5 Relationaler Datenbank-Entwurf

Problem: Zu modellierender Ausschnitt der realen Welt durch unterschiedlichste relationale DB-Schemata darstellbar

- Welche Schemata sind **äquivalent**, d.h. stellen die gleiche Information dar? Welche sind **gute** Schemata?

- Gesucht: Äquivalenzkriterien und Gütekriterien; Methoden zur Schemaverbesserung

Grundlage: Relationenschemata mit **funktionalen Abhängigkeiten (FAen)**; spezielle, für das relationale Datenmodell typische Integritätsbedingungen

Erwünscht: Vermeidung von

- Redundanz

- Anomalien
  Änderungs-, Einfüge- und Löschanomalien

Entwurfsziele

- Redundanzen und Anomalien beseitigen

- Äquivalenz garantieren

- Vorgehen: Normalisierung, d.h. Umwandlung von gegebenen Relationenschemata zu Relationenschemata in Normalform

Beispiel: KAL (Kunde-Auftrag-Lieferant)

S1 KAL(KName, KAdr, Kto, Ware, Menge, LName, LAdr, Preis)

universelle Relation: alle Attribute

S2 Original-KAL

KUNDE (KName, KAdr, Kto)

AUFTRAG(KName, Ware, Menge)

LIEFERANT(LName, LAdr, Ware, Preis)

S3 KUNDE(KName, KAdr, Kto)

AUFTRAG(KName, Ware, Menge)

LIEFERANT'(LName, LAdr)

ANGEBOT(LName, Ware, Preis)

S4 wie S3, jedoch zusätzlich:

BEZUG(KName, Ware, LName)

S5-S7 wie S2-S4, jedoch KUNDE zerlegt in

KUNADR(KName, KAdr)

KUNKTO(KName, Kto)

Nachteile (anhand von Original-KAL)

- LIEFERANT(LName, LAdr, Ware, Preis)

- Redundanz: Adresse LAdr eines Lieferanten wird zu jeder Ware aufgeführt

- Änderungs-Anomalien (Einfüge-, Update-, Lösch-Anomalien)

  a) Adresse kann nicht ohne Ware eingefügt werden

  b) Adresse kann beim Update einer Ware unvollständig geändert werden

  c) Adresse wird mit der letzten Ware gelöscht

Verbesserung

- LIEFERANT'(LName, LAdr)
  ANGEBOT(LName, Ware, Preis)
  also Zerlegung der Relation LIEFERANT

- Problem: Ist LIEFERANT' zusammen mit ANGEBOT äquivalent zu LIEFERANT?

- neuer Nachteil: zum Teil aufwendigere Anfragen, z.B. Lieferantenadressen zu Waren erfordert Verbundbildung

Beispiele für funktionale Abhängigkeiten

Beispiel: KAL

KUNDE(KName, KAdr, Kto)

KName → KAdr Kto

AUFTRAG(KName, Ware, Menge)

KName Ware → Menge

LIEFERANT(LName, LAdr, Ware, Preis)

LName → LAdr

LName Ware → Preis

Beispiel: STADT

STADT(SName,X,Y,EinwAnz)

SName → X, Y

X, Y → SName

SName → EinwAnz

Obacht: als Schlüssel kommen {SName} oder {X,Y} in Frage; dies wird aber nicht durch STADT($\underline{\text{SName}}$,$\underline{\text{X}}$,$\underline{\text{Y}}$,EinwAnz) ausgedrückt, sondern durch
STADT($\underline{\text{SName}}$,X,Y,EinwAnz) bzw.
STADT(SName,$\underline{\text{X}}$,$\underline{\text{Y}}$,EinwAnz)

Beispiel: WOHNUNGSMARKT (WM)

WM	VName	Adresse	Wnr	Miete	MName	HTier
r	Ada	Idaweg3	1	800	Cher	Fisch
	Ada	Idaweg2	2	900	Dan	Hund
	Ada	Idaweg2	2	900	Dan	Maus
	Ada	Idaweg1	3	750	Eva	Vogel
	Bob	Idaweg4	1	300	Fred	Löwe
	Bob	Idaweg5	2	300	Gil	Hund
	Bob	Idaweg5	2	300	Gil	Katze
	Bob	Idaweg4	3	340	Hal	Katze

FA: Adresse, Wnr $\rightarrow$ MName, Miete, VName
MName $\rightarrow$ Adresse, Wnr, VName

VERMIETUNG	VName	Adresse	Wnr	Miete	MName
$r_1 = \pi_1(r)$	Ada	Idaweg3	1	800	Cher
	Ada	Idaweg2	2	900	Dan
	Ada	Idaweg1	3	750	Eva
	Bob	Idaweg4	1	300	Fred
	Bob	Idaweg5	2	300	Gil
	Bob	Idaweg4	3	340	Hal

TIERE	MName	HTier
$r_2 = \pi_2(r)$	Cher	Fisch
	Dan	Hund
	Dan	Maus
	Eva	Vogel
	Fred	Löwe
	Gil	Hund
	Gil	Katze
	Hal	Katze

$r = r_1 * r_2$

48[WM] *verusus* 30[VERMIETUNG] + 16[TIERE]

Funktionale Abhängigkeiten

Gegeben seien eine Attributmenge $A = \{A_1, ..., A_n\}$ und ein Relationenschema $R(A) = R(A_1, ..., A_n)$

Definition: Eine **funktionale Abhängigkeit (FA)** ist eine spezielle Integritätsbedingung, die syntaktisch durch ein Paar von Teilmengen $X, Y \subseteq A$ beschrieben wird

Notation: $X \rightarrow Y$ wobei X und Y oft ohne Mengenklammern und Kommata notiert werden; gesprochen 'X bestimmt Y'

Beispiel: 'LName Ware → LAdr Ware' statt '{LName, Ware} → {LAdr, Ware}'; manchmal auch: 'LN, W → LA, W'

'LName Ware → LAdr Ware' gleichbedeutend mit 'Ware LName → Ware LAdr'

Definition: Eine Relation r zum Schema $R(A)$ **erfüllt** die FA $X \rightarrow Y$ gdw. für je zwei Tupel $t_1, t_2 \in r$ gilt:
$\pi_X(t_1) = \pi_X(t_2) \Rightarrow \pi_Y(t_1) = \pi_Y(t_2)$

Äquivalente IB im Tupelkalkül:
$\forall t_1, t_2 : R \ (t_1.X = t_2.X \Rightarrow t_1.Y = t_2.Y)$
wobei X, Y Attributmengen und
$t_1.Z = t_2.Z :\Leftrightarrow t_1.B_1 = t_2.B_1 \wedge ... \wedge t_1.B_m = t_2.B_m$
für $Z = \{B_1, ..., B_m\}$

Eigenschaften von FAen:
– einfache mathematische Objekte
– entsprechen verallgemeinerten Schlüsselbedingungen
– durch Indexe leicht überwachbar

