Boyce-Codd-Normalform [dritte Normalform]

Formulierung 1:

Ein Relationenschema $\mathcal{R}$ ist in Boyce-Codd-Normalform (BCNF), wenn für jede nicht-triviale funktionale Abhängigkeit $\alpha \rightarrow A$, die für $\mathcal{R}$ gilt, folgende Bedingung erfüllt ist:

- α ist Superschlüssel von $\mathcal{R}$.

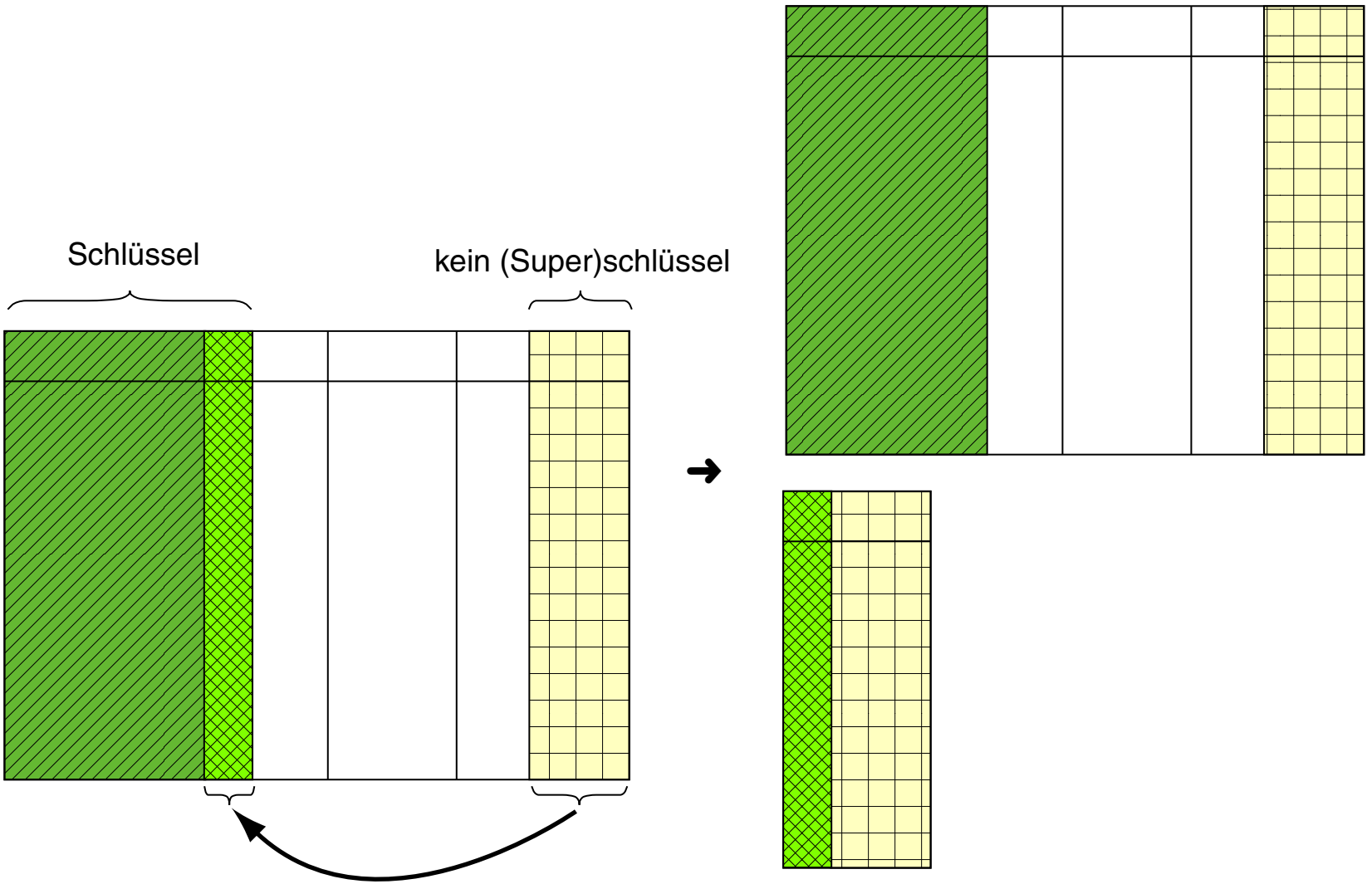
Formulierung 2:

$\mathcal{R}$ ist in Boyce-Codd-Normalform, falls $\mathcal{R}$ in zweiter Normalform ist und keine transitiven Abhängigkeiten zwischen einem Schlüssel und *anderen Attributen* existieren.

Vergleiche Formulierung 2 für 3NF: „. . . und Nicht-Schlüsselattributen existieren.“

Normalformen

Boyce-Codd-Normalform [dritte Normalform]



Normalformen

Boyce-Codd-Normalform

Für ein Relationenschema $\mathcal{R}$ kann die Boyce-Codd-Normalform durch Zerlegung hergestellt werden: Elimination der abhängigen Attributmenge in $\mathcal{R}$. Erstellung eines weiteren Schemas bestehend aus den Attributen der funktionalen Abhängigkeit.

Beispielrelation, die nicht in BCNF ist:

Grundstuecke			
SteuerNr A	Landkreis B	GrundstNr C	GrundstGroesse D

FDs: $A \rightarrow BCD$ (A ist Superschlüssel)
$BC \rightarrow AD$ (BC ist Superschlüssel)
$D \rightarrow B$ (D ist kein Superschlüssel $\rightsquigarrow$ $D \rightarrow B$ unerwünschte FD)

Normalformen

Boyce-Codd-Normalform

Für ein Relationenschema $\mathcal{R}$ kann die Boyce-Codd-Normalform durch Zerlegung hergestellt werden: Elimination der abhängigen Attributmenge in $\mathcal{R}$. Erstellung eines weiteren Schemas bestehend aus den Attributen der funktionalen Abhängigkeit.

Beispielrelation, die nicht in BCNF ist:

Grundstuecke			
SteuerNr A	Landkreis B	GrundstNr C	GrundstGroesse D

FDs: $A \rightarrow BCD$ (A ist Superschlüssel)
$BC \rightarrow AD$ (BC ist Superschlüssel)
$D \rightarrow B$ (D ist kein Superschlüssel $\leadsto$ $D \rightarrow B$ unerwünschte FD)

$\leadsto$

Grundstuecke1		
SteuerNr A	GrundstNr C	GrundstGroesse D

Grundstuecke2	
Landkreis B	GrundstGroesse D

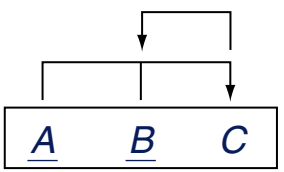
FDs: $A \rightarrow CD$
$\not{B}\ \not{C} \not\rightarrow \not{A}\ \not{D}$ (verlorene FD)
$D \rightarrow B$

Bemerkungen:

- Im Beispiel gibt es die beiden Schlüssel {SteuerNr} und {Landkreis, GrundstNr} und die FD GrundstGroesse $\rightarrow$ Landkreis.
  Die Relation „Grundstuecke“ ist nicht in BCNF: „GrundstGroesse“ ist kein Superschlüssel bzw. „Landkreis“ ist transitiv abhängig von „SteuerNr“.
  Bei der Zerlegung in die Schemata „Grundstuecke1“ und „Grundstuecke2“ geht die FD $\{\text{Landkreis}, \text{GrundstNr}\} \rightarrow \{\text{SteuerNr}, \text{GrundstGroesse}\}$ verloren.
- Die Definition der Boyce-Codd-Normalform ist eine Vereinfachung der Definition der dritten Normalform, stellt aber eine strengere Forderung dar. D.h., ein Relationenschema in BCNF ist gleichzeitig in 3NF, aber nicht jedes Relationenschema in 3NF ist auch in BCNF:

$$\text{BCNF} \Rightarrow \text{3NF}$$

- Stellt man die BCNF für ein Relationenschema her, das bislang nicht in BCNF ist, so gehen zwangsläufig Abhängigkeiten verloren, weil die linke Seite von mindestens einer FD zerschnitten wird. Kleinstes Relationenschema, das nicht in BCNF ist:



- BCNF in a nutshell: “Each field must represent a fact about the key, the whole key and nothing but the key.” [Kent 1983]

Normalformen

Minimalität

Normalformen vermeiden Redundanz innerhalb einer Relation $\mathcal{R}$.

