

DATENBANKANWENDUNG

Wintersemester 2013/2014

PD Dr. Holger Schwarz
Universität Stuttgart, IPVS
holger.schwarz@ipvs.uni-stuttgart.de

Beginn: 23.10.2013
Mittwochs: 11.45 – 15.15 Uhr, Raum 46-268 (Pause 13.00 – 13.30)
Donnerstags: 10.00 – 11.30 Uhr, Raum 46-268
11.45 – 13.15 Uhr, Raum 46-260

<http://www.lgis.informatik.uni-kl.de/cms/courses/datenbankanwendung/>



2. Logischer DB-Entwurf

■ Vorgehensweisen beim Entwurf eines relationalen Schemas

- Normalisierung
- Synthese

■ Grundlagen, Definitionen und Begriffe

- Funktionale Abhängigkeiten, Schlüssel
- Axiomensystem nach Armstrong
- Bestimmung funktionaler Abhängigkeiten
- Zerlegung von Relationen
- Abhängigkeitsbewahrung

■ Normalformenlehre

- Erste Normalform (1NF), 2NF, 3NF
- BCNF und 4NF
- 5NF und weitere (nicht behandelt)

■ Relationensynthese

- Membership-Problem
- Minimale Überdeckungen
- Synthese-Algorithmus von Beeri/Bernstein
- Beispiele
- Berücksichtigung von Anwendungsaspekten

Entwurf eines relationalen DB-Schemas

■ Ziel:

Theoretische Grundlage für den Entwurf eines „guten“ relationalen DB-Schemas
($\Rightarrow$ Entwurfstheorie, Normalisierungslehre)

■ Güte:

- Handhabbarkeit, Verständlichkeit, Natürlichkeit, Übersichtlichkeit, ...
- Entwurfstheorie versucht „Güte“ zu präzisieren/formalisieren

■ Beispiele

KunterBunt (A1, A2, A3, ..., A300)

AbtMgr (ANR, ANAME, BUDGET, MNR, PNAME, TITEL, SEIT_JAHR)

■ Was macht einen schlechten DB-Schema-Entwurf aus?

- implizite Darstellung von Informationen
- Redundanzen, potentielle Inkonsistenzen (Änderungsanomalien)
- Einfügeanomalien, Löschanomalien
- ...

$\Rightarrow$ oft hervorgerufen durch „Vermischung“ von Entities, Zerlegung und wiederholte Speicherung von Entities, ...

■ Normalisierung von Relationen

hilft einen gegebenen Entwurf zu verbessern

■ Synthese von Relationen

zielt auf die Konstruktion eines „optimalen“ DB-Schemas ab

2-3

Normalisierung vs. Synthese

Normalisierung von Relationen



funktionale
Abhängigkeiten

Anfängliche
Relationen-Schemata

**Normalisierungs-
prozeß**

R1 (PNR, ANR)
R2 (ANR, ANAME)

Relationen-Schemata in 3NF

Synthese von Relationen



funktionale
Abhängigkeiten

Attribute

**Synthese-
prozeß**

R1 (PNR, ANR)
R2 (ANR, ANAME)

Relationen-Schemata in 3NF

2-4

Funktionale Abhängigkeit

■ Konventionen:

$\mathcal{R}, S$	Relationenschemata (Relationenname, Attribute)
R, S	Relationen der Relationenschemata $\mathcal{R}, S$
$A, B, C, \dots$	einfache Attribute
$\mathcal{A} = \{A_1, \dots, A_n\}$	Attributmenge des Relationenschemas
$W, X, Y, Z, \dots$	Mengen von Attributen
a, b, c	Werte einfacher Attribute
x, y, z	Werte von X, Y, Z
$XY \equiv X \cup Y$	Mengen brauchen nicht disjunkt zu sein

■ Definition: Funktionale Abhängigkeit (FA) (engl. functional dependency)

Die FA $X \rightarrow Y$ gilt (X bestimmt Y funktional), wenn für alle R von $\mathcal{R}$ gilt:
Zwei Tupel, deren Komponenten in X übereinstimmen, stimmen auch in Y überein.

$$\forall t \in R \quad \forall u \in R \quad (t.X = u.X) \Rightarrow (t.Y = u.Y)$$

alternativ:

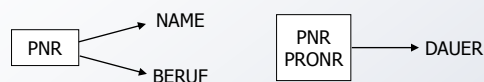
Die Relation R erfüllt die FA $X \rightarrow Y$, wenn für jeden X-Wert x
 $\pi_Y(\sigma_{X=x}(R))$ höchstens ein Tupel hat.

2-5

Funktionale Abhängigkeit (2)

■ Notation:

$\{PNR\} \rightarrow \{NAME, BERUF\}$: verkürzt $PNR \rightarrow NAME, BERUF$
 $\{PNR, PRONR\} \rightarrow \{DAUER\}$: verkürzt $PNR, PRONR \rightarrow DAUER$



■ Beispiel

Gegeben sei die Relation R mit dem Schema $\mathcal{R} = \{A, B, C, D\}$ und der FA $A \rightarrow B$

R	A	B	C	D
	a_1	b_1	c_1	d_1
	a_1	b_1	c_1	d_2
	a_2	b_2	c_3	d_2
	a_3	b_2	c_4	d_3
	a_4	b_2	c_4	d_3

Welche weiteren FA's erfüllt die gezeigte Relation R?

2-6

Funktionale Abhängigkeit (3)

■ Triviale funktionale Abhängigkeit

Funktionale Abhängigkeiten, die von jeder Relationenausprägung automatisch immer erfüllt sind, nennt man triviale FA's.

Nur FA's der Art $X \rightarrow Y$ mit $Y \subseteq X$ sind trivial.

Es gilt also $R \rightarrow \mathcal{R}$.

■ Achtung:

- FA's lassen sich nicht durch Analyse einer Relation R gewinnen. Sie sind vom Entwerfer festzulegen.
- FA's beschreiben semantische Integritätsbedingungen bezüglich der Attribute eines Relationenschemas, die jederzeit erfüllt sein müssen.

2-7

Schlüssel

■ Superschlüssel

- Im Relationenschema $\mathcal{R}$ ist $X \subseteq \mathcal{R}$ ein Superschlüssel, falls gilt:

$$X \rightarrow \mathcal{R}$$

- Falls X *Schlüsselkandidat* von $\mathcal{R}$, dann gilt für alle Y aus $\mathcal{R}$:

$$X \rightarrow Y$$

⇒ Wir benötigen das Konzept der vollen funktionalen Abhängigkeit, um Schlüssel (-kandidaten) von Superschlüsseln abzugrenzen

■ Volle funktionale Abhängigkeit

Y ist voll funktional abhängig ($\Rightarrow$) von X , wenn gilt

1. $X \rightarrow Y$,
2. X ist „minimal“, d. h. $\forall A_i \in X : X - \{A_i\} \not\rightarrow Y$

⇒ Y ist funktional abhängig von X , aber nicht funktional abhängig von einer echten Teilmenge von X . Falls $X \Rightarrow \mathcal{R}$ gilt, bezeichnet man X als Schlüsselkandidat von $\mathcal{R}$.

2-8

Schlüssel (2)

■ Beispiel

Eine Stadt werde beschrieben durch die nicht eindeutigen Attribute Name¹, Bland (Bundesland), EW (Einwohnerzahl) und VW (Vorwahl)

Stadt	Name	Bland	EW	VW
	K'lautern	Rip	100 000	0631
	Mainz	Rip	250 000	06131
	Frankfurt	Bdg	90 000	0335
	Frankfurt	Hess	700 000	069
	...			

- Superschlüssel
- Schlüsselkandidaten

1. Name sei eindeutig innerhalb eines Bundeslandes.

2-9

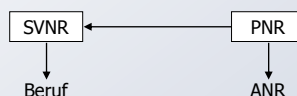
Bestimmung funktionaler Abhängigkeiten

■ Informationsbedarfsanalyse liefert

- Menge aller Attribute (bei existierenden Relationen bereits vorgegeben)
 - Menge F der funktionalen Abhängigkeiten zwischen Attributen
- ⇒ **Achtung:** F kann redundante FA's enthalten! Falls jedoch eine nicht-redundante FA übersehen wurde, ist diese Information „nicht-existent“

■ Beispiel

- Attribute: PNR, SVNR, BERUF, ANR, AORT
- Menge F der FA's:
 1. SVNR → BERUF
 2. PNR → ANR
 3. PNR → SVNR
 4. SVNR, BERUF → PNR
- Redundanzen sind zu eliminieren!
Gilt SVNR → ANR? Gilt ANR → AORT?