Beispiel: FA in RA, TK und SQL

LIEF(LN,LA,W,P) mit LN, W $\rightarrow$ P

$\forall\ l_1, l_2 : LIEF$
$\quad \pi_{LN,W}(l_1) = \pi_{LN,W}(l_2) \Rightarrow \pi_P(l_1) = \pi_P(l_2)$

$\forall\ l_1, l_2 : LIEF$
$\quad (t_1.LN = t_2.LN \wedge t_1.W = t_2.W \Rightarrow t_1.P = t_2.P)$

```
SELECT DISTINCT 'FA (LN W -> P) VERLETZT'
FROM   LIEF
WHERE  EXISTS (SELECT *
               FROM   LIEF L1, LIEF L2
               WHERE  L1.LN=L2.LN AND
                      L1.W=L2.W AND
                      L1.P<>L2.P)
UNION
SELECT DISTINCT 'FA (LN W -> P) ERFUELLT'
FROM   LIEF
WHERE  NOT EXISTS (SELECT *
                   FROM   LIEF L1, LIEF L2
                   WHERE  L1.LN=L2.LN AND
                          L1.W=L2.W AND
                          L1.P<>L2.P)
```

Beispiel: LIEFERANT-Relationen erfüllen noch weitere FAen:

(1) LName $\rightarrow$ LName, LName Ware $\rightarrow$ Ware, ...

(2) LName Ware $\rightarrow$ LAdr, ...

zu (1)

Definition: Eine FA $X \rightarrow Y$ heißt **trivial** gdw. $X \rightarrow Y$ von jeder Relation erfüllt wird

Lemma: FA $X \rightarrow Y$ trivial $\Leftrightarrow X \supseteq Y$

zu (2)

Definition: Es seien F eine Menge von FAen zum Schema $R(A)$ und $X, Y \subseteq A$; 'F **impliziert** $X \rightarrow Y$' oder 'unter F ist $X \rightarrow Y$ **gültig**', notiert als $F \models X \rightarrow Y$, gdw. für alle Relationen r gilt:
(r erfüllt alle FAen in F) $\Rightarrow$ (r erfüllt $X \rightarrow Y$)

Beispiel:

$\{$ LName $\rightarrow$ LAdr $\}$ $\models$ LName Ware $\rightarrow$ LAdr

Definition: Abschluß von F:
$F^+ = \{X \rightarrow Y \mid F \models X \rightarrow Y\}$

Herleitungsregeln

Es gibt System von **Herleitungsregeln**, mit dem sich syntaktisch (ohne Untersuchung von Relationen) beweisen läßt, ob $F \models X \to Y$ gilt:

Notation: $F \vdash X \to Y$; ausgesprochen '$X \to Y$ herleitbar aus F' oder 'unter F ist $X \to Y$ herleitbar'

Armstrong–Axiome: $X, Y, Z, W \subseteq A$

I: Anfang: Für alle $X \to Y \in F : F \vdash X \to Y$

II: Reflexivität: Für alle $X \supseteq Y : F \vdash X \to Y$

III: Expansivität: Für alle X, Y, W, Z mit $W \supseteq Z : F \vdash X \to Y \Rightarrow F \vdash XW \to YZ$

$XW = X \cup W; \quad YZ = Y \cup Z$

IV: Transitivität: Für alle X, Y, Z:

$F \vdash X \to Y$ und $F \vdash Y \to Z \Rightarrow F \vdash X \to Z$

Definition: Hülle von F: $F^* := \{X \to Y \mid F \vdash X \to Y\}$

Satz: Für beliebige F und X, Y gilt:
$F \vdash X \to Y \Leftrightarrow F \models X \to Y$

D.h. obige Regeln bilden ein **konsistentes** ($\Rightarrow$) und **vollständiges** ($\Leftarrow$) Herleitungssystem

Kurz: Für beliebiges F gilt: $F^* = F^+$

Beispiel:

F = $\{$ A W $\rightarrow$ MN M VN (1), MN $\rightarrow$ A W VN (2) $\}$

nach I:

F $\vdash$ A W $\rightarrow$ MN M VN

F $\vdash$ MN $\rightarrow$ A W VN

nach II:

F $\vdash$ A W MN M VN $\rightarrow$ MN VN

...

nach III:

F $\vdash$ A W MN $\rightarrow$ MN M VN
aus (1) mit Z=$\emptyset$, W=$\{$MN$\}$

F $\vdash$ MN M VN $\rightarrow$ A W MN M VN
aus (2) mit Z=W=$\{$MN, M, VN$\}$

...

nach IV:

(F $\vdash$ MN $\rightarrow$ A W) und (F $\vdash$ A W $\rightarrow$ M) dann
(F $\vdash$ MN $\rightarrow$ M)

...

Weitere Herleitungsregeln sind aus den gegebenen Herleitungsregeln ableitbar:

(1) Mit $W \rightarrow XY$ gilt auch $W \rightarrow X$ und $W \rightarrow Y$

Beweis: $W \rightarrow XY$ und $XY \rightarrow X$ (Reflexivität) lassen sich mittels Transitivität zu $W \rightarrow X$ zusammensetzen. Analog für $W \rightarrow Y$. QED

(2) Mit $W \rightarrow X$ und $Y \rightarrow Z$ gilt auch $WY \rightarrow XZ$

Beweis: Aus $W \rightarrow X$ folgt $WY \rightarrow XY$ mittels Expansivität. Aus $Y \rightarrow Z$ folgt $XY \rightarrow XZ$ mittels Expansivität. Mittels Transitivität ergibt sich $WY \rightarrow XZ$. QED

Weitere mögliche Gesetze: entweder beweisen oder widerlegen

- Symmetrie von FAen
$W \rightarrow X \Rightarrow X \rightarrow W$

- Vereinigung von FAen:
$W \rightarrow X \wedge Y \rightarrow Z \Rightarrow W \cup Y \rightarrow X \cup Z$

- Durchschnitt von FAen:
$W \rightarrow X \wedge Y \rightarrow Z \Rightarrow W \cap Y \rightarrow X \cap Z$

- Differenz von FAen:
$W \rightarrow X \wedge Y \rightarrow Z \Rightarrow W - Y \rightarrow X - Z$

- Symmetrische Differenz von FAen:
$W \rightarrow X \wedge Y \rightarrow Z \Rightarrow W \Delta Y \rightarrow X \Delta Z$
$A \Delta B := (A - B) \cup (B - A) \quad = \quad (A \cup B) - (A \cap B)$

- Addition einer Attributmenge
$W \rightarrow X \Rightarrow W \cup Y \rightarrow X \cup Y$

- Durchschnitt mit einer Attributmenge
$W \rightarrow X \Rightarrow W \cap Y \rightarrow X \cap Y$

- Subtraktion einer Attributmenge
$W \rightarrow X \Rightarrow W - Y \rightarrow X - Y$