Redundanz kann aber auch *global* in einem Datenbankschema $\boldsymbol{\mathcal{R}} = \{\mathcal{R}_1, \ldots, \mathcal{R}_p\}$ entstehen, obwohl alle Relationenschemata $\mathcal{R}_i$ eine hohe Normalform erfüllen.

Beispiel:

(a) $\boldsymbol{\mathcal{R}}_1 = \{\{\underline{A}, B\}, \{\underline{B}, C\}\}$

(b) $\boldsymbol{\mathcal{R}}_2 = \{\{\underline{A}, B\}, \{\underline{B}, C\}, \{\underline{A}, C\}\}$

- $\boldsymbol{\mathcal{R}}_1$ und $\boldsymbol{\mathcal{R}}_2$ sind in dritter Normalform. Die Redundanz in $\boldsymbol{\mathcal{R}}_2$ kann jedoch zu Inkonsistenzen durch Update-Anomalien führen.

Die Forderung nach Minimalität bedeutet, dass von einer Menge von Datenbankschemata $\boldsymbol{\mathcal{R}}_1, \boldsymbol{\mathcal{R}}_2, \ldots, \boldsymbol{\mathcal{R}}_p$, deren Relationen in der gewünschten Normalform sind, dasjenige Schema $\boldsymbol{\mathcal{R}}^*$ gewählt wird, für das gilt:

$$|\boldsymbol{\mathcal{R}}^*| \leq |\boldsymbol{\mathcal{R}}_i|, \quad i = 1, \ldots, p$$

Kapitel DB:VII (Fortsetzung)

Dekompositionseigenschaften von Relationen

Top-Down- versus Bottom-Up-Datenbankentwurf

Top-Down:

- Anforderungsanalyse
- Erstellung eines konzeptuellen Schemas/Modells in einem „High-Level-Modell“, zum Beispiel im EER-Modell.
- Abbildung des konzeptuellen Modells auf eine Menge von Relationen.
- Verfeinerung des relationalen Modells.

Bottom-Up:

- Festlegung einer Menge funktionaler Abhängigkeiten
- Synthetisierung von Relationenschemata, für die bestimmte formale Eigenschaften garantiert werden können.

Bemerkungen:

- Die Top-Down-Herangehensweise wird auch als „Design by Analysis“ bezeichnet.
- Die Bottom-Up-Herangehensweise als „Design by Synthesis“ bezeichnet.

Dekompositionseigenschaften von Relationen

Unterscheidung des formalen Instrumentariums

1. Eigenschaften einzelner Relationen – insbesondere:
   (a) Einhaltung einer bestimmten Normalform

2. Dekompositionseigenschaften – insbesondere:
   (a) Abhängigkeitserhaltung *(Dependency Preservation)*
   (b) verlustlose Zerlegung bzw. Verlustlosigkeit *(Lossless Join Property)*

Bemerkungen:

- Die Theorie der Normalformen ist im Zusammenhang mit beiden Entwurfsparadigmen (Top-Down, Bottom-Up) nützlich.
- Wiederholung: Die Herstellung von einer (hohen) Normalform ist kein hinreichendes Kriterium für ein gutes Datenbankdesign.
- In [Heuer/Saake 2000] werden die Dekompositionseigenschaften als Transformationseigenschaften, die Abhängigkeitserhaltung als Abhängigkeitstreue und die verlustlose Zerlegung als Verbundtreue bezeichnet.

Dekompositionseigenschaften von Relationen

Universalrelation und Dekomposition

Definition 9 (Universalrelation)
Die Universalrelation – genauer: das Universalrelationenschema – zu einer Datenbank entsteht durch Zusammenfassung aller in der Datenbank vorhandenen Attribute in einem einzigen relationalen Schema $\mathcal{R}$.

Definition 10 (Dekomposition eines Relationenschemas)
Sei $\mathcal{R}$ ein Relationenschema. Die Aufteilung von $\mathcal{R}$ in eine Menge $\boldsymbol{\mathcal{R}} = \{\mathcal{R}_1, \ldots, \mathcal{R}_m\}$ von Relationenschemata heißt Dekomposition oder Zerlegung von $\mathcal{R}$.

Attributerhaltung:

Die Eigenschaft der Attributerhaltung einer Dekomposition $\boldsymbol{\mathcal{R}}$ von $\mathcal{R}$ fordert, dass jedes Attribut von $\mathcal{R}$ in mindestens einem Relationenschema $\mathcal{R}_i$, $\mathcal{R}_i \in \boldsymbol{\mathcal{R}}$, auftaucht:

$$\bigcup_{i=1}^{m} \mathcal{R}_i = \mathcal{R}$$

Dekompositionseigenschaften von Relationen

Abhängigkeitserhaltung

Eine Zerlegung von $\mathcal{R}$ mit zugehörigen funktionalen Abhängigkeiten F in die Relationenschemata $\mathcal{R}_1, \ldots, \mathcal{R}_m$ sollte so sein, dass die Überprüfung aller FD $(\alpha \rightarrow \beta) \in F$ *lokal* auf den $\mathcal{R}_i$ erfolgen kann. Man muss also keinen Join durchführen, um dann auf der verbundenen Relation die Abhängigkeiten zu prüfen.

Das heißt, jede FD $(\alpha \rightarrow \beta) \in F$

- kommt entweder direkt in einem $\mathcal{R}_i$ vor oder
- kann mit Hilfe der Inferenzregeln abgeleitet werden.

Dekompositionseigenschaften von Relationen

Abhängigkeitserhaltung

Eine Zerlegung von $\mathcal{R}$ mit zugehörigen funktionalen Abhängigkeiten F in die Relationenschemata $\mathcal{R}_1, \ldots, \mathcal{R}_m$ sollte so sein, dass die Überprüfung aller FD $(\alpha \rightarrow \beta) \in F$ *lokal* auf den $\mathcal{R}_i$ erfolgen kann. Man muss also keinen Join durchführen, um dann auf der verbundenen Relation die Abhängigkeiten zu prüfen.

Das heißt, jede FD $(\alpha \rightarrow \beta) \in F$

- kommt entweder direkt in einem $\mathcal{R}_i$ vor oder
- kann mit Hilfe der Inferenzregeln abgeleitet werden.

Definition 11 (Einschränkung von FDs, Abhängigkeitserhaltung)
Sei $\mathcal{R}$ ein Relationenschema mit zugehörigen funktionalen Abhängigkeiten F und $\mathcal{R}_i \subseteq \mathcal{R}$. Die Einschränkung von F auf $\mathcal{R}_i$, in Zeichen: $F_{\mathcal{R}_i}$, ist die Menge von Abhängigkeiten $(\alpha \rightarrow \beta) \in F^+$ für die $(\alpha \cup \beta) \subseteq \mathcal{R}_i$ gilt.

Dekompositionseigenschaften von Relationen

Abhängigkeitserhaltung

Eine Zerlegung von $\mathcal{R}$ mit zugehörigen funktionalen Abhängigkeiten F in die Relationenschemata $\mathcal{R}_1, \ldots, \mathcal{R}_m$ sollte so sein, dass die Überprüfung aller FD $(\alpha \rightarrow \beta) \in F$ *lokal* auf den $\mathcal{R}_i$ erfolgen kann. Man muss also keinen Join durchführen, um dann auf der verbundenen Relation die Abhängigkeiten zu prüfen.

Das heißt, jede FD $(\alpha \rightarrow \beta) \in F$

- kommt entweder direkt in einem $\mathcal{R}_i$ vor oder
- kann mit Hilfe der Inferenzregeln abgeleitet werden.

Definition 11 (Einschränkung von FDs, Abhängigkeitserhaltung)
Sei $\mathcal{R}$ ein Relationenschema mit zugehörigen funktionalen Abhängigkeiten F und $\mathcal{R}_i \subseteq \mathcal{R}$. Die Einschränkung von F auf $\mathcal{R}_i$, in Zeichen: $F_{\mathcal{R}_i}$, ist die Menge von Abhängigkeiten $(\alpha \rightarrow \beta) \in F^+$ für die $(\alpha \cup \beta) \subseteq \mathcal{R}_i$ gilt.

