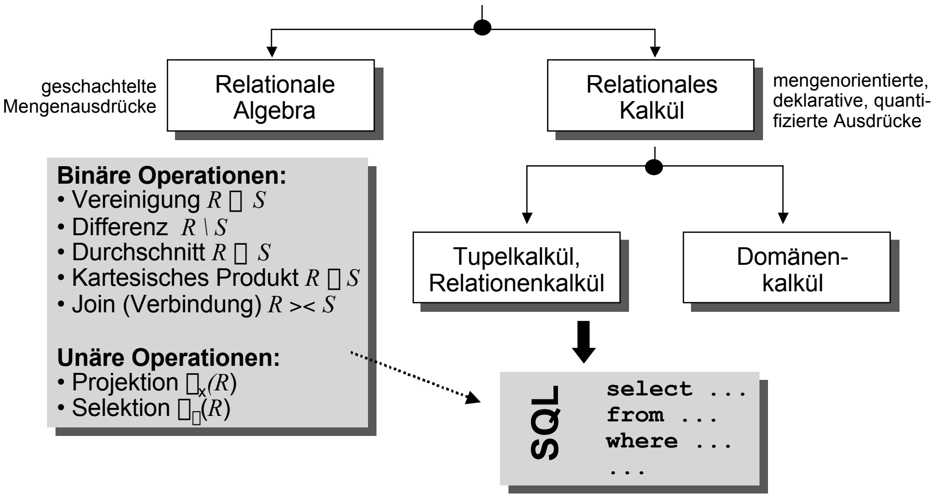
Kapitel 3: Das relationale DB-Modell & SQL

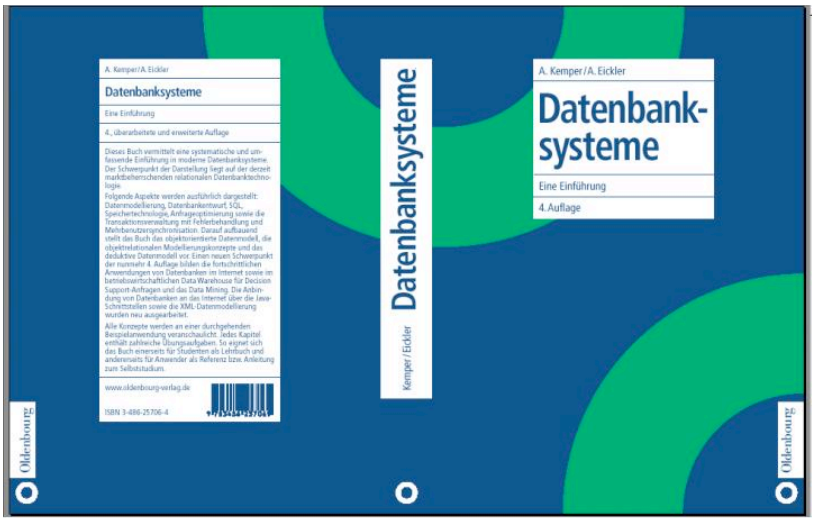
	Relationales Datenmodell (RDM)	Netzwerk- und Hierarchisches Datenmodell (NDM, HDM)	Objekt-orientierte Datenmodelle (OODM)	Objekt-relationale Datenmodelle
Überblick über die Konzepte				
Darstellung von Assoziationen				
Datendefinition	3.1	4.1 4.2	5.1	6.1
Anfragen				
Aktualisierungs-operationen				
Spezifika	3.2 SQL		5.2 ODMG	6.2, 6.3

RDM: Anfragen

Relationale Anfragesprachen im Überblick:



Acknowledgments



Bestimmung funktionaler Abhängigkeiten

ProfessorenAdr: {[PersNr, Name, Rang, Raum, Ort, Straße, PLZ, Vorwahl, Bland, EW, Landesregierung]}

- {PersNr} → {PersNr, Name, Rang, Raum, Ort, Straße, PLZ, Vorwahl, Bland, EW, Landesregierung}
- {Ort,BLand} → {EW, Vorwahl}
- {PLZ} → {Bland, Ort, EW}
- {Bland, Ort, Straße} → {PLZ}
- {Bland} → {Landesregierung}
- {Raum} → {PersNr}

Zusätzliche Abhängigkeiten, die aus obigen abgeleitet werden können:

- {Raum} → {PersNr, Name, Rang, Raum, Ort, Straße, PLZ, Vorwahl, Bland, EW, Landesregierung}
- {PLZ} → {Landesregierung}

Herleitung funktionaler Abhängigkeiten: Armstrong-Axiome

Reflexivität

- Falls □ eine Teilmenge von □ ist (□ □ □) dann gilt immer □ □ □. Insbesondere gilt immer □ □ □.

Verstärkung

- Falls □ □ □ gilt, dann gilt auch □□□ □□. Hierbei stehe z.B. □□für □ □ □.

Transitivität

- Falls □ □ □ und □ □ □ gilt, dann gilt auch □ □ □.

Diese drei Axiome sind vollständig und korrekt. Zusätzliche Axiome erleichtern die Herleitung:

- Vereinigungsregel:
  - Wenn □ □ □ und □ □ □ gelten, dann gilt auch □ □ □□
- Dekompositionsregel:
  - Wenn □ □ □□ gilt, dann gelten auch □ □ □ und □ □ □
- Pseudotransitivitätsregel:
  - Wenn □ □ □ und □□ □ □, dann gilt auch □□□ □

Bestimmung der Hülle einer Attributmenge

Eingabe: eine Menge F von FDs und eine Menge von Attributen □.