- Symmetrische Subtraktion einer Attributmenge
$W \rightarrow X \Rightarrow W \Delta Y \rightarrow X \Delta Y$

- Subtraktion einer FA
$W \rightarrow X \Rightarrow Y - W \rightarrow Y - X$

- Symmetrische Subtraktion einer FA
$W \rightarrow X \Rightarrow Y \Delta W \rightarrow Y \Delta X$

Herleitbarkeit ist entscheidbar

Verfahren: Gegeben F und $X \to Y$

Entscheide ob $F \vdash X \to Y$ gilt

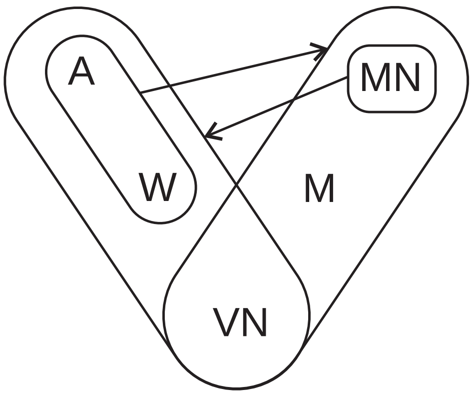
1. $Z := X$

2. repeat
   for each $U \subseteq Z, U \to V \in F$ do $Z := Z \cup V$
   until Z unverändert /* $Z = X^*$ */

3. Teste $Y \subseteq Z$ /* $X \to Y \in F^*$ gdw. $Y \subseteq X^*$ */

Bezeichnung: X^* := Hülle von X; maximale, von X aus erreichbare Attributmenge

Darstellung: Menge von FAen dargestellt als Graph mit Knoten=Attributmengen und Kanten=FAen



Beispiel:

{ MN }* = { A, W, MN, M, VN }
{ A, W }* = { A, W, MN, M, VN }
{ M }* = { M }
{ A }* = { A }

Minimale Überdeckungen

Zu einer Menge F von FAen gibt es eine minimale, nicht notwendigerweise eindeutige Überdeckung $G = MinCover(F)$

Definition: G **Überdeckung** von F gdw. $G^* = F^*$

G **minimal** gdw. für alle $X \to Y \in G$ gilt:

(i) $|Y| = 1$
(Rechte Seiten einelementig)

(ii) $(Z \subseteq X \wedge G \vdash Z \to Y) \Rightarrow Z = X$
(Linke Seiten nicht redundant)

(iii) $G - \{X \to Y\} \not\vdash X \to Y$
(G nicht redundant)

Verfahren: Konstruktion einer minimalen Überdeckung

0. $G := F$

1. for each $X \to Y \in G, Y = B_1...B_m$ do
   $G := G - \{X \to Y\} \cup \{X \to B_1, ..., X \to B_m\}$

2. repeat
   for each $X \to Y \in G, Z \subset X$ do
   if $G \vdash Z \to Y$ then
   $G := G - \{X \to Y\} \cup \{Z \to Y\}$
   until G unverändert

3. for each $X \to Y \in G$ do
   if $G - \{X \to Y\} \vdash X \to Y$ then
   $G := G - \{X \to Y\}$

Beispiele zu minimalen Überdeckungen

nach 0.	A W $\rightarrow$ MN M VN MN $\rightarrow$ A W VN	
nach 1.	A W $\rightarrow$ MN A W $\rightarrow$ M A W $\rightarrow$ VN MN $\rightarrow$ A MN $\rightarrow$ W MN $\rightarrow$ VN	ableitbar
nach 2.	− unverändert −	
nach 3.	A W $\rightarrow$ MN A W $\rightarrow$ M MN $\rightarrow$ A MN $\rightarrow$ W MN $\rightarrow$ VN	

...

nach 0.	A $\rightarrow$ B B $\rightarrow$ C C $\rightarrow$ A
	B $\rightarrow$ A C $\rightarrow$ B A $\rightarrow$ C
nach 1. und 2.	− unverändert −
nach 3.	A $\rightarrow$ B B $\rightarrow$ C C $\rightarrow$ A

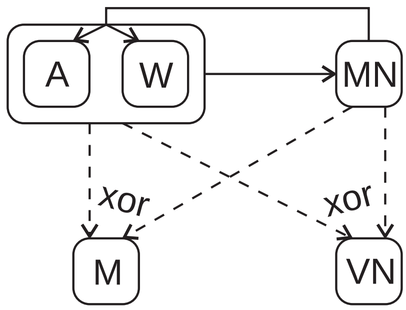
oder

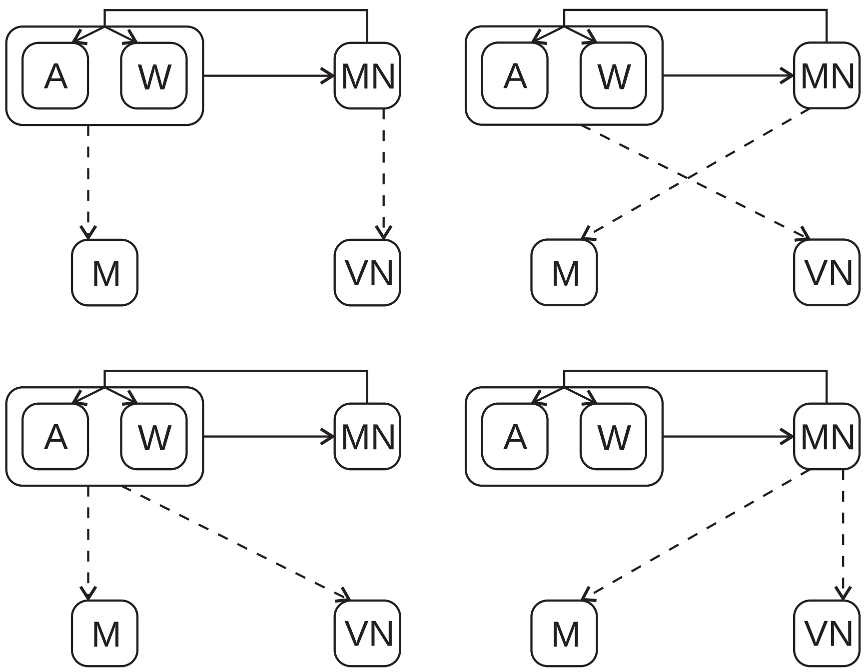
nach 3.	B $\rightarrow$ A C $\rightarrow$ B A $\rightarrow$ C

...