Eine Dekomposition $\boldsymbol{\mathcal{R}} = \{\mathcal{R}_1, \ldots, \mathcal{R}_m\}$ von $\mathcal{R}$ ist abhängigkeitserhaltend hinsichtlich F, wenn gilt:

$$F \equiv F_{\mathcal{R}_1} \cup \ldots \cup F_{\mathcal{R}_m} \quad \text{bzw.} \quad F^+ = (F_{\mathcal{R}_1} \cup \ldots \cup F_{\mathcal{R}_m})^+$$

Bemerkungen:

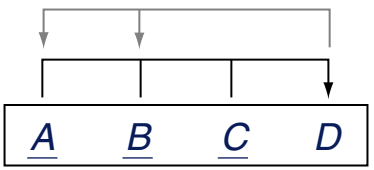
- Abhängigkeitserhaltung garantiert die effiziente Überprüfung von funktionalen Abhängigkeiten. Abhängigkeitserhaltung erfordert, dass bei der Dekomposition eines Relationenschemas keine linke Seite einer FD zerschnitten wird.
- Eine abhängigkeitserhaltende Dekomposition wird auch *hüllentreue* Dekomposition genannt.
- Für ein Relationenschema $\mathcal{R}$ kann immer eine abhängigkeitserhaltende Dekomposition $\boldsymbol{\mathcal{R}} = \{\mathcal{R}_1, \ldots, \mathcal{R}_m\}$ gefunden werden, so dass jedes $\mathcal{R}_i$, $\mathcal{R}_i \in \boldsymbol{\mathcal{R}}$, in 3NF ist. Es kann nicht immer eine Dekomposition gefunden werden, die alle Abhängigkeiten erhält und bei der jedes $\mathcal{R}_i$ in BCNF ist.

Dekompositionseigenschaften von Relationen

Abhängigkeitserhaltung: Beispiel

PLZverzeichnis			
Ort	BLand	Strasse	PLZ
Frankfurt	Hessen	Goethestrasse	60313
Frankfurt	Hessen	Schillerstrasse	60437
Frankfurt	Brandenburg	Goethestrasse	15234

$\{\text{PLZ}\} \rightarrow \{\text{Ort}, \text{BLand}\}$
$\{\text{Ort}, \text{BLand}, \text{Strasse}\} \rightarrow \{\text{PLZ}\}$

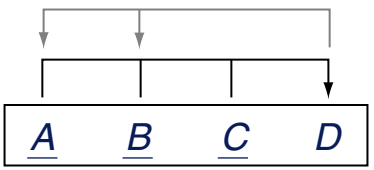


Dekompositionseigenschaften von Relationen

Abhängigkeitserhaltung: Beispiel

PLZverzeichnis			
Ort	BLand	Strasse	PLZ
Frankfurt	Hessen	Goethestrasse	60313
Frankfurt	Hessen	Schillerstrasse	60437
Frankfurt	Brandenburg	Goethestrasse	15234

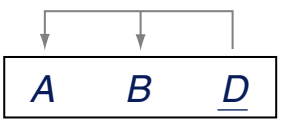
$\{\text{PLZ}\} \rightarrow \{\text{Ort}, \text{BLand}\}$
$\{\text{Ort}, \text{BLand}, \text{Strasse}\} \rightarrow \{\text{PLZ}\}$



Durch folgende Zerlegung geht die FD $\{\text{Ort}, \text{BLand}, \text{Strasse}\} \rightarrow \{\text{PLZ}\}$ verloren:

Orte		
Ort	BLand	PLZ
Frankfurt	Hessen	60313
Frankfurt	Hessen	60437
Frankfurt	Brandenburg	15234

Strassen	
Strasse	PLZ
Goethestrasse	60313
Schillerstrasse	60473
Goethestrasse	15234

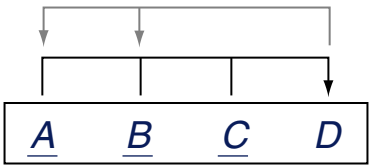


Dekompositionseigenschaften von Relationen

Abhängigkeitserhaltung: Beispiel

PLZverzeichnis			
Ort	BLand	Strasse	PLZ
Frankfurt	Hessen	Goethestrasse	60313
Frankfurt	Hessen	Schillerstrasse	60437
Frankfurt	Brandenburg	Goethestrasse	15234

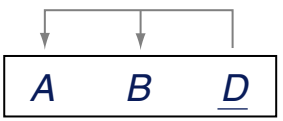
$\{\text{PLZ}\} \rightarrow \{\text{Ort}, \text{BLand}\}$
$\{\text{Ort}, \text{BLand}, \text{Strasse}\} \rightarrow \{\text{PLZ}\}$



Durch folgende Zerlegung geht die FD $\{\text{Ort}, \text{BLand}, \text{Strasse}\} \rightarrow \{\text{PLZ}\}$ verloren:

Orte		
Ort	BLand	PLZ
Frankfurt	Hessen	60313
Frankfurt	Hessen	60437
Frankfurt	Brandenburg	15234

Strassen	
Strasse	PLZ
Goethestrasse	60313
Schillerstrasse	60473
Goethestrasse	15234



Lokal konsistentes Update der Relationen:

Orte		
Ort	BLand	PLZ
Frankfurt	Hessen	60313
Frankfurt	Hessen	60437
Frankfurt	Brandenburg	15234
Frankfurt	Brandenburg	15235

Strassen	
Strasse	PLZ
Goethestrasse	60313
Schillerstrasse	60473
Goethestrasse	15234
Goethestrasse	15235

Bemerkungen:

- Die Zerlegung ist nicht abhängigkeitserhaltend. Die Verletzung der FD $\{\text{Ort}, \text{BLand}, \text{Strasse}\} \rightarrow \{\text{PLZ}\}$ ist erst nach einem Join (Join-Attribut ist „PLZ“) erkennbar. Obwohl $\{\text{Ort}, \text{BLand}, \text{Strasse}\}$ Schlüssel sein sollte, existieren nach einem Join u.a. folgende Tupel:

  (Frankfurt, Brandenburg, Goethestrasse, 15234)

  $\neq$

  (Frankfurt, Brandenburg, Goethestrasse, 15235)

- Das Relationenschema „Strassen“ enthält nur noch triviale Abhängigkeiten; der Schlüssel von „Strassen“ besteht deshalb aus der Menge aller Attribute des Schemas.
- Vorgriff: Weil $\{\text{PLZ}\}$ einen Schlüssel in einer der beiden neuen Relationen darstellt, ist die Zerlegung verlustlos.

Dekompositionseigenschaften von Relationen

Verlustlose Zerlegung bzw. Verbundtreue

Eine Zerlegung von $\mathcal{R}$ mit zugehörigen funktionalen Abhängigkeiten F in die Relationenschemata $\mathcal{R}_1, \ldots, \mathcal{R}_m$ sollte so sein, dass die in einer Ausprägung r des Relationenschemas $\mathcal{R}$ enthaltene Information aus den Ausprägungen $r_1, \ldots, r_m$ der Relationenschemata $\mathcal{R}_1, \ldots, \mathcal{R}_m$ konstruierbar ist.

Definition 12 (verlustlose Zerlegung)
Sei $\mathcal{R}$ ein Relationenschema mit zugehörigen funktionalen Abhängigkeiten F. Eine Zerlegung $\boldsymbol{\mathcal{R}} = \{\mathcal{R}_1, \ldots, \mathcal{R}_m\}$ von $\mathcal{R}$ ist verlustlos bzw. verbundtreu hinsichtlich F, wenn für jede Ausprägung r des Relationenschemas $\mathcal{R}$, die F erfüllt, gilt:

$$r = \pi_{\mathcal{R}_1}(r) \bowtie \ldots \bowtie \pi_{\mathcal{R}_m}(r)$$

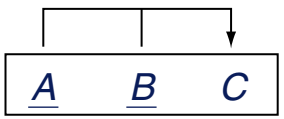
Bemerkungen:

- Eine Zerlegung ist dann nicht verlustlos, wenn nach dem Join zusätzliche *(spurious)* Tupel entstanden sind. Zusätzliche Tupel bedeuten einen Informationsverlust, weil durch sie eindeutige Zuordnungen verloren gegangen sind.
- Oft ist es ausreichend, sich bei der Dekomposition von $\mathcal{R}$ auf den binären Fall zu beschränken. Es gilt nämlich: Ist $\{\mathcal{R}_1, \ldots, \mathcal{R}_m\}$ eine verlustlose Zerlegung von $\mathcal{R}$ hinsichtlich F und ist $\{\mathcal{R}_{i_1}, \ldots, \mathcal{R}_{i_k}\}$ eine verlustlose Zerlegung von $\mathcal{R}_i$ hinsichtlich $F_{\mathcal{R}_i}$, so ist auch $\{\mathcal{R}_1, \ldots, \mathcal{R}_{i-1}, \mathcal{R}_{i_1}, \ldots, \mathcal{R}_{i_k}, \mathcal{R}_{i+1}, \ldots, \mathcal{R}_m\}$ eine verlustlose Zerlegung von $\mathcal{R}$ hinsichtlich F.