- Wurden FA's vergessen?
- 5.

2-10

Armstrong-Axiome

■ Definition: *Logische Implikation*

Sei F eine Menge von FA's für $\mathcal{R}$ und sei $X \rightarrow Y$ eine FA.
Dann impliziert $F \rightarrow X \rightarrow Y$ logisch ($F \models X \rightarrow Y$), wenn jedes R aus $\mathcal{R}$,
das die FA's in F erfüllt, auch $X \rightarrow Y$ erfüllt.

■ Axiome für die Ableitung funktionaler Abhängigkeiten

⇒ Inferenzregeln zum Ableiten von FA's aus Menge gegebener FA's

■ Axiomensystem nach Armstrong

- A1: (Reflexivität):
Wenn $Y \subseteq X \subseteq \mathcal{A}$, dann $X \rightarrow Y$
- A2: (Verstärkung):
 $X \rightarrow Y \quad XW \rightarrow YZ \quad (Z \subseteq W \subseteq \mathcal{A})$
- A3: (Transitivität):
 $X \rightarrow Y, Y \rightarrow Z \models X \rightarrow Z$

2-11

Armstrong-Axiome (2)

■ Veranschaulichung

$X \rightarrow Y$, d. h. $\forall t \in R \forall u \in R (t.X = u.X) \Rightarrow (t.Y = u.Y)$

PERS (	...	PNR,	BERUF,	ANR,	AORT)
	...	123	Prog	A1	KL
	...	456	Op	A2	SB
	...	789	Op	A1	KL
	...	333	Mgr	A3	KL
	...	123	Prog	A1	KL

■ Beispiel

- A1: PNR, BERUF $\rightarrow$ BERUF
 A2: PNR $\rightarrow$ ANR $\models$ PNR, BERUF $\rightarrow$ ANR, BERUF
 A3: PNR $\rightarrow$ ANR, ANR $\rightarrow$ AORT $\models$ PNR $\rightarrow$ AORT

2-12

Armstrong-Axiome (3)

■ Weitere Regeln:

Es ist für den Herleitungsprozess hilfreich, noch 3 weitere Regeln einzusetzen

R4: (Vereinigung):

$$X \rightarrow Y, X \rightarrow Z \models X \rightarrow YZ$$

R5: (Zerlegung):

$$X \rightarrow YZ \models X \rightarrow Y$$

R6: (Pseudotransitivität):

$$X \rightarrow Y, YW \rightarrow Z \models XW \rightarrow Z$$

■ Einsatz von R4 und R5

$$X \rightarrow A1$$

$$X \rightarrow A2$$

⋮

⋮

$$X \rightarrow An$$

$$X \rightarrow A1, A2, \dots, An$$

2-13

Armstrong-Axiome (4)

■ Definition: *Hülle von F*

F^+ ist die Menge der FA's, die logisch durch F impliziert werden:

$$F^+ = \{X \rightarrow Y \mid F \models X \rightarrow Y\}$$

⇒ F^+ läßt sich mittels der drei Armstrong-Axiome ableiten.

■ Bemerkung: $F^+ = (F^+)^+$

■ Satz:

Sei F die Menge von FA's für Relationenschema $\mathcal{R}$ und $X \rightarrow Y$ eine weitere FA für $\mathcal{R}$. Dann gilt:

$X \rightarrow Y$ ist genau dann in F^+ enthalten, wenn für jede Ausprägung R von $\mathcal{R}$ die alle FA's aus F erfüllt, auch $X \rightarrow Y$ erfüllt.

■ Beispiel: Tabelle PERS

$$F: \text{PNR} \rightarrow \text{BERUF}, \quad \text{PNR} \rightarrow \text{ANR}, \quad \text{ANR} \rightarrow \text{AORT}$$

■ Axiome A1 – A3 sind vollständig und korrekt

- **vollständig:** Aus F lassen sich alle FA's in F^+ ableiten
- **korrekt (sound):** Es wird aus F keine FA abgeleitet, die nicht in F^+ ist

2-14

Armstrong-Axiome (5)

■ Beispiel zur Miniwelt „Universität“

- Attribute: PNR, PNAME, FACH, NOTE, PDAT
MATNR, NAME, GEB, ADR, FBNR, FBNAME, DEKAN
- Menge F der FA's:
 1. $PNR \rightarrow PNAME, FACH$
 2. $MATNR \rightarrow NAME, GEB, ADR, FBNR$
 3. $NAME, GEB, ADR \rightarrow MATNR$
 4. $PNR, MATNR, FBNR \rightarrow NOTE, PDAT$
 5. $FBNR \rightarrow FBNAME$
 6. $DEKAN \rightarrow FBNR, FBNAME$
 7. $FBNAME \rightarrow DEKAN, FBNR$

Ist $MATNR \rightarrow DEKAN$ ableitbar?

$MATNR \rightarrow FBNR$	aus (2) mit R5
$FBNR \rightarrow FBNAME$	geg. (5)
$FBNAME \rightarrow DEKAN$	aus (7) mit R5

$MATNR \rightarrow DEKAN$

Ist $PNR, MATNR, FBNR$ Schlüsselkandidat?

Reduktion der linken Seite von (4)

$MATNR \rightarrow FBNR$	aus (2) mit R5
$PNR, MATNR, FBNR \rightarrow NOTE, PDAT$	aus (4)

$PNR, MATNR, MATNR \rightarrow NOTE, PDAT$ mit R6

2-15

CLOSURE-Algorithmus

■ Definition: Hülle einer Attributmenge

X^+ ist **Hülle einer Attributmenge** X bzgl. F .
Sie umfasst die Menge aller Attribute A_i , für die $X \rightarrow A_i$ in F^+ ist.

■ Satz: Test, ob FA in F^+

$X \rightarrow Y$ ist in F^+ genau dann, wenn $Y \subseteq X^+$

- Bemerkung: Satz liefert **einfache Möglichkeit** zu entscheiden, ob eine vorgegebene FA in F^+ ist oder nicht

2-16

CLOSURE-Algorithmus (2)

■ Algorithmus CLOSURE

Einfacher Algorithmus zur Bestimmung von X^+ ; (F^+ schwierig)

Eingabe: Menge von Attributen X und Menge F von FA's

Ausgabe: X^+ bzgl. F

CLOSURE(X, F)

```

begin
  OLDDEP :=  $\emptyset$ ; NEWDEP :=  $X$ ;
  while NEWDEP  $\neq$  OLDDEP do
    begin
      OLDDEP := NEWDEP;
      for jede FA  $Y \rightarrow Z$  in  $F$  do
        if  $Y \subseteq$  NEWDEP then
          NEWDEP := NEWDEP  $\cup$   $Z$ 
    end
  end
  return (NEWDEP)
end

```

■ Beispiel

Eingabe: $F = \{AC \rightarrow E, EC \rightarrow D, AB \rightarrow G, ED \rightarrow B, HC \rightarrow I\}$

Ausgabe: AC^+

2-17

MEMBER-Algorithmus

■ Zwei Aufgaben:

1. Berechnung von F^+ aus F (wird praktisch nicht durchgeführt)
2. Gegeben $F, X \rightarrow Y$:

Ist $X \rightarrow Y$ in F^+ ?

Ist $X \rightarrow Y$ in $(F - \{X \rightarrow Y\})^+$?

■ Algorithmus MEMBER: Testen auf Mitgliedschaft

Eingabe: $X \rightarrow Y, F$

Ausgabe: TRUE, wenn $F \models X \rightarrow Y$, sonst FALSE

MEMBER ($F, X \rightarrow Y$)

```

begin
  if  $Y \subseteq$  CLOSURE( $X, F$ ) then
    return (TRUE)
  else return (FALSE)
end

```

■ Beispiel

Ist $AC \rightarrow EG$ in F^+ ?