Beispiel: minimale Überdeckungen

WOHNUNGSMARKT





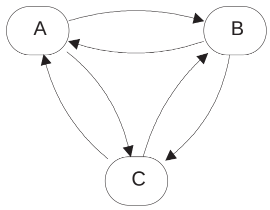
Oben: Erzeugendenmenge für die unten angegebenen 4 minimalen Überdeckungen

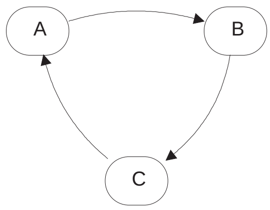
Mitte: 2 minimale Überdeckungen

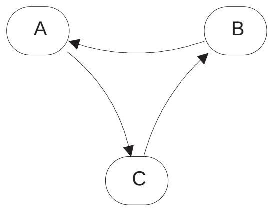
Unten: 2 weitere minimale Überdeckungen

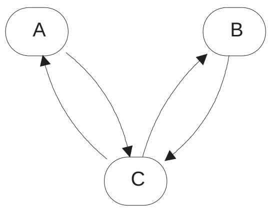
keine weiteren minimale Überdeckungen

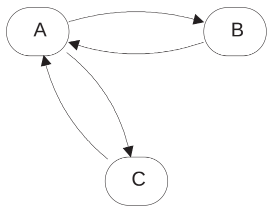
Beispiel: minimale Überdeckungen

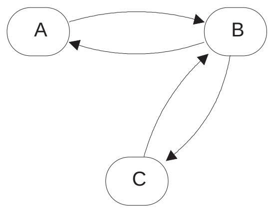












Oben: gegebene Menge von FAen
Mitte: zwei minimale Überdeckungen
Unten: drei weitere minimale Überdeckungen

keine weiteren minimalen Überdeckungen

obiges Verfahren hängt z.B. ab von der Reihenfolge der Auswahl der FAen in Schritt 3

Mitte links erzeugt von:
$B \to A$, $C \to B$, $A \to C$, $A \to B$, $B \to C$, $C \to A$

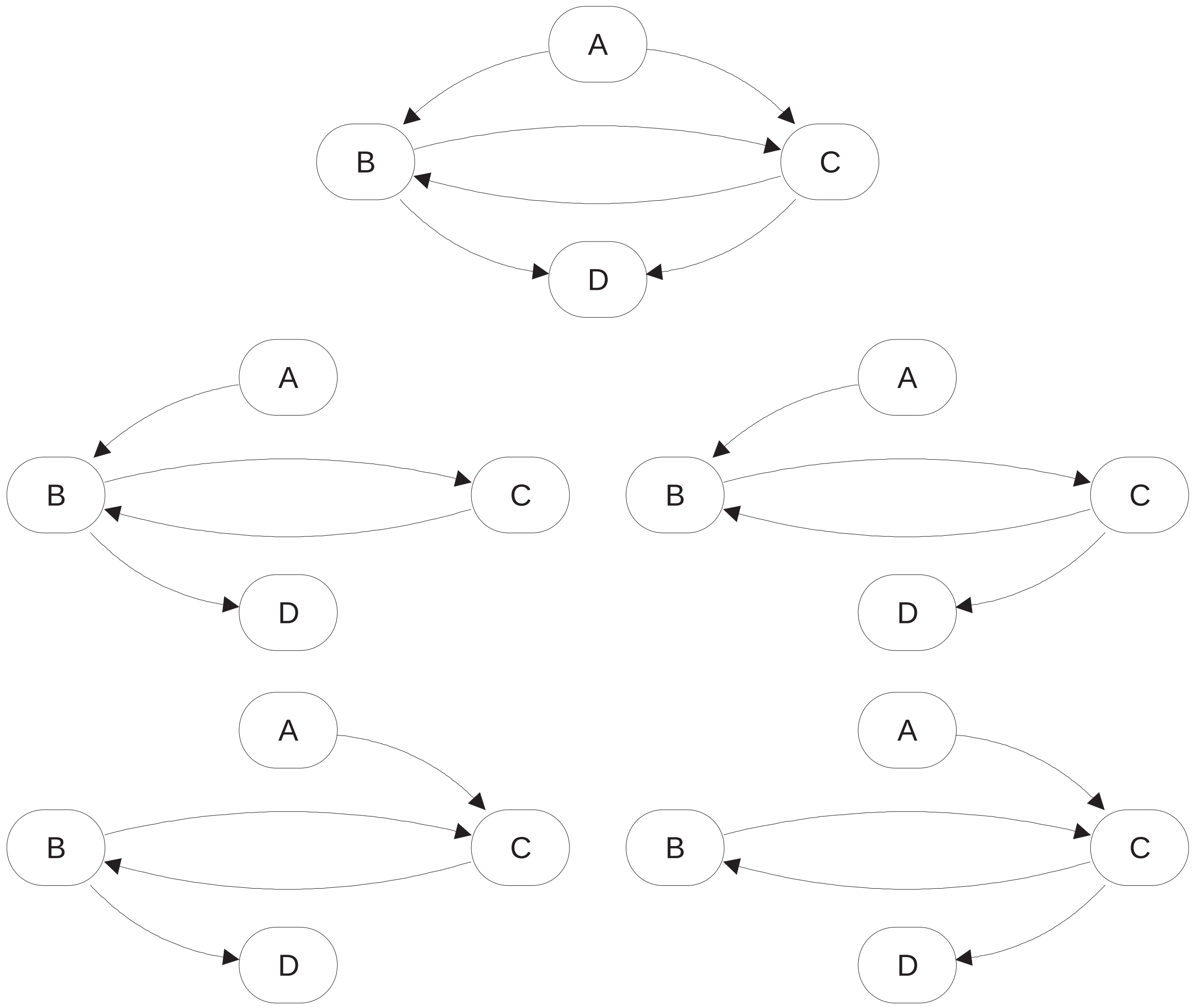
Mitte rechts erzeugt von:
$A \to B$, $B \to C$, $C \to A$, $B \to A$, $C \to B$, $A \to C$

Unten links erzeugt von: ...

Unten mitte erzeugt von: ...

Unten rechts erzeugt von: ...

Beispiel: minimale Überdeckungen



Oben: gegebene Menge von FAen

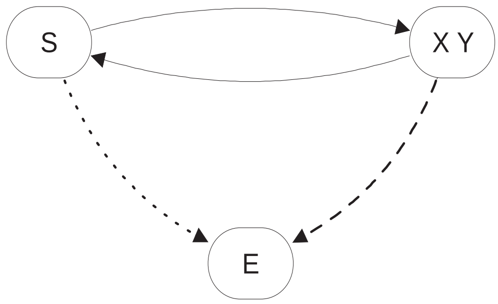
Mitte: zwei minimale Überdeckungen

Unten: zwei weitere minimale Überdeckungen

keine weiteren minimalen Überdeckungen

Beispiel: minimale Überdeckungen

STADT(S,X,Y,E), $\{ S \rightarrow X\ Y,\ X\ Y \rightarrow S,\ S \rightarrow E \}$



minimale Überdeckungen:

$\{ S \rightarrow X,\ S \rightarrow Y,\ X\ Y \rightarrow S,\ S \rightarrow E \}$

$\{ S \rightarrow X,\ S \rightarrow Y,\ X\ Y \rightarrow S,\ X\ Y \rightarrow E \}$

keine weiteren minimalen Überdeckungen

Schlüssel und Determinanten

Definition: $X \subseteq A$ heißt **Schlüsselkandidat** oder auch kurz **Schlüssel** von $R(A)$ bzgl. F gdw.