Dekompositionseigenschaften von Relationen

Verlustlose Zerlegung: Beispiel

Biertrinker		
Kneipe	Gast	Bier
Kowalski	Kemper	Pils
Kowalski	Eickler	Hefeweizen
Innsteg	Kemper	Hefeweizen



Zerlegung in die Relationenschemata „Besucht“ und „Trinkt“ :

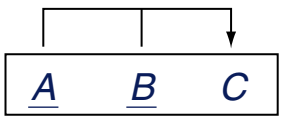
Besucht	
Kneipe	Gast
Kowalski	Kemper
Kowalski	Eickler
Innsteg	Kemper

Trinkt	
Gast	Bier
Kemper	Pils
Eickler	Hefeweizen
Kemper	Hefeweizen

Dekompositionseigenschaften von Relationen

Verlustlose Zerlegung: Beispiel

Biertrinker		
Kneipe	Gast	Bier
Kowalski	Kemper	Pils
Kowalski	Eickler	Hefeweizen
Innsteg	Kemper	Hefeweizen



Zerlegung in die Relationenschemata „Besucht“ und „Trinkt“ :

Besucht	
Kneipe	Gast
Kowalski	Kemper
Kowalski	Eickler
Innsteg	Kemper

Trinkt	
Gast	Bier
Kemper	Pils
Eickler	Hefeweizen
Kemper	Hefeweizen

Die Bildung des natürlichen Verbundes zeigt, dass die Assoziation von Biersorten und Gästen relativ zur Kneipe verloren gegangen ist:

Besucht	
Kneipe	Gast
Kowalski	Kemper
Kowalski	Eickler
Innsteg	Kemper

$\bowtie$

Trinkt	
Gast	Bier
Kemper	Pils
Eickler	Hefeweizen
Kemper	Hefeweizen

$\rightsquigarrow$

Besucht $\bowtie$ Trinkt			
Kneipe	Gast	Bier	
Kowalski	Kemper	Pils	
Kowalski	Kemper	Hefeweizen	$\star$
Kowalski	Eickler	Hefeweizen	
Innsteg	Kemper	Pils	$\star$
Innsteg	Kemper	Hefeweizen	

Bemerkungen:

- Im Beispiel gilt nur die FD $\{\text{Kneipe}, \text{Gast}\} \rightarrow \{\text{Bier}\}$.
- Die Existenz von einer der folgenden FDs würde Verlustlosigkeit garantieren:
  $\{\text{Gast}\} \rightarrow \{\text{Bier}\}$, $\{\text{Gast}\} \rightarrow \{\text{Kneipe}\}$

Dekompositionseigenschaften von Relationen

Verlustlose Zerlegung (Fortsetzung)

Formulierung 1:

Eine Zerlegung von $\mathcal{R}$ mit zugehörigen funktionalen Abhängigkeiten F in die Relationenschemata $\mathcal{R}_1$ und $\mathcal{R}_2$ ist verlustlos, wenn mindestens eine der folgenden Bedingungen gilt:

- $((\mathcal{R}_1 \cap \mathcal{R}_2) \rightarrow \mathcal{R}_1) \in F^+$
- $((\mathcal{R}_1 \cap \mathcal{R}_2) \rightarrow \mathcal{R}_2) \in F^+$

Dekompositionseigenschaften von Relationen

Verlustlose Zerlegung (Fortsetzung)

Formulierung 1:

Eine Zerlegung von $\mathcal{R}$ mit zugehörigen funktionalen Abhängigkeiten F in die Relationenschemata $\mathcal{R}_1$ und $\mathcal{R}_2$ ist verlustlos, wenn mindestens eine der folgenden Bedingungen gilt:

- $((\mathcal{R}_1 \cap \mathcal{R}_2) \rightarrow \mathcal{R}_1) \in F^+$
- $((\mathcal{R}_1 \cap \mathcal{R}_2) \rightarrow \mathcal{R}_2) \in F^+$

Formulierung 2:

Sei $\mathcal{R} = \alpha \cup \beta \cup \gamma$, $\mathcal{R}_1 = \alpha \cup \beta$, und $\mathcal{R}_2 = \alpha \cup \gamma$ mit paarweisen disjunkten Attributmengen α, β und γ. Eine Zerlegung von $\mathcal{R}$ mit zugehörigen funktionalen Abhängigkeiten F in die Relationenschemata $\mathcal{R}_1$ und $\mathcal{R}_2$ ist verlustlos, wenn mindestens eine der folgenden Bedingungen gilt:

- $\beta \subseteq$ *AttributeClosure*(F, α)
- $\gamma \subseteq$ *AttributeClosure*(F, α)

Bemerkungen:

- Die Attributmenge im Schnitt der beiden Relationenschemata, $\mathcal{R}_1 \cap \mathcal{R}_2$, bestimmt mindestens *eines* der beiden Relationenschemata funktional, ist also Schlüssel für eines der beiden Relationenschemata. Das macht auch den Zusammenhang zur Verlustlosigkeit klar: Zu jeder Schlüsselausprägung gibt es höchstens *ein* Tupel, und somit besteht keine Möglichkeit, bei einem Join zusätzliche (= falsche) Tupel dazu zu kombinieren.

Relationale Dekomposition

Algorithm: RelDecomposition

Input: $\mathcal{R}$. Universalrelation.
F. Menge funktionaler Abhängigkeiten für $\mathcal{R}$.

Output: $\boldsymbol{\mathcal{R}}$. Verlustlose Zerlegung von $\mathcal{R}$ mit Schemata in BCNF.

1. $\boldsymbol{\mathcal{R}} = \{\mathcal{R}\}$
2. **WHILE** $\exists \mathcal{R}' : (\mathcal{R}' \in \boldsymbol{\mathcal{R}} \ \wedge \ \mathcal{R}'$ not in BCNF$)$ **DO**
3. Find FD $(\alpha \rightarrow \beta) \in F_{\boldsymbol{\mathcal{R}'}}$ that violates BCNF
4. Decompose $\mathcal{R}'$ into $\mathcal{R}'_1 = \mathcal{R}' - \beta$ and $\mathcal{R}'_2 = \alpha \cup \beta$
5. $\boldsymbol{\mathcal{R}} = (\boldsymbol{\mathcal{R}} - \{\mathcal{R}'\}) \ \cup \ \{\mathcal{R}'_1, \mathcal{R}'_2\}$
6. **ENDDO**
7. **RETURN**$(\boldsymbol{\mathcal{R}})$