Eingabe: $F = \{AC \rightarrow E, EC \rightarrow D, AB \rightarrow G, ED \rightarrow B, HC \rightarrow I\}$; $AC \rightarrow EG$

Ausgabe:

2-18

Zerlegung von Relationen

■ „Schlechtes“ Relationsschema

PRÜFUNGEN (	PNR,	PNAME,	FACH,	MATNR,	NAME,	FB,	NOTE)
1	Härder	DBS	1234	Müller	Inf	1	
1	Härder	DBS	5678	Maier	Mathe	2	
1	Härder	DBS	9000	Schmitt	Inf	3	
2	Schock	FA	5678	Maier	Mathe	4	
2	Schock	FA	0007	Coy	Mathe	2	

■ Drei Arten von Anomalien

- **Änderungsanomalien**
 - erhöhter Speicherplatzbedarf wegen redundant gespeicherter Information
 - gleichzeitige Aktualisierung aller redundanten Einträge erforderlich!
 - Leistungseinbußen, da mehrere redundante Einträge geändert werden müssen
- **Einfüge- und Löschanomalien**
 - Vermischung von Informationen zweier Entity-Typen führt auf Probleme, wenn Information eingetragen/gelöscht werden soll, die nur zu einem der Entity-Typen gehört
 - Erzeugen vieler NULL-Werte oder Verlust von Information

2-19

Zerlegung von Relationen (2)

- **Anomalien** sind darauf zurückzuführen, dass „nicht zusammenpassende“ Informationen vermischt werden

- **Grundlegende Korrektheitskriterien** für eine Zerlegung oder Normalisierung von Relationenschemata

1. Verlustlosigkeit

Die in der ursprünglichen Ausprägung R des Schemas $\mathcal{R}$ enthaltenen Informationen müssen aus den Ausprägungen $R_1, \dots, R_n$ der neuen Relationenschemata $\mathcal{R}_1, \dots, \mathcal{R}_n$ rekonstruierbar sein.

2. Abhängigkeitsbewahrung

Die für $\mathcal{R}$ geltenden funktionalen Abhängigkeiten müssen auf die Schemata $\mathcal{R}_1, \dots, \mathcal{R}_n$ übertragbar sein.

- **Gültige Zerlegung**

$$R = R_1 \cup R_2,$$

d.h., alle Attribute aus $\mathcal{R}$ bleiben erhalten

- **Verlustlose Zerlegung**

$$R_1 := \Pi_{\mathcal{R}_1}(R)$$

$$R_2 := \Pi_{\mathcal{R}_2}(R)$$

wenn für jede mögliche (gültige) Ausprägung R von $\mathcal{R}$ gilt

$$R = R_1 \bowtie R_2$$

2-20

Zerlegung von Relationen (3)

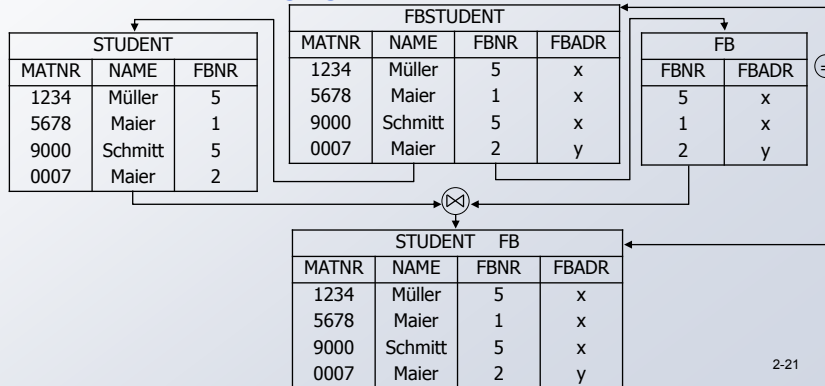
Beispiel 1:

FBSTUDENT (MATNR, NAME, FBNR, FBADR)
mit MATNR → NAME, FBNR, FBADR
FBNR → FBADR

STUDENT $\mathrel{:=} \Pi_{\text{MATNR, NAME, FBNR}}(\text{FBSTUDENT})$
FB $\mathrel{:=} \Pi_{\text{FBNR, FBADR}}(\text{FBSTUDENT})$

⇒ FBSTUDENT = STUDENT ⋈ FB

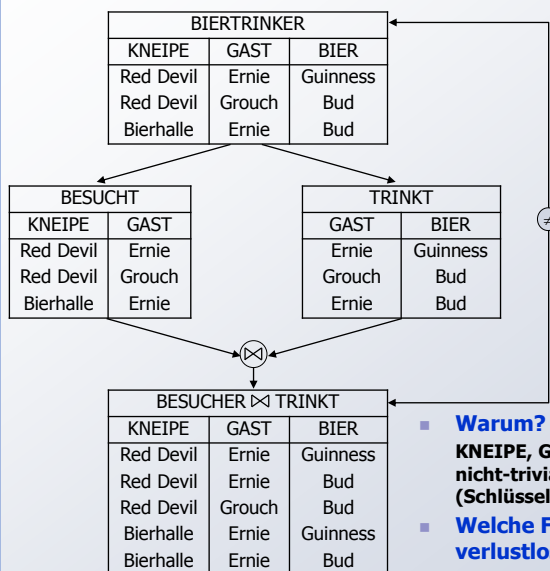
Eine verlustlose Zerlegung von FBSTUDENT



2-21

Zerlegung von Relationen (4)

Beispiel 2: Verlustbehaftete Zerlegung von BIERTRINKER



Warum?

KNEIPE, GAST → BIER ist die einzige nicht-triviale FA von BIERTRINKER (Schlüssel wurde aufgeteilt!)

- Welche FA's würden eine verlustlose Zerlegung zulassen?

2-22

Zerlegung von Relationen (5)

■ Hinreichende Bedingung für Verlustlosigkeit

Eine Zerlegung von $\mathcal{R}$ mit den zugehörigen FA's $F_{\mathcal{R}_i}$ in $\mathcal{R}_1$, und $\mathcal{R}_2$ ist verlustlos, wenn²

1. $(\mathcal{R}_1 \cap \mathcal{R}_2) \rightarrow \mathcal{R}_1 \in F_{\mathcal{R}}^+$ oder
2. $(\mathcal{R}_1 \cap \mathcal{R}_2) \rightarrow \mathcal{R}_2 \in F_{\mathcal{R}}^+$

■ Zerlegung in Beispiel 1

$F_{\text{FBSTUDENT}}$: MATNR $\rightarrow$ NAME, FBNR, FBADR
 FBNR $\rightarrow$ FBADR

Bedingung 2 für verlustlose Zerlegung
FBNR $\rightarrow$ FBNR, FBADR

lässt sich über die Verstärkung (A2) mit FBNR ableiten

■ Zerlegung in Beispiel 2

- $F_{\text{BIERTRINKER}}$: KNEIPE, GAST $\rightarrow$ BIER

- Bedingung 1 oder 2 für verlustlose Zerlegung
GAST $\rightarrow$ KNEIPE, GAST
GAST $\rightarrow$ GAST, BIER

lassen sich nicht ableiten

2. $(\mathcal{R}_1 \cap \mathcal{R}_2)$ enthält genau die Verbundattribute.