(i) $F \models X \rightarrow A$ und

(ii) $F \models Y \rightarrow A \ \wedge \ Y \subseteq X \quad \Rightarrow \ Y = X$

d.h. X ist minimale Attributmenge mit $X \rightarrow A$

Definition: Seien $X_1, ..., X_k \subseteq A$ alle Schlüsselkandidaten von $R(A)$ bzgl. F; $A_i \in A$ heißt **Nicht-Schlüssel-Attribut** (NSA), gdw.
$A_i \notin X_1 \cup ... \cup X_k$

Definition: Seien $D \subseteq A, Y \in A, Y \notin D$; D heißt **Determinante** von Y in $R(A)$ bzgl. F gdw.

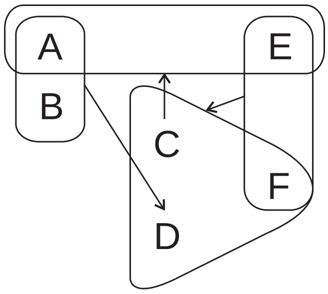
(i) $F \models D \rightarrow Y$ und

(ii) $F \models C \rightarrow Y \ \wedge \ C \subseteq D \ \Rightarrow \ C = D$

Forderung (i) besagt, dass D das Attribut Y determiniert und Forderung (ii) besagt, dass D das Attribut Y minimal determiniert

Beispiel: FA-Menge und Schlüssel

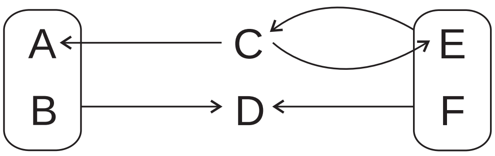
Gegebene FA-Menge



nach 1.
A B $\rightarrow$ D
C $\rightarrow$ A
C $\rightarrow$ E
E F $\rightarrow$ C
E F $\rightarrow$ D
E F $\rightarrow$ F

nach 3.
A B $\rightarrow$ D
C $\rightarrow$ A
C $\rightarrow$ E
E F $\rightarrow$ C
E F $\rightarrow$ D

minimale Überdeckung



Schlüssel: { B, C, F }, { B, E, F }

NSAen: { A, D }

Normalformen

Gegeben seien Relationenschema $R(A)$ und FAen F

Definition: $R(A)$ ist in **n-ter Normalform** (1NF, 2NF, 3NF) bzgl. F gdw ...

1NF: Alle Attributwerte sind atomar, d.h. nicht selbst Mengen von Werten

2NF: Kein NSA Z hängt partiell von einem Schlüssel X ab, d.h. $\neg\exists Y(Y \subset X \wedge Y \to Z)$ mit $Y \to Z$ nicht trivial

3NF: Kein NSA Z hängt transitiv von einem Schlüssel X ab, d.h. $\neg\exists Y(X \to Y \wedge Y \to Z)$ mit $Y \to Z$ nicht trivial und $X \not\leftarrow Y$

Satz: $R(A)$ ist in 3NF bzgl. F gdw. alle Determinanten von allen Nicht-Schlüssel-Attributen Schlüssel sind

Definition: $R(A)$ ist in **Boyce-Codd-Normalform** (BCNF) bzgl. F gdw. alle Determinanten von allen Attributen Schlüssel sind

Überblick: 1NF $\Leftarrow$ 2NF $\Leftarrow$ 3NF $\Leftarrow$ BCNF

Beispiele: Normalformen, Schlüssel, Determinanten

- LIEFERANT(LName, LAdr, Ware, Preis)

  LName $\rightarrow$ LAdr

  LName Ware $\rightarrow$ Preis

  Schlüsselkandidaten: - { LName, Ware }

  Werte atomar, deswegen **in 1NF**; aber es gibt partielle Abhängigkeit 'LName $\rightarrow$ LAdr', deswegen nicht in 2NF

- LIEFORT(LName, LAdr, LOrt)

  LName $\rightarrow$ LAdr

  LAdr $\rightarrow$ LOrt

  Schlüsselkandidaten: - { LName }

  keine partielle Abhängigkeit, deswegen **in 2NF**; aber es gibt transitive Abhängigkeit, deswegen nicht in 3NF; Determinante von NSA LOrt ist LAdr; LAdr kein Schlüssel

- SSP(Stadt, StrasseNr, Plz)

  Stadt StrasseNr $\rightarrow$ Plz

  Plz $\rightarrow$ Stadt

  Schlüsselkandidaten: - { Stadt, StrasseNr }
  - { Plz, StrasseNr }

  keine NSAe, deswegen **in 3NF**; aber Plz Determinante von Stadt, deswegen nicht in BCNF

- STADT(SName,X,Y,EinwAnz)

  SName → X, Y

  X, Y → SName

  SName → EinwAnz

  Schlüsselkandidaten: - { SName }
  - { X, Y }

  Determinanten von Attributen sind Schlüsselkandidaten, deswegen **in BCNF**

Attribut		Determinanten
SName	←	{ X, Y }
X	←	{ SName }
Y	←	{ SName }
EinwAnz	←	{ SName }, { X, Y }

Überblick Normalformen

Kriterium	NF	Beispiel
Attributewerte atomar	1NF	LIEFERANT
keine partiellen Abängigkeiten von NSAen	2NF	LIEFORT
keine transitiven Abängigkeiten von NSAen = Determinanten von NSAen sind Schlüssel	3NF	SSP
Determinanten von Attributen sind Schlüssel	BCNF	STADT

Definition: Zerlegung

$$
\begin{array}{ccc}
R(A) & \mapsto & R_1(B_1), R_2(B_2) \\
F & \mapsto & F_1, F_2
\end{array}
$$

mit $A = B_1 \cup B_2$
mit $F_i = \{X \to Y \mid F \models X \to Y$ und $X, Y \subseteq B_i\}$
(oder Erzeugendenmenge)

Beispiel

SSP	Stadt	StrasseNr	Plz
	HB	Idaweg12	28203
	HH	Idaweg12	22767

Projektion π $\swarrow$ $\searrow$

SS	Stadt	StrasseNr
	HB	Idaweg12
	HH	Idaweg12

SP	StrasseNr	Plz
	Idaweg12	28203
	Idaweg12	22767

Verbund $*$ $\searrow$ $\swarrow$

SSP	Stadt	StrasseNr	Plz
	HB	Idaweg12	28203
	HB	Idaweg12	22767
	HH	Idaweg12	28203
	HH	Idaweg12	22767

Äquivalenzkriterien

Verlustlosigkeit

Definition: Die Zerlegung
$(R(A), F) \Rightarrow (R_1(B_1), F_1; R_2(B_2), F_2)$ ist **verlustlos**
gdw. für alle Relationen r zu $R(A)$, die F erfüllen,
gilt: $r = \pi_{B_1}(r) * \pi_{B_2}(r)$

Bemerkung: Generell gilt $r \subseteq \pi_{B_1}(r) * \pi_{B_2}(r)$ und ...