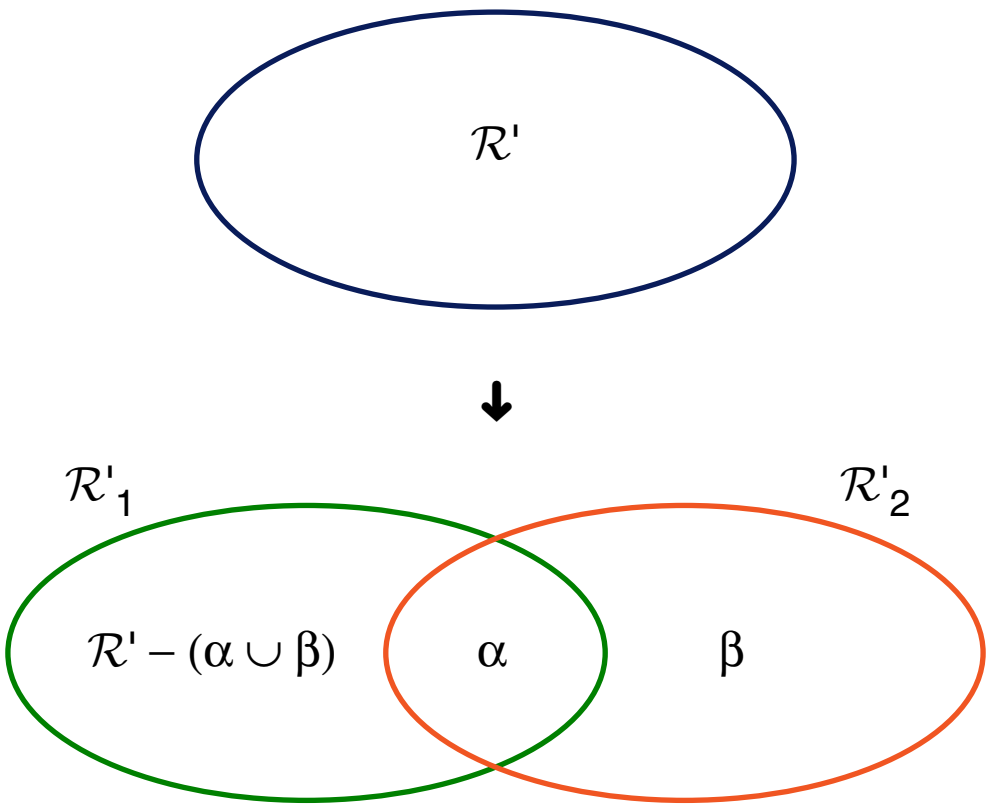
Vergleiche Schritt 5 mit der Illustration der Boyce-Codd-Normalform.

Bemerkungen:

- Schritt 3. Wie man eine BCNF-verletzende FD in der While-Schleife findet: Ist ein Relationenschema $\mathcal{R}'$ nicht in BCNF, so existiert in $\mathcal{R}'$ eine FD $\alpha \rightarrow \beta$ mit $\alpha \cap \beta = \emptyset$ und $\alpha \not\rightarrow \mathcal{R}'$.
- Schritt 4. Die Dekomposition garantiert Verlustlosigkeit: $\mathcal{R}'_1 \cap \mathcal{R}'_2 = \alpha$ mit $\alpha \rightarrow \mathcal{R}'_2$
- Eine durch den Algorithmus RelDecomposition erzeugte Dekomposition ist nicht notwendigerweise abhängigkeitserhaltend.

Relationale Dekomposition

Illustration der Zerlegung eines Relationenschemas $\mathcal{R}'$ in die Schemata $\mathcal{R}'_1$ und $\mathcal{R}'_2$ entlang der funktionalen Abhängigkeit $\alpha \rightarrow \beta$:



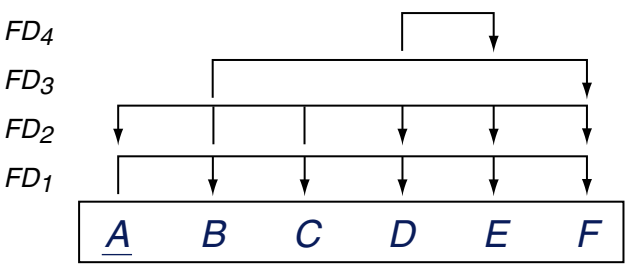
[Kemper/Eickler 2004]

Relationale Dekomposition

Beispiel:

- $\mathcal{R}_{\text{Grundstuecke}} = \{\underline{\text{SteuerNr}}, \text{Landkreis}, \text{GrundstNr}, \text{GrundstGroesse}, \text{Preis}, \text{Steuersatz}\}$
- FD_1 ergibt sich aus dem Schlüssel.
- FD_2: $\{\text{Landkreis}, \text{GrundstNr}\} \rightarrow \{\text{SteuerNr}, \text{GrundstGroesse}, \text{Preis}, \text{Steuersatz}\}$
- FD_3: $\{\text{Landkreis}\} \rightarrow \{\text{Steuersatz}\}$
- FD_4: $\{\text{GrundstGroesse}\} \rightarrow \{\text{Preis}\}$

Grunstuecke					
SteuerNr	Landkreis	GrundstNr	GrundstGroesse	Preis	Steuersatz



$\rightsquigarrow$ *TAFEL*

Relationale Synthese

Algorithm: RelSynthesis

Input: $\mathcal{R}$. Universalrelation.
F. Menge funktionaler Abhängigkeiten für $\mathcal{R}$.

Output: $\boldsymbol{\mathcal{R}}$. Verlustlose und *abhängigkeitserhaltende* Zerlegung von $\mathcal{R}$ mit Schemata in 3NF.

1. $\boldsymbol{\mathcal{R}} = \emptyset$
2. `Determine a` canonical cover F_c `of` F
3.
4.
5.
6.
7.
8.
9.
10.
11.
12. **RETURN**$(\boldsymbol{\mathcal{R}})$

Relationale Synthese

Algorithm: RelSynthesis

Input: $\mathcal{R}$. Universalrelation.
F. Menge funktionaler Abhängigkeiten für $\mathcal{R}$.

Output: $\boldsymbol{\mathcal{R}}$. Verlustlose und *abhängigkeitserhaltende* Zerlegung von $\mathcal{R}$ mit Schemata in 3NF.

1. $\boldsymbol{\mathcal{R}} = \emptyset$
2. Determine a canonical cover F_c of F
3. **FOREACH** $(\alpha \rightarrow \beta) \in F_c$ **DO**
4. Synthesize $\mathcal{R}_\alpha = \alpha \cup \beta$, $\boldsymbol{\mathcal{R}} = \boldsymbol{\mathcal{R}} \cup \{\mathcal{R}_\alpha\}$
5. $F_\alpha = \{(\alpha' \rightarrow \beta') \in F_c \mid (\alpha' \cup \beta') \subseteq \mathcal{R}_\alpha\}$
6. **ENDDO**
7.
8.
9.
10.
11.
12. **RETURN**$(\boldsymbol{\mathcal{R}})$

Relationale Synthese

Algorithm: RelSynthesis

Input: $\mathcal{R}$. Universalrelation.
F. Menge funktionaler Abhängigkeiten für $\mathcal{R}$.

Output: $\boldsymbol{\mathcal{R}}$. Verlustlose und *abhängigkeitserhaltende* Zerlegung von $\mathcal{R}$ mit Schemata in 3NF.

1. $\boldsymbol{\mathcal{R}} = \emptyset$
2. Determine a canonical cover F_c of F
3. **FOREACH** $(\alpha \rightarrow \beta) \in F_c$ **DO**
4. Synthesize $\mathcal{R}_\alpha = \alpha \cup \beta$, $\boldsymbol{\mathcal{R}} = \boldsymbol{\mathcal{R}} \cup \{\mathcal{R}_\alpha\}$
5. $F_\alpha = \{(\alpha' \rightarrow \beta') \in F_c \mid (\alpha' \cup \beta') \subseteq \mathcal{R}_\alpha\}$
6. **ENDDO**
7. **IF** $\nexists \alpha : ((\alpha \rightarrow \beta) \in F_c$ with $\alpha \rightarrow \mathcal{R})$ **THEN**
8. Determine a candidate key $\kappa \subseteq \mathcal{R}$
9. $\mathcal{R}_\kappa = \kappa$, $\boldsymbol{\mathcal{R}} = \boldsymbol{\mathcal{R}} \cup \{\mathcal{R}_\kappa\}$, $F_\kappa = \emptyset$
10. **ENDIF**
11.
12. **RETURN**$(\boldsymbol{\mathcal{R}})$

Relationale Synthese

Algorithm: RelSynthesis

Input: $\mathcal{R}$. Universalrelation.
F. Menge funktionaler Abhängigkeiten für $\mathcal{R}$.

Output: $\boldsymbol{\mathcal{R}}$. Verlustlose und *abhängigkeitserhaltende* Zerlegung von $\mathcal{R}$ mit Schemata in 3NF.