2-23

Abhängigkeitsbewahrung

■ Zerlegung von $\mathcal{R}$ mit den zugehörigen FA's $F_{\mathcal{R}_i}$

sollte so erfolgen, dass

- $\mathcal{R}$ ist zerlegt in $\mathcal{R}_1, \dots, \mathcal{R}_n$
- $F_{\mathcal{R}} \equiv (F_{\mathcal{R}_1} \cup \dots \cup F_{\mathcal{R}_n})$ bzw. $F_{\mathcal{R}}^+ = (F_{\mathcal{R}_1} \cup \dots \cup F_{\mathcal{R}_n})^+$

⇒ Überprüfung aller FA's sollte lokal auf den $\mathcal{R}_i$ erfolgen können. Eine solche abhängigkeitsbewahrende Zerlegung nennt man auch eine hüllentreue Dekomposition

■ Beispiel für Abhängigkeitsverlust

PLZverzeichnis (Straße, Ort, BLand, PLZ)

- Orte werden durch ihren Namen (Ort) und das Bundesland (BLand) eindeutig identifiziert
- Innerhalb einer Straße ändert sich die PLZ nicht
- PLZ-Gebiete gehen nicht über Ortsgrenzen und Orte nicht über BLand-Grenzen hinweg

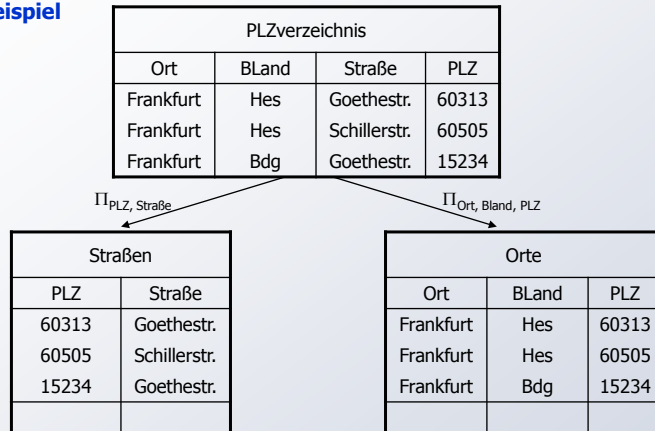
PLZ $\rightarrow$ ORT, BLand

Straße, Ort, BLand $\rightarrow$ PLZ

2-24

Abhängigkeitsbewahrung (2)

■ Beispiel



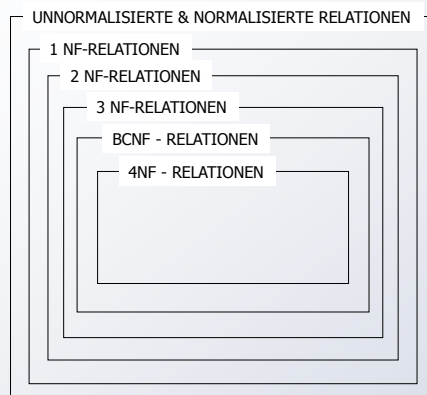
- Die FA
Stra e, Ort, Bland $\rightarrow$ PLZ
ist im zerlegten Schema nicht mehr enthalten
- Einf gen eines Eintrags:
„Frankfurt, Bdg, Goethestr., 15235“
f hrt auf Verletzung dieser FA

2-25

Normalisierung von Relationen

■ Zerlegung eines Relationenschemas R in h here Normalformen

- Beseitigung von Anomalien bei  nderungsoperationen
- fortgesetzte Anwendung der Projektion im Zerlegungsverfahren
- bessere „Lesbarkeit“ der aus R gewonnenen Relationen
- Erhaltung aller nicht-redundanter Funktionalabh ngigkeiten von R
($\Rightarrow$ sie bestimmen den Informationsgehalt von R)
- Verlustlosigkeit der Zerlegung in alle Normalformen ist gew hrleistet
- Abh ngigkeitsbewahrung kann nur bei Zerlegungen bis zur 3NF garantiert werden



2-26

Normalisierung von Relationen (2)

■ Unnormalisierte Relation: Non-First Normal-Form (NF²)

Relation enthält „Attribute“, die wiederum Relationen sind

PRÜFUNGSGESCHEHEN

(PNR,	PNAME,	FACH,	STUDENT	(MATNR,	NAME, ...))
1	Härder	DBS		1234	Müller
				5678	Maier
				9000	Schmitt
2	Schock	FA		5678	Maier
				007	Coy

⇒ Darstellung von komplexen Objekten (Hierarchische Sichten)

- **VORTEILE:** Clusterbildung, Effiziente Verarbeitung in einem hierarchisch strukturierten Objekt längs der Vorzugsrichtung
- **NACHTEILE:** Unsymmetrie (nur eine Richtung der Beziehung), implizite Darstellung von Information, Redundanzen bei (n:m)-Beziehungen, Anomalien bei Aktualisierung, Definiertheit des Vaters

■ Normalisierung:

- „Herunterkopieren“ von Werten führt hohen Grad an Redundanz ein
⇒ **Zerlegung von Relationen**
- aber: Erhaltung ihres Informationsgehaltes

2-27

Unnormalisierte Relation

PRÜFUNGSGESCHEHEN (PNR, PNAME, FACH, STUDENT)

(MATNR, NAME, GEB, ADR, FBNR, FBNAME, DEKAN, PDAT, NOTE)

STUDENT = Wiederholungsgruppe mit 9 einfachen Attributen
(untergeordnete Relation)

■ Relationenschema in 1NF:

- **PRÜFER** (PNR, PNAME, FACH)
- **PRÜFUNG** (PNR, MATNR, NAME, GEB, ADR, FBNR, FBNAME, DEKAN, PDAT, NOTE)

■ Normalisierung (Überführung in 1NF):

1. Starte mit der übergeordneten Relation (Vaterrelation)
2. Nimm ihren Primärschlüssel und erweitere jede unmittelbar untergeordnete Relation damit zu einer selbständigen Relation
3. Streiche alle nicht-einfachen Attribute (untergeordnete Relationen) aus der Vaterrelation
4. Wiederhole diesen Prozess ggf. rekursiv

■ REGELN:

- Nicht-einfache Attribute bilden neue Relationen
- Primärschlüssel der übergeordneten wird an untergeordnete Relation angehängt ('copy down the key')

2-28

Überführung in 2NF

■ Beobachtung

- 1NF verursacht immer noch viele Änderungsanomalien, da verschiedene Entity-Mengen in einer Relation gespeichert werden können bzw. aufgrund von Redundanz innerhalb einer Relation (Beispiel: PRÜFUNG)
- 2NF vermeidet einige der Anomalien dadurch, indem nicht voll funktional (partiell) abhängige Attribute eliminiert werden

⇒ **Separierung verschiedener Entity-Mengen in eigene Relationen**

■ Definition:

Ein **Primärattribut** (Schlüsselattribut) eines Relationenschemas ist ein Attribut, das zu mindestens einem Schlüsselkandidaten des Schemas gehört.

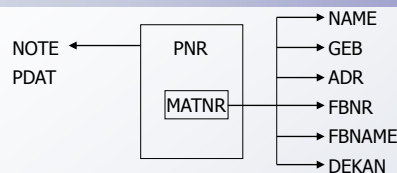
Ein Relationenschema R ist in **2NF**, wenn es in 1NF ist und jedes **Nicht-Primärattribut von R voll funktional** von jedem Schlüsselkandidaten in R abhängt.

■ Überführung in 2NF

1. Bestimme funktionale Abhängigkeiten zwischen Nicht-Primärattributen und Schlüsselkandidaten
2. Eliminiere partiell abhängige Attribute und fasse sie in eigener Relation zusammen (unter Hinzunahme der zugehörigen Primärattribute)

2-29

Voll funktionale Abhängigkeiten in PRÜFUNG



■ Relationenschema in 2NF

PRÜFUNG'

PNR	MATNR	PDAT	NOTE
1234	123 766	221003	4
1234	654 711	140204	3
3678	196 481	210905	2
3678	123 766	020305	4
8223	226 302	120704	1

PRÜFER

PNR	NAME	FACH
1234	Schock	FA
3678	Härder	DBS
8223	Franke	FM

STUDENT'

MATNR	NAME	GEB	ADR	FBNR	FBNAME	DEKAN
123 766	Coy	050581	XX	FB1	Mathematik	Korn
654 711	Abel	211184	XY	FB9	Informatik	Hagen
196 481	Maier	010179	YX	FB9	Informatik	Hagen
226 302	Schulz	310782	YY	FB1	Mathematik	Korn

2-30

Überführung in 3NF

■ Beobachtung

Änderungsanomalien in 2NF sind immer noch möglich aufgrund von transitiven Abhängigkeiten.