Beispiel: Zerlegung von SSP

... $r_1 \supseteq \pi_{B_1}(r_1 * r_2)$ und $r_2 \supseteq \pi_{B_2}(r_1 * r_2)$

Beispiel: $R_1(A, B)$ mit $r_1 = \{(a, b), (a, b_1)\}$ und
$R_2(B, C)$ mit $r_2 = \{(b, c), (b_2, c)\}$
$\pi_{A,B}(r_1 * r_2) = \{(a, b)\}$ und $\pi_{B,C}(r_1 * r_2) = \{(b, c)\}$

Satz: Die obige Zerlegung verlustlos gdw.
(1) $F \models B_1 \cap B_2 \rightarrow B_1 - B_2$ oder
(2) $F \models B_1 \cap B_2 \rightarrow B_2 - B_1$

Erhaltung von funktionalen Abhängigkeiten

Definition: Die obige Zerlegung **erhält die FAen** F
gdw. gilt: $F_1 \cup F_2 \models F$
d.h. für alle Relationen r zu $R(A)$ gilt:
$\pi_{B_i}(r)$ erfüllt F_i $(i = 1, 2) \Rightarrow r$ erfüllt F

Beispiele: verlustlose und FA-erhaltende Zerlegungen

- SSP(Stadt, StrasseNr, Plz),
  { Stadt StrasseNr → Plz, Plz → Stadt }

  SS(Stadt,StrasseNr), ∅
  SP(StrasseNr,Plz), ∅

  nicht verlustlos: weder StrasseNr → Stadt
  noch StrasseNr → Plz
  $B_1 \cap B_2 =$ { StrasseNr }
  $B_1 - B_2 =$ { Stadt }
  $B_2 - B_1 =$ { Plz }

  nicht FA-erhaltend (beide FAen verloren)

- LIEFERANT(LName,LAdr,Ware,Preis)
  { LName → LAdr, LName Ware → Preis }

  LIEFERANT'(LName,LAdr), { LName → LAdr }
  ANGEBOT(LName,Ware,Preis),
  { LName Ware → Preis }

  verlustlos: LName → LAdr
  $B_1 \cap B_2 =$ { LName }
  $B_1 - B_2 =$ { LAdr }
  $B_2 - B_1 =$ { Ware, Preis }

  FA-erhaltend

- STUD(Matnr, LoginId, Name)
  { Matnr → Name, LoginId → Name }

  ML(Matnr, LoginId), ∅
  LN(LoginId, Name), { LoginId → Name }

  verlustlos: LoginId → Name
  $B_1 \cap B_2$ = { LoginId }
  $B_1 - B_2$ = { Matnr }
  $B_2 - B_1$ = { Name }

  nicht FA-erhaltend (FA Matnr → Name verloren)

- STUD(LoginId, Name, Abschluss, MinSemAnz)
  { LoginId → Name, Abschluss → MinSemAnz }

  LNM(LoginId, Name, MinSemAnz),
  { LoginId → Name }
  AM(Abschluss, MinSemAnz),
  { Abschluss → MinSemAnz }

  nicht verlustlos:
  weder MinSemAnz → LoginId Name noch
  MinSemAnz → Abschluss
  $B_1 \cap B_2$ = { MinSemAnz }
  $B_1 - B_2$ = { LoginId, Name }
  $B_2 - B_1$ = { Abschluss }

  FA-erhaltend

Normalisierung in 3NF

Satz: Seien $R(A)$ ein Relationenschema und F eine Menge von FAen über A; dann gibt es immer eine Zerlegung $(R_i(B_i), F_i)_{i=1}^m$ von $(R(A), F)$, so daß gilt:

(1) Die Zerlegung ist verlustlos

(2) Die FAen werden erhalten

(3) Jedes Relationenschema $R_i(B_i)$ ist in 3NF bzgl. F_i

Synthese-Verfahren für 3NF-Schemata

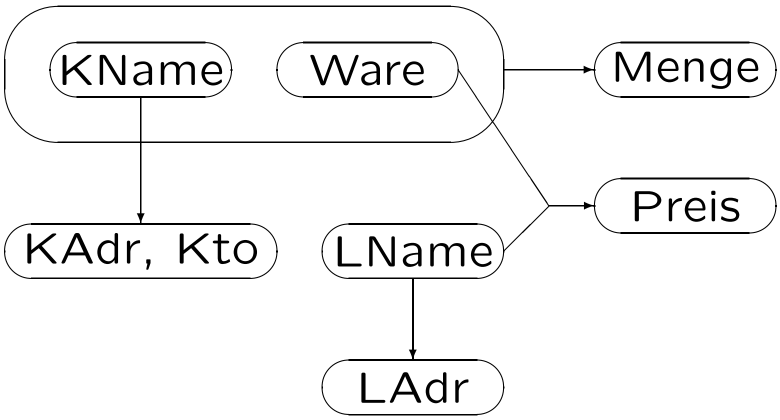
0. Berechne eine minimale Überdeckung G von F
   keine FA in G folgt aus anderen FAen in G;
   in jeder FA $X \to Y$ enthält X keine überflüssigen Attribute und Y ist einelementige Menge;
   für alle FAen $X \to Y$ gilt: $F \models X \to Y \Leftrightarrow G \models X \to Y$, d.h. $F^+ = G^+$

1. Falls $X \to Y \in G$ mit $X \cup Y = A$, so ist $R(A)$ in 3NF bzgl. F

2. Sonst gruppiere die FAen aus G nach gleicher linker Seite und definiere zu jeder Gruppe $F_i := \{D \to C_1, D \to C_2, ..., D \to C_r\}$ ein Relationen-Schema $R_i(B_i)$ mit $B_i = D \cup C_1 \cup ... \cup C_r$; $R_i(B_i)$ ist in 3NF bzgl. F_i

3. Falls noch kein Schlüssel von $R(A)$ in einem der $R_i(B_i)$ enthalten ist, füge einen Schlüssel X von $R(A)$ als weiteres Schema $R'(X)$ hinzu

Beispiel: Synthese-Verfahren



0. Minimale Überdeckung

   KName → KAdr, KName → Kto
   KName Ware → Menge
   LName → LAdr
   LName Ware → Preis