1. $\boldsymbol{\mathcal{R}} = \emptyset$
2. Determine a canonical cover F_c of F
3. **FOREACH** $(\alpha \rightarrow \beta) \in F_c$ **DO**
4. Synthesize $\mathcal{R}_\alpha = \alpha \cup \beta$, $\boldsymbol{\mathcal{R}} = \boldsymbol{\mathcal{R}} \cup \{\mathcal{R}_\alpha\}$
5. $F_\alpha = \{(\alpha' \rightarrow \beta') \in F_c \mid (\alpha' \cup \beta') \subseteq \mathcal{R}_\alpha\}$
6. **ENDDO**
7. **IF** $\nexists \alpha : ((\alpha \rightarrow \beta) \in F_c$ with $\alpha \rightarrow \mathcal{R})$ **THEN**
8. Determine a candidate key $\kappa \subseteq \mathcal{R}$
9. $\mathcal{R}_\kappa = \kappa$, $\boldsymbol{\mathcal{R}} = \boldsymbol{\mathcal{R}} \cup \{\mathcal{R}_\kappa\}$, $F_\kappa = \emptyset$
10. **ENDIF**
11. **FOREACH** $\mathcal{R}_\alpha, \mathcal{R}_{\alpha'} \in \boldsymbol{\mathcal{R}}$ **DO** **IF** $\mathcal{R}_\alpha \subseteq \mathcal{R}_{\alpha'}$ **THEN** $\boldsymbol{\mathcal{R}} = \boldsymbol{\mathcal{R}} - \{\mathcal{R}_\alpha\}$
12. **RETURN**$(\boldsymbol{\mathcal{R}})$

Bemerkungen:

- Schritt 2. Bestimmung einer kanonischen Überdeckung für die Menge der funktionalen Abhängigkeiten.
- Schritt 3-6. Synthetisierung der Relationenschemata; diese befinden sich – per Konstruktion mittels kanonischer Überdeckung – in 3NF.
- Schritt 7-10. Überprüfung, ob eines der generierten Relationenschemata einen Schlüssel für die Universalrelation enthält. Falls nicht, ist ein solcher Schlüssel zu bestimmen und ein aus den Schlüsselattributen bestehendes Relationenschema hinzu zunehmen.
- Schritt 11. Eliminierung von subsummierten Relationenschemata.

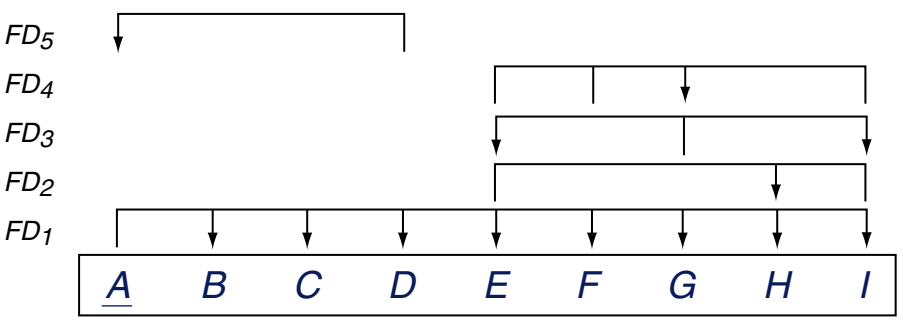
- Es stellt sich u.a. die Frage, wie wertvoll die Eigenschaft der Verlustlosigkeit ist [Heuer/Saake 2000] :
  - Muss sich die Universalrelation rekonstruieren lassen bzw. hat sie eine aus der Anwendung stammende zwingende Semantik?
  - Ist der natürliche Verbund als Rekonstruktionsoperator das Maß aller Dinge?

Relationale Synthese

Beispiel:

- $\mathcal{R}_{\text{MitarbeiterAdr}} = \{\underline{\text{PersNr}}, \text{Name}, \text{Gehaltsstufe}, \text{Raum}, \text{Ort}, \text{Strasse}, \text{PLZ}, \text{Vorwahl}, \text{BLand}\}$
- FD_1 ergibt sich aus dem Schlüssel.
- FD_2: $\{\text{Ort}, \text{BLand}\} \rightarrow \{\text{Vorwahl}\}$
- FD_3: $\{\text{PLZ}\} \rightarrow \{\text{BLand}, \text{Ort}\}$
- FD_4: $\{\text{Ort}, \text{BLand}, \text{Strasse}\} \rightarrow \{\text{PLZ}\}$
- FD_5: $\{\text{Raum}\} \rightarrow \{\text{PersNr}\}$

MitarbeiterAdr								
PersNr	Name	Gehaltsstufe	Raum	Ort	Strasse	PLZ	Vorwahl	BLand



$\rightsquigarrow$ *TAFEL*

Mehrwertige Abhängigkeiten

Definition 13 (mehrwertig abhängig)

Sei $\mathcal{R}$ ein relationales Schema und gelte $\alpha, \beta, \gamma \subseteq \mathcal{R}$ mit $\alpha \cup \beta \cup \gamma = \mathcal{R}$. Dann ist β mehrwertig abhängig von α, in Zeichen: $\alpha \twoheadrightarrow \beta$, wenn in jeder gültigen Ausprägung von $\mathcal{R}$ gilt: Für jedes Paar von Tupeln, t_1, t_2, mit $t_1(\alpha) = t_2(\alpha)$ existieren zwei weitere Tupel t_3 und t_4 mit folgenden Eigenschaften:

$$
\begin{aligned}
t_1(\alpha) = t_2(\alpha) &= t_3(\alpha) = t_4(\alpha) \\
t_1(\beta) &= t_3(\beta) \\
t_2(\beta) &= t_4(\beta) \\
t_1(\gamma) &= t_4(\gamma) \\
t_2(\gamma) &= t_3(\gamma)
\end{aligned}
$$

Mehrwertige Abhängigkeiten

Definition 13 (mehrwertig abhängig)

Sei $\mathcal{R}$ ein relationales Schema und gelte $\alpha, \beta, \gamma \subseteq \mathcal{R}$ mit $\alpha \cup \beta \cup \gamma = \mathcal{R}$. Dann ist β mehrwertig abhängig von α, in Zeichen: $\alpha \twoheadrightarrow \beta$, wenn in jeder gültigen Ausprägung von $\mathcal{R}$ gilt: Für jedes Paar von Tupeln, t_1, t_2, mit $t_1(\alpha) = t_2(\alpha)$ existieren zwei weitere Tupel t_3 und t_4 mit folgenden Eigenschaften:

$$
\begin{aligned}
t_1(\alpha) = t_2(\alpha) = t_3(\alpha) &= t_4(\alpha) \\
t_1(\beta) &= t_3(\beta) \\
t_2(\beta) &= t_4(\beta) \\
t_1(\gamma) &= t_4(\gamma) \\
t_2(\gamma) &= t_3(\gamma)
\end{aligned}
$$

Alternative Darstellung (gleiche Farbe entspricht gleichem Wert) [Beispiel]:

$t_1(\alpha)$	$t_1(\beta)$	$t_1(\gamma)$
$t_3(\alpha)$	$t_3(\beta)$	$t_3(\gamma)$
$t_4(\alpha)$	$t_4(\beta)$	$t_4(\gamma)$
$t_2(\alpha)$	$t_2(\beta)$	$t_2(\gamma)$

Bemerkungen:

- Ist β mehrwertig abhängig von α, so kann man in der zugehörigen Relation r bei je zwei Tupeln, die den gleichen α-Wert haben, die β-Werte vertauschen und es gilt, dass die resultierenden Tupel auch in r enthalten sind.
- Mehrwertige Abhängigkeiten *(Multivalued Dependency, MVD)* stellen eine Verallgemeinerung funktionaler Abhängigkeiten (FDs) dar. Die linke Seite einer MVD bestimmt für ihre rechte Seite eine *Menge* von Werten (Stichwort: mehrwertig). Es gilt:

  $$\alpha \rightarrow \beta \quad \Rightarrow \quad \alpha \twoheadrightarrow \beta$$

  Eine FD ist eine MVD, bei der höchstens eine Ausprägung von β mit je einer Ausprägung von α verknüpft ist.
- Eine MVD kann immer dann entstehen, wenn zwei unabhängige 1:N-Beziehungen in *einer* Relation kombiniert werden. Die Beziehungen können als orthogonal zueinander (= unabhängig voneinander) verstanden werden.
- Aus der Symmetrie der Definition folgt auch die *Komplementregel*:

  $$\alpha \twoheadrightarrow \beta \quad \Rightarrow \quad \alpha \twoheadrightarrow \gamma$$

Mehrwertige Abhängigkeiten

Beispiel:

Faehigkeiten		
PersNr	Sprache	ProgSprache
3002	griechisch	C
3002	lateinisch	Pascal
3002	griechisch	Pascal
3002	lateinisch	C
3005	deutsch	Java

- In dieser Relation gelten die MVDs $\{\text{PersNr}\} \twoheadrightarrow \{\text{Sprache}\}$ und $\{\text{PersNr}\} \twoheadrightarrow \{\text{ProgSprache}\}$.
- Die Attributmenge $\{\text{PersNr}, \text{Sprache}, \text{ProgSprache}\}$ bildet den Schlüssel; die Relation ist also in BCNF.