Beispiel:

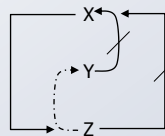
Vermischung von Fachbereichs- und Studentendaten in Student,

■ Definition:

Eine Attributmenge Z von Relationenschema R ist transitiv abhängig von einer Attributmenge X in R, wenn gilt:

- X und Z sind disjunkt
- Es existiert eine Attributmenge Y in R, so dass gilt:

$$X \rightarrow Y, Y \rightarrow Z, Y \not\rightarrow X, Z \not\subseteq Y$$

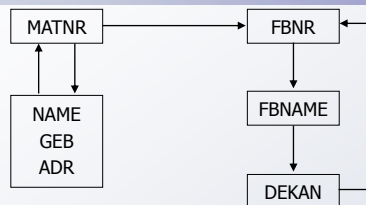


$Z \rightarrow Y$ zulässig
strikte Transitivität $Z \not\rightarrow Y$

Ein Relationenschema R befindet sich in **3NF**, wenn es sich in 2NF befindet und jedes Nicht-Primärattribut von R von keinem Schlüsselkandidaten von R transitiv abhängig ist.

2-31

Funktionale Abhängigkeiten in STUDENT'



■ Relationenschema in 3NF

PRÜFUNG'

PNR	MATNR	PDAT	NOTE
1234	123 766	221003	4
1234	654 711	140204	3
3678	196 481	210905	2
3678	123 766	020305	4
8223	226 302	120704	1

PRÜFER

PNR	NAME	FACH
1234	Schock	FA
3678	Härder	DBS
8223	Franke	FM

STUDENT'

MATNR	NAME	GEB	ADR	FBNR
123 766	Coy	050581	XX	FB1
654 711	Abel	211184	XY	FB9
196 481	Maier	010179	YX	FB9
226 302	Schulz	310782	YY	FB1

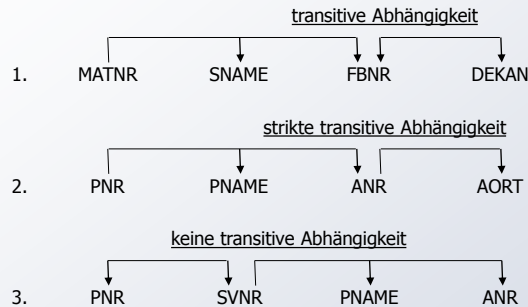
FACHBEREICH

FBNR	FBNAME	DEKAN
FB1	Mathematik	Korn
FB9	Informatik	Hagen
FB2	Physik	Ziegler

2-32

3NF-Relationen – Beispiel

■ Eliminierung von transitiven Abhängigkeiten



■ Zerlegung in 3NF-Relationen:

2-33

Boyce/Codd-Normalform (BCNF)

■ Definition der 3NF hat gewisse Schwächen bei Relationen mit mehreren Schlüsselkandidaten, wenn die Schlüsselkandidaten

- zusammengesetzt sind und
- sich überlappen

■ Beispiel:

PRÜFUNG (PNR, MATNR, FACH, NOTE)
 PRIMARY KEY (PNR, MATNR)
 UNIQUE (FACH, MATNR)

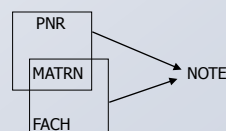
- es bestehe eine (1:1)-Beziehung zwischen PNR und FACH
- einziges Nicht-Primärattribut: NOTE ⇒ **PRÜFUNG ist in 3NF**

PRÜFUNG	(PNR,	MATNR,	FACH,	NOTE)
	4	4711	BS	1
	4	1007	BS	2
	4	1234	BS	2
	5	4711	RO	3

⇒ Änderungsanomalien z. B. bei FACH

■ ZIEL:

Ausschluss/Beseitigung der Anomalien in den Primärattributen



2-34

BCNF (2)

Definition:

Ein Attribut (oder eine Gruppe von Attributen), von dem andere voll funktional abhängen, heißt **Determinant**.

Die Determinanten in PRÜFUNG sind

1. PNR, MATNR $\rightarrow$ NOTE
2. MATNR, FACH $\rightarrow$ NOTE
3. PNR $\rightarrow$ FACH
4. FACH $\rightarrow$ PNR

Definition:

Ein Relationenschema R ist in **BCNF**, wenn **jeder Determinant ein Schlüsselkandidat** von R ist.

Formale Definition:

Ein Relationenschema ist in **BCNF**, falls gilt: Wenn eine Sammlung von Attributen Y (voll funktional) abhängt von einer disjunkten Sammlung von Attributen X , dann hängt jede andere Sammlung von Attributen Z auch von X (voll funktional) ab.

Das heißt, für alle X, Y, Z mit X und Y disjunkt gilt:

$X \rightarrow Y$ impliziert $X \rightarrow Z$

- Zerlegung von Prüfung

PRÜF1 (PNR, MATNR, NOTE) oder
FBEZ (PNR, FACH)

PRÜF2 (MATNR, FACH, NOTE)
FBEZ (PNR, FACH)

- Beide Zerlegungen führen auf BCNF-Relationen

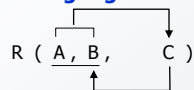
- Änderungsanomalie ist verschwunden
- Alle funktionalen Abhängigkeiten sind erhalten

- Wann ergeben sich nach BCNF- und 3NF-Definition gleiche Zerlegungen?

2-35

BCNF (3)

Sind BCNF-Zerlegungen immer sinnvoll?



ist in 3NF, weil B ja Primärattribut ist!

Beispiel: STUDENT, FACH $\rightarrow$ PRÜFER
PRÜFER $\rightarrow$ FACH

- Jeder Student legt in einem bestimmten Fach nur eine Prüfung ab
- Jeder Prüfer prüft nur ein Fach (aber ein Fach kann von mehreren geprüft werden)

SFP (STUDENT	FACH	PRÜFER)
Sloppy	DBS	Härder
Hazy	DBS	Ritter
Sloppy	BS	Nehmer

- Wie sieht die BCNF-Zerlegung aus?

SP (STUDENT PRÜFER)

PF (PRÜFER FACH)

Neue Probleme

- STUDENT, FACH $\rightarrow$ PRÜFER ist nun „extern“
 $\Rightarrow$ Konsistenzprüfung?
- BCNF ist hier zu streng, um bei der Zerlegung alle funktionalen Abhängigkeiten zu bewahren (*key breaking dependency*)

2-36

Mehrwertige Abhängigkeiten (MWA)

- Eine FA bestimmt jeweils (höchstens) ein Wert des abhängigen Attributes
- MWA's sind Generalisierungen von FA's
 - Sie bestimmen jeweils eine Menge von Werten des abhängigen Attributes
 - Sie entstehen durch zwei (oder mehr) unabhängige Attribute im Schlüssel einer Relation (all-key relation): z.B. Fähigkeiten : Kinder
- Beispiel:

PNR	FÄHIGKEIT	KIND
123	{Englisch Programmieren}	{Nadine Philipp Tobias}

PNR	FÄHIGKEIT	KIND
123	Englisch	Nadine
123	Englisch	Philipp
123	Englisch	Tobias
123	Programmieren	Nadine
123	Programmieren	Philipp
123	Programmieren	Tobias

⇒ **Änderungsanomalien** (obwohl in BCNF)

2-37

Mehrwertige Abhängigkeiten (MWA) (2)

Definition:

X, Y, Z seien Attributmengen des Relationenschemas R

Die **mehrwertige Abhängigkeit (MWA)**

$X \twoheadrightarrow Y$

gilt in R genau dann, wenn die Menge der Y -Werte, die zu einem $(X\text{-Wert}, Z\text{-Wert})$ -Paar gehören, nur vom X -Wert bestimmt sind (d. h. unabhängig vom Z -Wert sind)

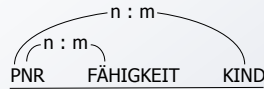
- MWA im Beispiel: $PNR \twoheadrightarrow FÄHIGK.$, $PNR \twoheadrightarrow KIND$
- $X \twoheadrightarrow Y$ impliziert $X \twoheadrightarrow Z$
Schreibweise: $X \twoheadrightarrow Y \mid Z$, z. B. $PNR \twoheadrightarrow FÄHIGK. \mid KIND$
- Jede FA ist auch eine MWA

2-38

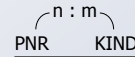
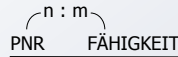
4NF

■ 4NF behandelt Probleme mit mehrwertigen Abhängigkeiten

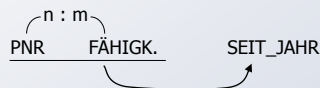
- Schlüssel darf nicht 2 oder mehr **unabhängige mehrwertige** Fakten enthalten
- Beispiel



Zerlegung:



Andere Attribute sind erlaubt:



PNR	FÄHIGK.
123	Englisch
123	Programmieren

PNR	KIND
123	Nadine
123	Philipp
123	Tobias

2-39

4NF (2)

■ Definition:

Ein Relationenschema R ist in **4NF**, wenn es in BCNF ist und jede MWA in R eine FA ist.