1. Schritt nicht anwendbar

2. KUNDE(KName, KAdr, Kto)
   AUFTRAG(KName, Ware, Menge)
   LIEFERANT'(LName, LAdr)
   ANGEBOT(LName, Ware, Preis)

3. Schlüssel: KName, Ware, LName
   BEZUG (KName, Ware, LName)

Normalisierung in BCNF: Zerlegungs-Verfahren

Eingabe: $S = \langle (R(A), F) \rangle$

Ausgabe: $T = \langle (R_i(B_i), F_i) \mid i = 1, ..., m \rangle$ in BCNF (3NF), verlustlos; jedoch nicht immer FA–erhaltend (0)

1. $T := \{S\}$

2. solange T nicht in BCNF [3NF]: wähle Teilschema $(Q(C), G) \in T$, das nicht in BCNF [3NF] ist, und eine Determinante X eines Attributes [NSA] Y, die kein Schlüssel ist (1)

   d.h. insbesondere $X \to Y \in G^*$ und $X \cap Y = \emptyset$

   $$\begin{aligned} T := T \; - \; & \{ \; (Q(C), G) \; \} \; \cup \\ & \{ \; (Q_1(X \cup Y), G(X \cup Y)) \; \} \; \cup \\ & \{ \; (Q_2(C - Y), G(C - Y)) \; \} \end{aligned} \qquad (2/3)$$

Anmerkungen:

(0) Für nur 3NF gibt es auch eine FA–erhaltende Variante des Verfahrens

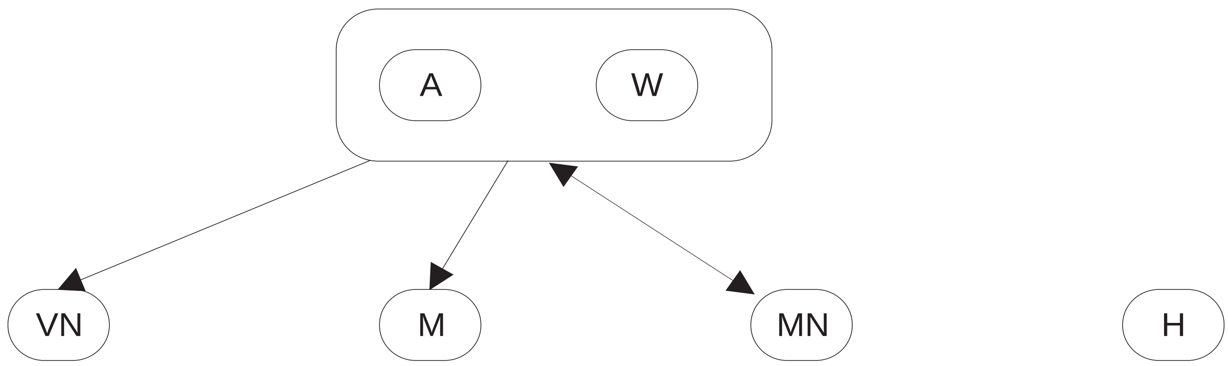
(1) Determinanten sind aus einer minimalen Überdeckung von G ablesbar

(2) Anwendung des Zerlegungssatzes

(3) Mehr FAen werden erhalten, wenn eine minimale Überdeckung der Projektion von G^* auf $X \cup Y$ gebildet wird; also statt $G(X \cup Y)$ besser $MinCover(\pi_{X \cup Y}(G^*))$; für $C - Y$ analog

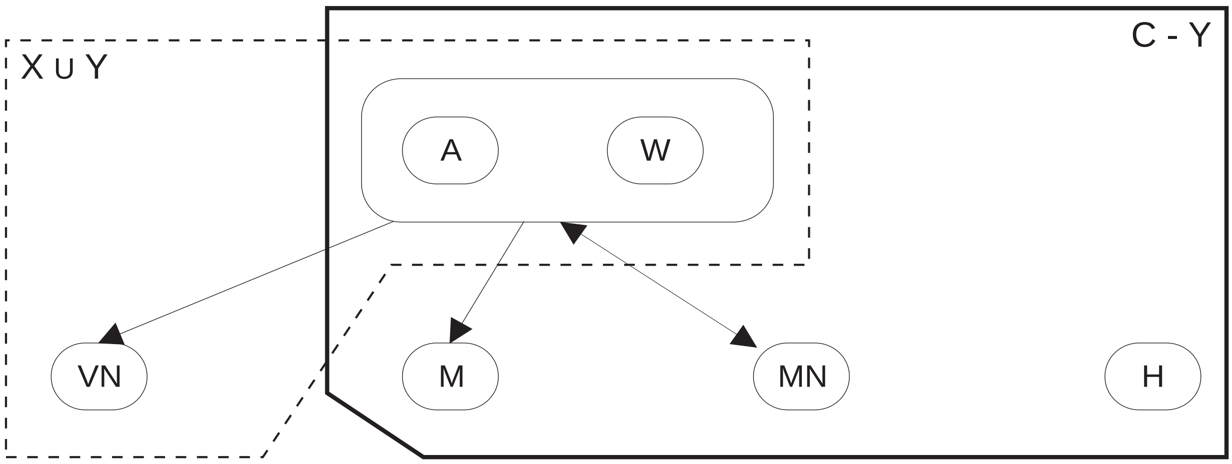
Beispiel: Zerlegungs-Verfahren

minimale Überdeckung (1 von 4)



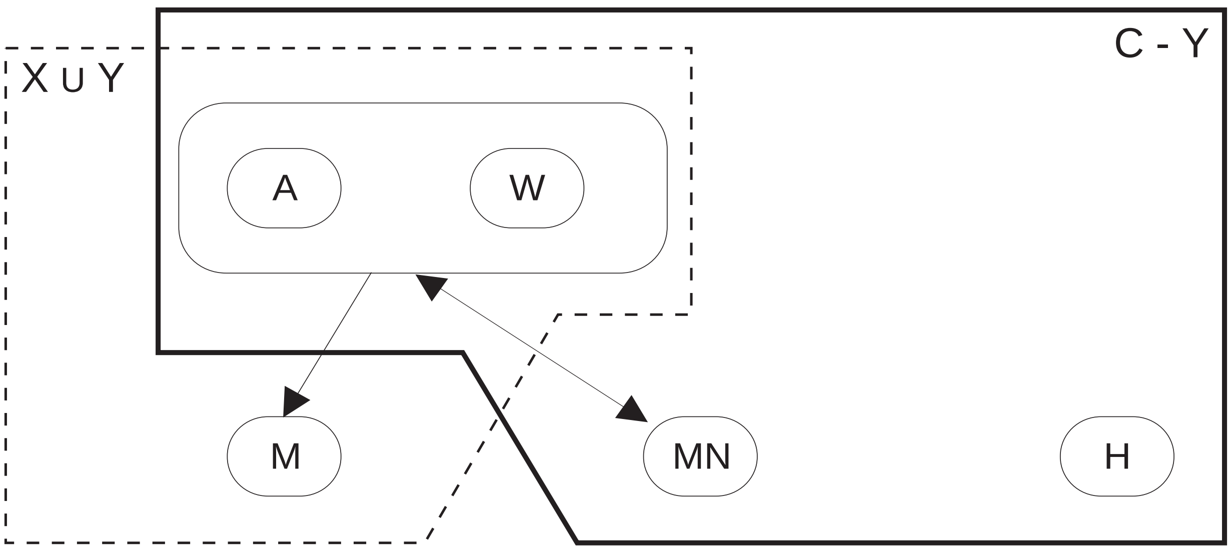
Schlüsselkandidaten: { A, W, H }, { MN, H }