Mehrwertige Abhängigkeiten

Sei $\mathcal{R}$ ein relationales Schema und gelte $\alpha, \beta, \gamma \subseteq \mathcal{R}$ mit $\alpha \cup \beta \cup \gamma = \mathcal{R}$ und sei r eine Auprägung von $\mathcal{R}$.

Semantisch drückt eine mehrwertige Abhängigkeit die Unabhängigkeit der Attributmengen β und γ voneinander in der Relation r aus: pro α-Wert bildet das kartesische Produkt der β- und γ-Werte die Menge der $\beta\gamma$-Werte für α:

$$\alpha \twoheadrightarrow \beta$$

$$\Leftrightarrow$$

$$\forall a \in \{t(\alpha) \mid t \in r\} : \quad \pi_\beta \times \pi_\gamma = \pi_{\beta\gamma}$$

Mehrwertige Abhängigkeiten

Sei $\mathcal{R}$ ein relationales Schema und gelte $\alpha, \beta, \gamma \subseteq \mathcal{R}$ mit $\alpha \cup \beta \cup \gamma = \mathcal{R}$ und sei r eine Auprägung von $\mathcal{R}$.

Semantisch drückt eine mehrwertige Abhängigkeit die Unabhängigkeit der Attributmengen β und γ voneinander in der Relation r aus: pro α-Wert bildet das kartesische Produkt der β- und γ-Werte die Menge der $\beta\gamma$-Werte für α:

$$\alpha \twoheadrightarrow \beta$$

$$\Leftrightarrow$$

$$\forall a \in \{t(\alpha) \mid t \in r\} : \quad \pi_\beta(\sigma_{\alpha=a}(r)) \times \pi_\gamma(\sigma_{\alpha=a}(r)) \;=\; \pi_{\beta\gamma}(\sigma_{\alpha=a}(r))$$

Mehrwertige Abhängigkeiten

Sei $\mathcal{R}$ ein relationales Schema und gelte $\alpha, \beta, \gamma \subseteq \mathcal{R}$ mit $\alpha \cup \beta \cup \gamma = \mathcal{R}$ und sei r eine Auprägung von $\mathcal{R}$.

Semantisch drückt eine mehrwertige Abhängigkeit die Unabhängigkeit der Attributmengen β und γ voneinander in der Relation r aus: pro α-Wert bildet das kartesische Produkt der β- und γ-Werte die Menge der $\beta\gamma$-Werte für α:

$$\alpha \twoheadrightarrow \beta$$
$$\Leftrightarrow$$
$$\forall a \in \{t(\alpha) \mid t \in r\} : \quad \pi_\beta(\sigma_{\alpha=a}(r)) \times \pi_\gamma(\sigma_{\alpha=a}(r)) \;=\; \pi_{\beta\gamma}(\sigma_{\alpha=a}(r))$$

Alternative Formulierung für den Spezialfall $|\alpha| = |\beta| = |\gamma| = 1$:

Wenn $\{b_1, \ldots, b_k\}$ und $\{c_1, \ldots, c_l\}$ die β- bzw. γ-Werte für einen bestimmten α-Wert a in einer Relation r sind, so muss r auch die folgenden $k \cdot l$ Tripel enthalten:

$$\{a\} \times \{b_1, \ldots, b_k\} \times \{c_1, \ldots, c_l\}$$

Bemerkungen:

- Immer wenn zwei Tupel mit gleichem α-Wert und verschiedenem β-Wert existieren, so müssen auch Tupel existieren, die für diesen α-Wert und jeden β-Wert alle Kombinationen von γ-Werten beinhalten.
- Man nennt mehrwertige Abhängigkeiten auch „tupelgenerierende“ Abhängigkeiten: eine Relationenausprägung kann bei Verletzung einer MVD durch das Einfügen zusätzlicher Tupel in einen Zustand überführt werden, der die MVD erfüllt.

Mehrwertige Abhängigkeiten

Vierte Normalform

Definition 14 (triviale MVD)

Sei $\mathcal{R}$ ein relationales Schema, $\alpha \cup \beta \subseteq \mathcal{R}$. Eine MVD $\alpha \twoheadrightarrow \beta$ ist trivial hinsichtlich $\mathcal{R}$, falls jede mögliche Ausprägung r von $\mathcal{R}$ diese MVD erfüllt.

Mehrwertige Abhängigkeiten

Vierte Normalform

Definition 14 (triviale MVD)
Sei $\mathcal{R}$ ein relationales Schema, $\alpha \cup \beta \subseteq \mathcal{R}$. Eine MVD $\alpha \twoheadrightarrow \beta$ ist trivial hinsichtlich $\mathcal{R}$, falls jede mögliche Ausprägung r von $\mathcal{R}$ diese MVD erfüllt.

Ein Relationenschema $\mathcal{R}$ mit zugehöriger Menge F von funktionalen und mehrwertigen Abhängigkeiten ist in vierter Normalform (4NF), wenn für jede MVD $(\alpha \twoheadrightarrow \beta) \in F^+$ mindestens eine der folgenden Bedingungen erfüllt ist:

- die MVD ist trivial
- α ist Superschlüssel von $\mathcal{R}$

Mehrwertige Abhängigkeiten

Vierte Normalform

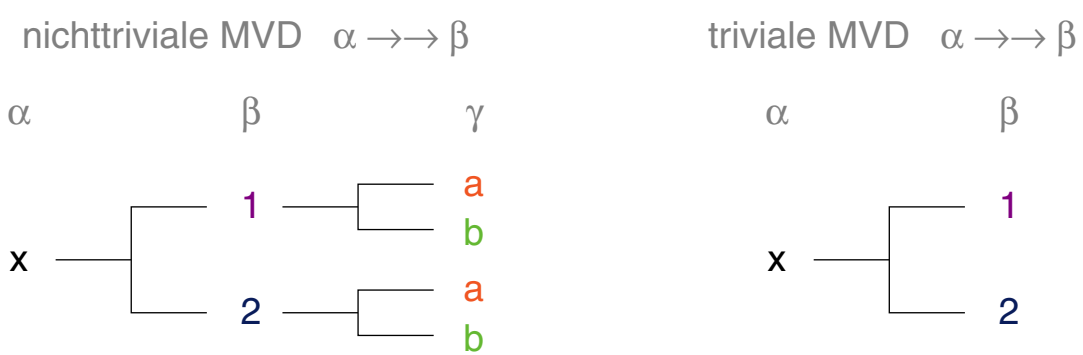
Definition 14 (triviale MVD)

Sei $\mathcal{R}$ ein relationales Schema, $\alpha \cup \beta \subseteq \mathcal{R}$. Eine MVD $\alpha \twoheadrightarrow \beta$ ist trivial hinsichtlich $\mathcal{R}$, falls jede mögliche Ausprägung r von $\mathcal{R}$ diese MVD erfüllt.

Ein Relationenschema $\mathcal{R}$ mit zugehöriger Menge F von funktionalen und mehrwertigen Abhängigkeiten ist in vierter Normalform (4NF), wenn für jede MVD $(\alpha \twoheadrightarrow \beta) \in F^+$ mindestens eine der folgenden Bedingungen erfüllt ist:

- die MVD ist trivial
- α ist Superschlüssel von $\mathcal{R}$

Beispiel [Definition]:



Bemerkungen:

- Man kann zeigen, dass $\alpha \twoheadrightarrow \beta$ genau dann trivial ist, wenn $\beta \subseteq \alpha$ oder wenn $\beta = \mathcal{R} - \alpha$ gilt.
- Bei Relationen in der vierten Normalform wird die durch mehrwertige Abhängigkeiten verursachte Redundanz ausgeschlossen: Relationen in 4NF enthalten keine zwei voneinander unabhängigen, mehrwertigen Fakten.
- Die vierte Normalform erreicht man durch Elimination der rechten Seite einer der beiden mehrwertigen Abhängigkeiten. Der eliminierte Teil bildet zusammen mit der linken Seite der MVD eine neue Relation.
- Die vierte Normalform ist eine Verschärfung der Boyce-Codd-Normalform.