■ Überführung in 4NF

Zerlege Relationenschema mit MWA $X \twoheadrightarrow Y \mid Z$

in zwei neue Relationenschemata mit den Attributen X, Y bzw. X, Z .

2-40

Abhängigkeit bei mehrwertigen Fakten

- Wenn Abhängigkeit besteht, muß sie durch die Wertekombinationen ausgedrückt werden

- **Beispiel**

- (n:m)-Beziehung zwischen : PNR - PROJEKT, PNR - FÄHIGKEIT
- zusätzliche (n:m)-Beziehung zwischen PROJEKT und FÄHIGKEIT, d. h., Projektmitarbeit erfordert bestimmte Fähigkeiten

- **Gültige Relation in 4NF: R (PNR, PROJEKT, FÄHIGKEIT)**

PNR	PROJEKT	FÄHIGKEIT
123	P1	Programmieren
123	P2	Programmieren
123	P2	Englisch

⇒ Zerlegung von R in zwei Projektionen R1 (PNR, PROJEKT) und R2 (PNR, FÄHIGKEIT) führt zu 'Verlust' von Information, da Join-Bildung auf den Projektionen vorher nicht existente Tupel generieren kann (*connection trap*).

Abhängigkeit bei mehrwertigen Fakten (2)

- **Gibt es andere verlustfreie Zerlegungen?**

- Es gibt Relationen, die nicht verlustfrei in zwei, aber unter bestimmten Bedingungen verlustfrei in n (n>2) Projektionen (n-zerlegbar) zerlegt werden können.
- Zerlegung der Beispielrelation R in drei Projektionen R1 (PNR, PROJEKT), R2 (PNR, FÄHIGKEIT) sowie R3 (PROJEKT, FÄHIGKEIT) ist verlustfrei, d.h. Join zwischen diesen drei Projektionen erzeugt genau die Ausgangsrelation !
- Ist eine solche Zerlegung in drei Projektionen sinnvoll ?

Normalformenlehre nach E. F. Codd

1NF: Ein Relationenschema R ist in 1NF genau dann, wenn alle seine Wertebereiche nur atomare Werte besitzen.

2NF: Ein Relationenschema R ist in 2NF, wenn es in 1NF ist und jedes Nicht-Primärattribut von R voll funktional von jedem Schlüsselkandidaten von R abhängt.

3NF: Ein Relationenschema R ist in 3NF, wenn es in 2NF ist und jedes Nicht-Primärattribut von keinem Schlüsselkandidaten von R transitiv abhängig ist.

3NF (BCNF): Ein Relationenschema R ist in BCNF, falls gilt:
Wenn eine Sammlung von Attributen Y (voll funktional) abhängt von einer disjunkten Sammlung von Attributen X , dann hängt jede andere Sammlung von Attributen Z auch von X (voll funktional) ab.

Das heißt, für alle X, Y, Z mit X und Y disjunkt gilt:

$$X \rightarrow Y \text{ impliziert } X \rightarrow Z$$

■ Alternative Definition der BCNF:

Ein normalisiertes Relationenschema R ist in 3NF (BCNF), wenn jeder Determinant in R ein Schlüsselkandidat von R ist.

4NF: Ein Relationenschema R ist in 4NF, wenn es in BCNF ist und jede MWA auf R eine FA ist.

2-43

Entwurfstheorie für relationale Datenbanken

■ Erhebung der Miniwelt (Informationsbedarfsanalyse) liefert:

- Menge aller Attribute (**universelles Relationenschema**)
- **Menge F der funktionalen Abhängigkeiten zwischen Attributen**
⇒ Synthese-Verfahren erzeugt daraus relationales DB-Schema in 3NF

■ Synthese erfordert u. a.

- alle bereits eingeführten Inferenzregeln (*Armstrong-Axiome*) zur Bestimmung der Schlüssel und zum Verstehen der logischen Implikationen (Elimination von Redundanz)
- Verfahren wie CLOSURE und MEMBER (siehe Bestimmung funktionaler Abhängigkeiten)
- Ableitung einer minimalen (kanonischen) Überdeckung von F , um ein redundanzfreies DB-Schema zu gewährleisten

■ Berechnung von F^+

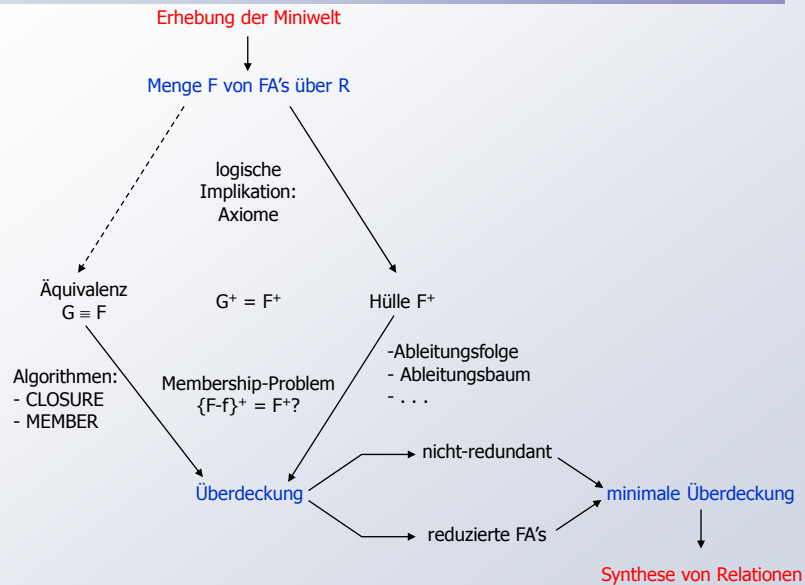
- wozu?
- F^+ wird nur als Hilfsbegriff für die Bestimmung der Äquivalenz von Familien funktionaler Abhängigkeiten benötigt

■ Definition: Äquivalenz von FA-Mengen

Seien F und G zwei Mengen von FA's über A .
 F und G sind äquivalent, wenn $F^+ = G^+$, d. h., wenn ihre Hüllen gleich sind.
 F heißt auch Überdeckung von G und umgekehrt.

2-44

Entwurfstheorie für relationale Datenbanken – Überblick



2-45

Entwurfstheorie für relationale Datenbanken (2)

■ Ableitungsbäume (graphische Methode) für das Membership-Problem:

Gegeben $F, X \rightarrow Y$: Ist $X \rightarrow Y$ in F^+ ?
 Ist $X \rightarrow Y$ in $(F - \{X \rightarrow Y\})^+$?

■ Definition: Ableitungsbaum

1. Ein Knoten mit der Marke A ist ein Ableitungsbaum für F.
2. Wenn T ein Ableitungsbaum mit dem Knoten A als Blatt ist und $B_1, B_2, \dots, B_m \rightarrow A \in F$ gilt, dann ist T' durch Anhängen von $B_1, B_2, \dots, B_m$ auch ein Ableitungsbaum für F.

■ Haupteigenschaft eines Ableitungsbaumes:

Y sei nicht-leere Menge von Knoten eines Ableitungsbaumes T.
 X sei die Menge aller Blätter von T. Dann ist $X \rightarrow Y \in F^+$!