mittels 'A W → VN' zerlegen



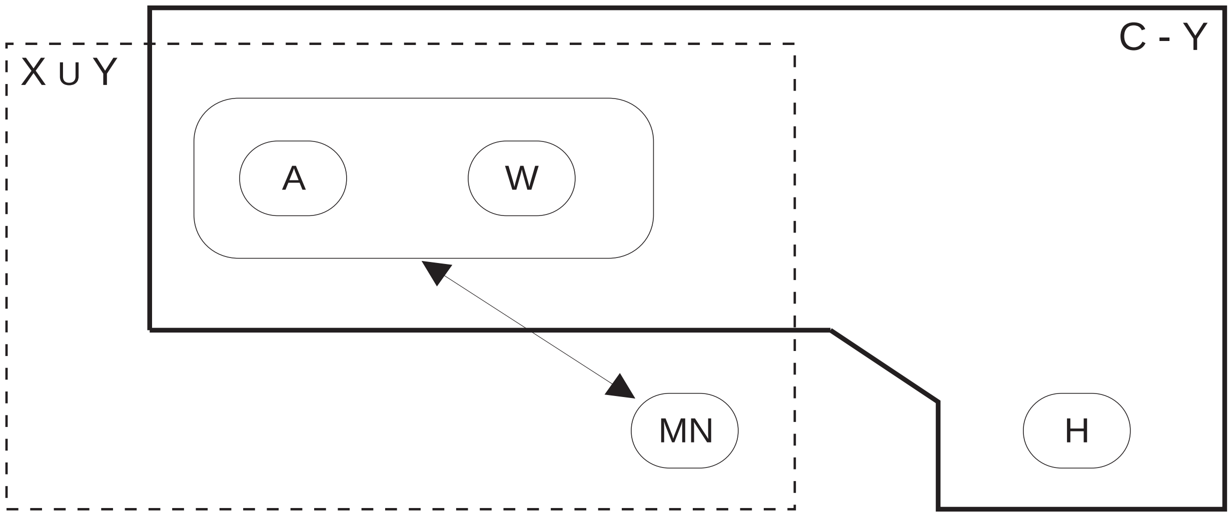
entstehendes Relationenschema:
VERMIETER(<u>A</u>, <u>W</u>, VN)

Rest C-Y (fett umrandet) mittels 'A W → M' zerlegen



entstehendes Relationenschema: MIETEN(<u>A</u>, <u>W</u>, M)

Rest C-Y (fett umrandet) mittels 'A W → MN' zerlegen



entstehendes Relationenschema:
MIETER(<u>A</u>, <u>W</u>, MN) oder MIETER(A, W, <u>MN</u>)

entstehendes Relationenschema: TIERE(<u>A</u>, <u>W</u>, <u>H</u>)

nicht minimale Anzahl von Relationenschemata:
VERMIETER und MIETEN zusammenfassbar

Beispiel: Zerlegungs-Verfahren

- SSP(Stadt, StrasseNr, Plz)

  Stadt StrasseNr $\rightarrow$ Plz

  Plz $\rightarrow$ Stadt

  Schlüsselkandidaten: - { Stadt, StrasseNr }
  - { Plz, StrasseNr }

- einzig mögliche Wahl für X und Y: Plz $\rightarrow$ Stadt

- entstehende Relationenschemata

  SP1(Stadt, <u>Plz</u>), { Plz $\rightarrow$ Stadt }

  SP2(<u>StrasseNr</u>, <u>Plz</u>), $\emptyset$

- in BNCF

  aber FA 'Stadt StrasseNr $\rightarrow$ Plz' verlorengegangen

  Zerlegung damit verlustlos aber nicht FA-erhaltend

- **BCNF und FA-Erhaltung sind unvereinbar**

Motivation 4NF

SFSBL	Schulfach	Schulbuch	Lehrer
	Mathe	BooleFunctions	Meier
	Mathe	RusselLogic	Meier
	Mathe	BooleFunctions	Schmid
	Mathe	RusselLogic	Schmid
	Philo	RusselLogic	Meier

Im obigen Zustand ist keine der 9 möglichen nicht-trivialen FAen gültig:
z.B. gilt nicht: Schulfach $\rightarrow$ Schulbuch wegen
(Mathe,BooleFunctions,...) und
(Mathe,RusselLogic,...)
z.B. gilt nicht: Schulfach Schulbuch $\rightarrow$ Lehrer wegen
(Mathe,BooleFunctions,Meier) und
(Mathe,BooleFunctions,Schmid)

Für obiges Relationschema also Menge der FAen leer; Schlüssel besteht damit aus Gesamtattributmenge; damit in BCNF; dennoch Redundanz

SFSB	Schulfach	Schulbuch
	Mathe	BooleFunctions
	Mathe	RusselLogic
	Philo	RusselLogic

SFL	Schulfach	Lehrer
	Mathe	Meier
	Mathe	Schmid
	Philo	Meier

Information in SFSBL mit 15 Zeichenketten dargestellt, in SFSB und SFL mit 12 Zeichenketten

Es gelten mehrwertige Abhängigkeiten:
Schulfach $\twoheadrightarrow$ Schulbuch, Schulfach $\twoheadrightarrow$ Lehrer

Normalisierung in 4NF

4NF: BCNF und es gibt keine mehrwertige Abhängigkeit (MA) $X \twoheadrightarrow Y$

Idee der MAen: Jeder X-Wert bestimmt eine Menge von Y-Werten unabhängig vom Kontext, d.h. unabhängig von den weiteren Attributen

Beispiel: Schulfach $\twoheadrightarrow$ Schulbuch unabhängig vom Attribut Lehrer, Schulfach $\twoheadrightarrow$ Lehrer unabhängig vom Attribut Schulbuch

Definition: Es seien X, Y disjunkt und es gelte $X \cup Y \cup Z = A$ in $R(A)$ mit $Z \neq \emptyset$ und Z disjunkt zu $X \cup Y$; eine MA $X \twoheadrightarrow Y$ ist gültig gdw. für jede Relation r gilt: $r = \pi_{XY}(r) * \pi_{XZ}(r)$

Bermerkung: Zur 4NF gibt es Zerlegungs-Verfahren, die Verlustlosigkeit und (für konfliktfreie MAen) auch Erhaltung der Abhängigkeiten garantieren

... und ein Artikel von Kent heisst:
'A Simple Guide to **Five** Normal Forms ... '