Mehrwertige Abhängigkeiten

Verlustlose Zerlegung

Eine Zerlegung von $\mathcal{R}$ mit zugehörigen funktionalen und mehrwertigen Abhängigkeiten F in die Relationenschemata $\mathcal{R}_1$ und $\mathcal{R}_2$ ist genau dann verlustlos, wenn mindestens eine der folgenden Bedingungen gilt:

- $((\mathcal{R}_1 \cap \mathcal{R}_2) \twoheadrightarrow \mathcal{R}_1) \in F^+$
- $((\mathcal{R}_1 \cap \mathcal{R}_2) \twoheadrightarrow \mathcal{R}_2) \in F^+$

Mehrwertige Abhängigkeiten

Verlustlose Zerlegung

Eine Zerlegung von $\mathcal{R}$ mit zugehörigen funktionalen und mehrwertigen Abhängigkeiten F in die Relationenschemata $\mathcal{R}_1$ und $\mathcal{R}_2$ ist genau dann verlustlos, wenn mindestens eine der folgenden Bedingungen gilt:

- $((\mathcal{R}_1 \cap \mathcal{R}_2) \twoheadrightarrow \mathcal{R}_1) \in F^+$
- $((\mathcal{R}_1 \cap \mathcal{R}_2) \twoheadrightarrow \mathcal{R}_2) \in F^+$

Beispiel (Fortsetzung):

Faehigkeiten		
PersNr	Sprache	ProgSprache
3002	griechisch	C
3002	lateinisch	Pascal
3002	griechisch	Pascal
3002	lateinisch	C
3005	deutsch	Java

$\rightsquigarrow$

Sprachen	
PersNr	Sprache
3002	griechisch
3002	lateinisch
3005	deutsch

ProgSprachen	
PersNr	ProgSprache
3002	C
3002	Pascal
3005	Java

Die Zerlegung in die Relationenschemata „Sprachen“ und „ProgSprachen“ ist verlustlos:

$$\text{Faehigkeiten} = \pi_{\text{PersNr,Sprache}}(\text{Faehigkeiten}) \bowtie \pi_{\text{PersNr,ProgSprache}}(\text{Faehigkeiten})$$

Mehrwertige Abhängigkeiten

Relationale Dekomposition

Algorithm: RelDecompositionMVD

Input: $\mathcal{R}$. Universalrelation.
F. Menge funktionaler Abhängigkeiten für $\mathcal{R}$.

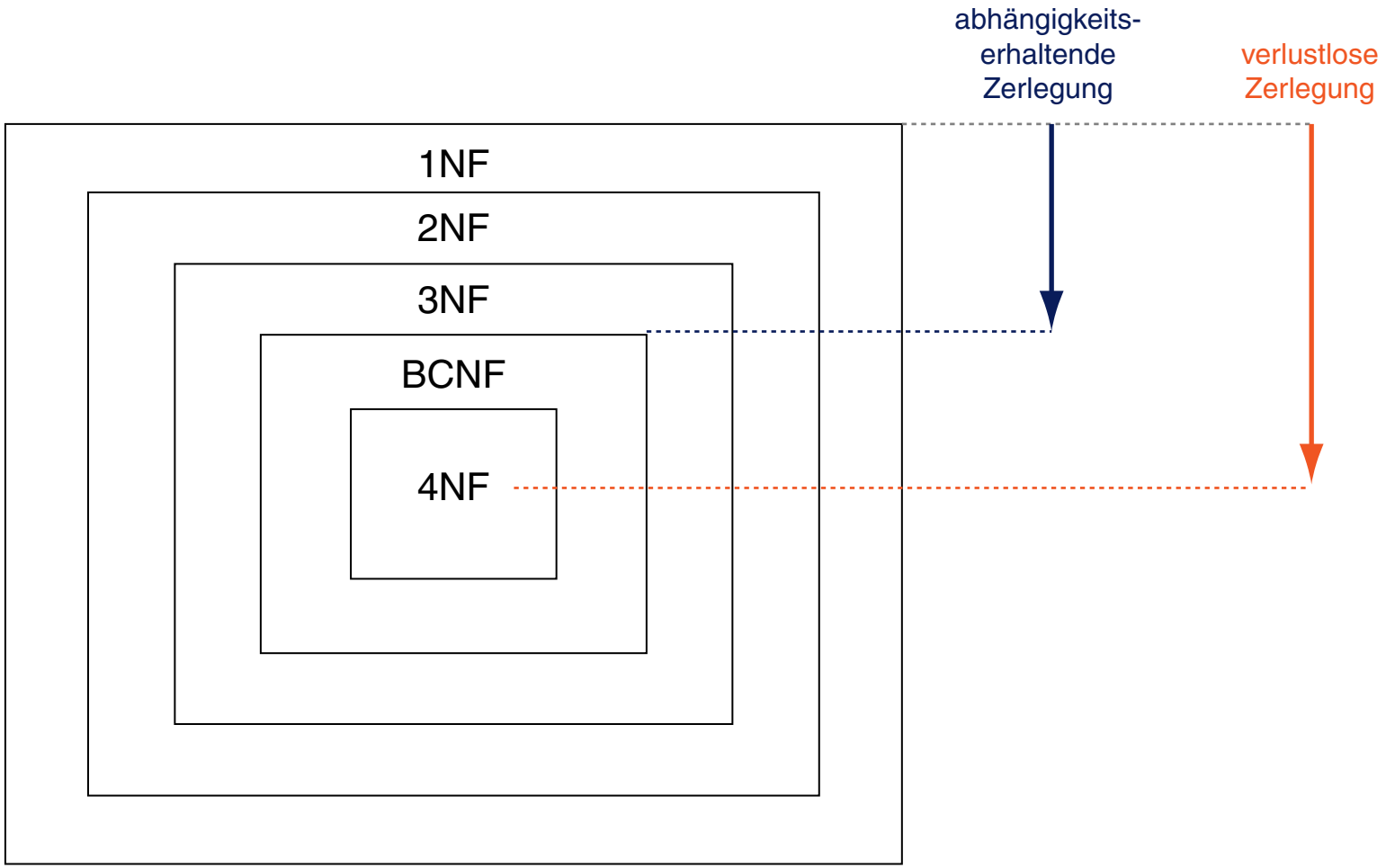
Output: $\boldsymbol{\mathcal{R}}$. Verlustlose Zerlegung von $\mathcal{R}$ mit Schemata in 4NF.

1. $\boldsymbol{\mathcal{R}} = \{\mathcal{R}\}$
2. **WHILE** $\exists \mathcal{R}' : (\mathcal{R}' \in \boldsymbol{\mathcal{R}} \ \wedge \ \mathcal{R}'$ not in 4NF$)$ **DO**
3. Find nontrivial MVD $(\alpha \twoheadrightarrow \beta) \in F_{\boldsymbol{\mathcal{R}'}}$ that violates 4NF
4. Decompose $\mathcal{R}'$ into $\mathcal{R}'_1 = \mathcal{R}' - \beta$ and $\mathcal{R}'_2 = \alpha \cup \beta$
5. $\boldsymbol{\mathcal{R}} = (\boldsymbol{\mathcal{R}} - \{\mathcal{R}'\}) \ \cup \ \{\mathcal{R}'_1, \mathcal{R}'_2\}$
6. **ENDDO**
7. **RETURN**$(\boldsymbol{\mathcal{R}})$

Bemerkungen:

- Der Algorithmus RelDecompostionMVD erzeugt nicht notwendigerweise eine Zerlegung, die abhängigkeitserhaltend ist. Dies folgt aus der Tatsache, das eine Relation in 4NF gleichzeitig auch immer in BCNF ist.

Beziehungen der Normalformen



[Kemper/Eickler 2004]