■ Beispiel

- $F = \{ABC \rightarrow D, D \rightarrow E, AB \rightarrow C, EF \rightarrow G, A \rightarrow F\}$.
 Ist $\{AB \rightarrow G\}$ in F^+ ?

2-46

Entwurfstheorie für relationale Datenbanken (3)

■ Minimale Überdeckungen

- **Rechtsreduktion:** Für eine gegebene Menge von Funktionalabhängigkeiten lässt sich eine äquivalente Menge von Funktionalabhängigkeiten mit jeweils einem Attribut auf der rechten Seite finden (Regel R5)
- **Linksreduktion:** Systematische Überprüfung, ob Attribute auf der linken Seite einer FA redundant sind (Axiome A1-A3, Algorithmen für das Membership-Problem)
- Anwendung von **MINCOVER**

■ Definition:

Eine Menge von Funktionalabhängigkeiten ***F* ist minimal**, wenn gilt:

1. Jede rechte Seite von einer FA in F besteht aus einem Attribut.
2. Es gibt kein $X \rightarrow A$ in F , so dass $F - \{X \rightarrow A\}$ äquivalent zu F ist.
3. Es gibt kein $X \rightarrow A$ in F und keine echte Untermenge Z von X , so dass $F - \{X \rightarrow A\} \cup \{Z \rightarrow A\}$ äquivalent zu F ist.

■ Algorithmus MINCOVER:

Eingabe: Menge G von FA's mit **jeweils minimaler linker Seite** und einfacher rechter Seite

Ausgabe: H = minimale Überdeckung für G

```

MINCOVER (G)
begin
  H := G;
  for jede FA  $X \rightarrow Y$  in  $G$  do
    if MEMBER (H - { $X \rightarrow Y$ },  $X \rightarrow Y$ ) then
      H := H - { $X \rightarrow Y$ };
  return {H};
end

```

2-47

Entwurfstheorie für relationale Datenbanken (4)

■ Minimale Überdeckungen – Beispiel

$G' = \{$ $AB \rightarrow CD,$
 $C \rightarrow D,$
 $C \rightarrow AB,$
 $D \rightarrow ABC,$
 $ABD \rightarrow E\}$

Nach Anwendung von Rechts- und Linksreduktion:

$G = \{$ $AB \rightarrow C, AB \rightarrow D$
 $C \rightarrow D,$
 $C \rightarrow A, C \rightarrow B,$
 $D \rightarrow C, D \rightarrow A, D \rightarrow B,$
 $AB \rightarrow E\}$

MINCOVER(G)

2-48

Syntheseverfahren

■ Gegeben:

- A ; F (erhoben in der Miniwelt)
- Modellannahme: universelles Relationenschema U enthält alle Attribute

■ Gesucht:

Relationales DB-Schema RS mit folgenden Eigenschaften bezüglich U :

1. **Informationsgleichheit** (*lossless join decomposition*)
2. **Abhängigkeitsbewahrung** (*dependency preservation*)
3. **Redundanzminimierung**

zu 1: Jedes Attribut von U ist in mindestens einer Relation von RS enthalten.
Die Zerlegung in mehrere Relationen ist verlustfrei

zu 2: Alle FA's der minimalen Überdeckung von F sind durch Schlüsselkandidaten in den Relationen von RS verkörpert.

zu 3: Alle Relationen sind in 3NF; die Anzahl der Relationen ist minimal.

Syntheseverfahren – Voraussetzungen

1. Eindeutigkeitsannahme

Wenn $f : X \rightarrow Y$ und $g : X \rightarrow Y$, dann $f = g$

Beispiel: $f_1 : \text{PNR} \rightarrow \text{TELNR}$ (Angestellter benutzt Telefon)
 $f_2 : \text{TELNR} \rightarrow \text{ANR}$ (Telefon wird abgerechnet über Abteilung)

⇒ **abgeleitete FA**

$f_{12} : \text{PNR} \rightarrow \text{ANR}$ („benutzt Telefon, das abgerechnet wird über“)

⇒ **i. allg. verschieden von der wohl erhobenen FA**

$f_3 : \text{PNR} \rightarrow \text{ANR}$ (Angestellter gehört zu Abteilung)

⇒ Problem der Bedeutungstransitivität !

deshalb Verfeinerung bei den Attributnamen erforderlich:

$f_2 : \text{TELNR} \rightarrow \text{AbrechANR}$ (Telefon wird abgerechnet über Abteilung)
 $f_{12} : \text{PNR} \rightarrow \text{AbrechANR}$ („benutzt Telefon, das abgerechnet wird über“)

2. Darstellung nicht-funktionaler Beziehungen

$X \multimap Y$ $n : m$, d. h. $X \nrightarrow Y$ und $Y \nrightarrow X$

⇒ $XY \rightarrow \emptyset$ mit $\emptyset$ „leeres Attribut“

Synthese-Algorithmus

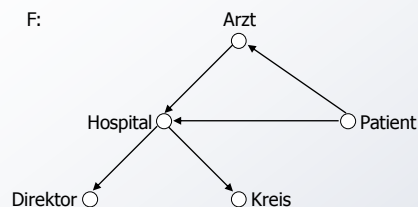
- **Eingabe:** $A; F$
 - **Ausgabe:** RS in 3NF mit minimaler Anzahl von Relationen
- Schritt 1: **Ermittle eine minimale Überdeckung H für F**
($\rightarrow \text{MINCOVER}(F)$)
- Schritt 2: **Teile H in Partitionen mit gleichen linken Seiten auf**
- Schritt 3: **Mische äquivalente Schlüssel**
($\rightarrow$ Schlüsselkandidaten sollen derselben Relation zugeordnet werden)
- Schritt 4: **Eliminiere transitive Abhängigkeiten ($\rightarrow H'$)**,
die durch Schritt 3 eingeführt wurden
($\rightarrow$ innerhalb von Schlüsselattributen)
 - Schritt 5: **Konstruiere für jede Partition von H' eine Relation**
($\rightarrow$ jede Attributmenge auf der linken Seite einer FA ist ein Schlüsselkandidat)

2-51

Anwendung des Syntheseverfahrens

■ Beispiel 1:

F :



Schritt 1: $H =$

Schritt 2: g_1
 g_2
 g_3

Schritt 5: R_1
 R_2
 R_3

Wie sieht F^+ aus?

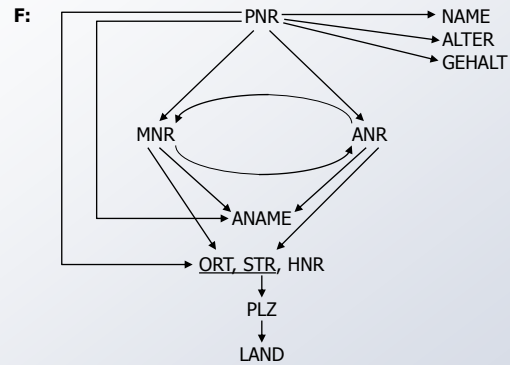
H :



2-52

Anwendung des Syntheseverfahrens (2)

■ Beispiel 2:



f1: PNR → NAME

f2: PNR → ALTER

f3: PNR → GEHALT

f4: PNR → ANR

f5: PNR → MNR

f6: PNR → ORT,STR,HNR

f7: PNR → ANAME

f8: MNR → ANR

f9: MNR → ORT,STR,HNR

f10: MNR → ANAME

f11: ANR → MNR

f12: ANR → ANAME

f13: ANR → ORT,STR,HNR

f14: ORT,STR → PLZ

f15: PLZ → LAND

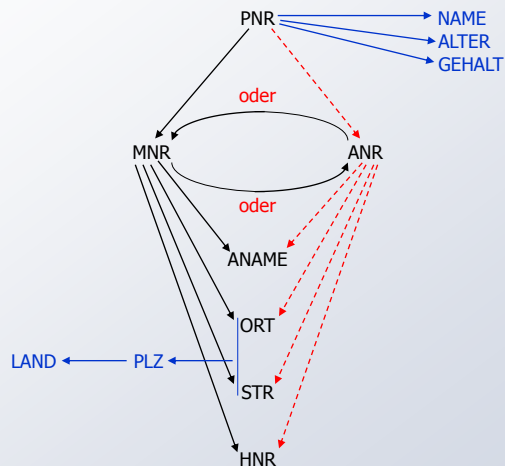
■ Auswahl einer geeigneten Überdeckung: semantische Kriterien!

2-53

Anwendung des Syntheseverfahrens (3)

■ Beispiel 2:

Wieviele minimale Überdeckungen H existieren?



2-54

Anwendung des Syntheseverfahrens (4)

■ Beispiel 2:

1. Ermittle minimale Überdeckung

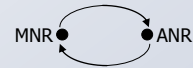
$$H = \{f_1, f_2, f_3, f_5, f_8, f_9, f_{11}, f_{12}, f_{14}, f_{15}\}$$

PNR
MNR
ANR

2. Partitioniere H

$$\begin{aligned} g_1 &= \{f_1, f_2, f_3, f_5\} \\ g_2 &= \{f_8, f_9\} \\ g_3 &= \{f_{11}, f_{12}\} \\ g_4 &= \{f_{14}\} \\ g_5 &= \{f_{15}\} \end{aligned}$$

3. Mische äquivalente Schlüssel (1:1-Beziehung)

$$g'_{23} = \{f_9, f_{12}\}, \quad \ddot{A} = \{f_8, f_{11}\}$$


4. Eliminiere transitive Abhängigkeiten: H'

$$\begin{aligned} g_1 &= \{f_1, f_2, f_3, f_5\} \\ g_{23} &= \{f_8, f_9, f_{11}, f_{12}\} \\ g_4 &= \{f_{14}\} \\ g_5 &= \{f_{15}\} \end{aligned}$$

5. Konstruiere Relationen

$$\begin{aligned} g_1 &\rightarrow R1 (\underline{PNR}, NAME, ALTER, GEHALT, MNR) \\ g_{23} &\rightarrow R2 (\underline{MNR}, ANR, ANAME, ORT, STR, HNR) \\ g_4 &\rightarrow R3 (\underline{ORT}, STR, PLZ) \\ g_5 &\rightarrow R4 (\underline{PLZ}, LAND) \end{aligned}$$

2-55

Anwendung des Syntheseverfahrens (5)

■ Eine Lösung:

$$\begin{aligned} R1 &(\underline{PNR}, NAME, ALTER, GEHALT, MNR) \\ R2 &(\underline{MNR}, ANR, ANAME, ORT, STR, HNR) \\ R3 &(\underline{ORT}, STR, PLZ) \\ R4 &(\underline{PLZ}, LAND) \end{aligned}$$

■ Fragen:

1. Wie häufig treten Wiederholungen auf in ORT, STR?

- Fall 1: 1000 Abt. → 1000 (Orte, Straßen)
- Fall 2: 1000 Abt. → 10 (Orte, Straßen)

2. Ist die Zerlegung von

$$ORT, STR \rightarrow PLZ \rightarrow LAND$$
in R3 und R4 **sinnvoll**?

- Änderungshäufigkeit?
- Aufsuchen der Adresse (Verbundoperation) !
- Ist ORT, STR oder PLZ in diesem Kontext ein Entity? (als Kandidat für eigene Relation in 3NF)

⇒ besser R2 in 2NF !

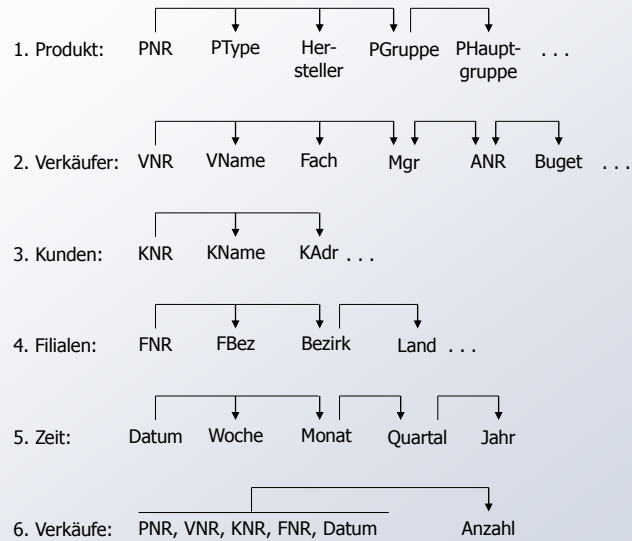
3. Stabilität von MNR?

- Änderungshäufigkeit von ANR und MNR!
- ⇒ R1 (PNR, NAME, ALTER, GEHALT, ANR)
- R2 (ANR, MNR, ANAME, ORT, STR, HNR, PLZ, LAND)

2-56

Schemasyntese bei Data Warehouses

■ Funktionale Abhängigkeiten

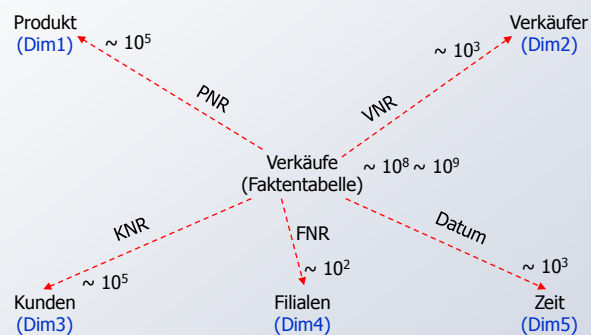


2-57

Schemasyntese bei Data Warehouses (2)

- 1NF : 1 Tabelle
- Stern-/Schneeflocken-Schema

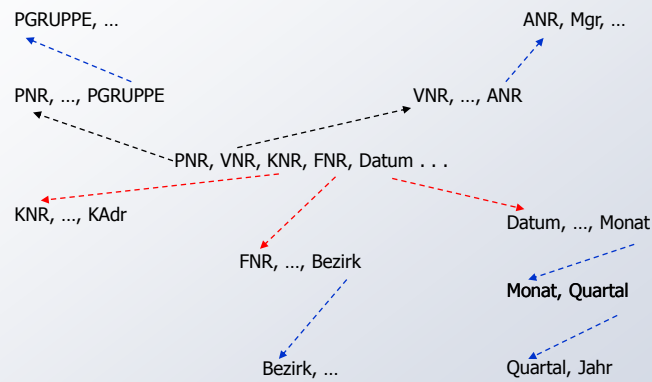
2NF: Stern



2-58

Schemasynthese bei Data Warehouses (3)

3NF: Schneeflocken



2-59

Entwurfstheorie – Zusammenfassung

- **Festlegung aller funktionalen Abhängigkeiten**
 - unterstützt präzises Denken beim Entwurf
 - erlaubt Integritätskontrollen durch das DBS
- **ZIEL: klare und natürliche Zuordnung von Objekt und Datenstruktur**
 - ⇒ „wachsender Informationsgehalt“ mit zunehmender Normalisierung
 - ⇒ durch einen Satztyp (Relation) wird nur ein Objekttyp beschrieben
- **Normalisierung von Relationen**
 - lokales Verfahren auf existierenden Datenstrukturen
 - schrittweise Eliminierung von Änderungsanomalien
 - übergreifende Maßnahmen zur DB-Schema-Integration
- **Synthese von Relationen**
 - globales Verfahren liefert 3NF-Relationen
 - ggf. Überprüfung von überlappenden Schlüsselkandidaten, mehrwertigen Abhängigkeiten und Join-Abhängigkeiten
 - ⇒ BCNF-, 4NF- bzw. 5NF-Zerlegung

2-60

Entwurfstheorie – Zusammenfassung (2)

■ Weitere Probleme

- Definition aller relevanten FA's bei sehr vielen Attributen schwierig
- Entwurfs-Algorithmen liefern i. allg. mehrere minimale Überdeckungen
- Bei Überführung von 3NF in BCNF können FA's verlorengehen

■ Überarbeitung des DB-Schemas

- Stabilitätsgesichtspunkte/Änderungshäufigkeiten können schwächere Normalformen erzwingen
- Berücksichtigung von Abstraktionskonzepten
⇒ **Der Entwerfer, und nicht die Methode, bestimmt den Entwurf**