Ausgabe: die vollständige Menge von Attributen □+, für die gilt □ → □+.

AttrHülle(F,□)

- Erg := □
- **While** (Änderungen an Erg) **do**
  - **Foreach** FD □ □ □ **in** F **do**
    - **If** □ □ Erg **then** Erg := Erg □ □
- Ausgabe □+ = Erg

Kanonische Überdeckung

Fc heißt kanonische Überdeckung von F, wenn die folgenden drei Kriterien erfüllt sind:

1. Fc ≡ F, d.h. Fc+ = F+
2. In Fc existieren keine FDs , die überflüssige Attribute enthalten. D.h. es muß folgendes gelten:
   - □*A* □ □: (Fc - (□ □ □) □ ((□ □ {□}) □ □)) ≡ Fc
   - □*B* □ □: (Fc - (□ □ □) □ (□ □ (□ □ {□}))) ≡ Fc
3. Jede linke Seite einer funktionalen Abhängigkeit in Fc ist einzigartig. Dies kann durch sukzessive Anwendung der Vereinigungsregel auf FDs der Art □ □ □ und □ □ □ erzielt werden, so dass die beiden FDs durch □ □ □□ ersetzt werden.

Berechnung der kanonischen Überdeckung

Führe für jede FD □ □ □ □ F die Linksreduktion durch, also:

- ❏ Überprüfe für alle A □ □, ob A überflüssig ist, d.h., ob

  □ □ □ AttrHülle(F, □ - A)

  gilt. Falls dies der Fall ist, ersetze □ □ □ durch (□ - A) □ □.

Führe für jede (verbliebene) FD die Rechtsreduktion durch, also:

- ❏ Überprüfe für alle B □ □, ob
  - B □ AttrHülle(F – (□ □ □) □ (□ □ (□ □ □)), □)

    gilt. Falls dies der Fall ist, ist B auf der rechten Seite überflüssig und kann eliminiert werden, d.h. ersetze □ → □ durch □ → (□–B).

Entferne die FDs der Form □→ ∅, die im 2. Schritt möglicherweise entstanden sind.

Fasse mittels der Vereinigungsregel FDs der Form □ → □1, ..., □ → □n zusammen, so dass □ → (□1 □ ... □ □n) verbleibt.

„Schlechte“ Relationenschemata

ProfVorl						
PersNr	Name	Rang	Raum	VorlNr	Titel	SWS
2125	Sokrates	C4	226	5041	Ethik	4
2125	Sokrates	C4	226	5049	Mäeutik	2
2125	Sokrates	C4	226	4052	Logik	4
...	...	...	...	...	...	...
2132	Popper	C3	52	5259	Der Wiener Kreis	2
2137	Kant	C4	7	4630	Die 3 Kritiken	4

Update-Anomalien
- ❑ Sokrates zieht um, von Raum 226 in R. 338. Was passiert?

Einfüge-Anomalien
- ❑ Neue/r Prof ohne Vorlesungen?

Löschanomalien
- ❑ Letzte Vorlesung einer/s Profs wird gelöscht? Was passiert?

Zerlegung (Dekomposition) von Relationen

Es gibt zwei Korrektheitskriterien für die Zerlegung von Relationenschemata:

1. Verlustlosigkeit
   - Die in der ursprünglichen Relationenausprägung R des Schemas $\mathcal{R}$ enthaltenen Informationen müssen aus den Ausprägungen $R1$, ..., Rn der neuen Relationenschemata $\mathcal{R}1$, .., $\mathcal{R}n$ rekonstruierbar sein.
2. Abhängigkeitserhaltung
   - Die für $\mathcal{R}$ geltenden funktionalen Anhängigkeiten müssen auf die Schemata $\mathcal{R}1$, ..., $\mathcal{R}n$ übertragbar sein.

Kriterien für die Verlustlosigkeit einer Zerlegung

$\mathcal{R} = \mathcal{R}1 \cup \mathcal{R}2$

- R1 := $\pi_{\mathcal{R}1}$ (R)
- R2 := $\pi_{\mathcal{R}2}$ (R)

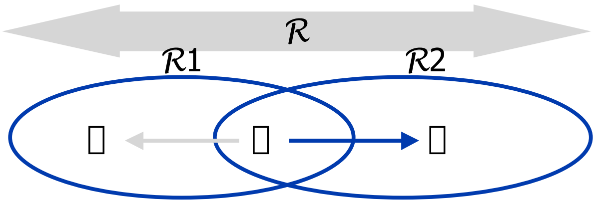
Eine Zerlegung von $\mathcal{R}$ in $\mathcal{R}1$ und $\mathcal{R}2$ ist verlustlos,

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

- R = R1 |><| R2

Hinreichende Bedingung für die Verlustlosigkeit einer Zerlegung

- $(\mathcal{R}1 \cap \mathcal{R}2) \rightarrow \mathcal{R}1$ oder
- $(\mathcal{R}1 \cap \mathcal{R}2) \rightarrow \mathcal{R}2$



Biertrinker-Beispiel

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

„Verlustige“ Zerlegung

Biertrinker

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

π Kneipe, Gast

π Gast, Bier

Besucht

Kneipe	*Gast*
Kowalski	Kemper
Kowalski	Eickler
Innsteg	Kemper

Trinkt

Gast	*Bier*
Kemper	Pils
Eickler	Hefeweizen
Kemper	Hefeweizen

Biertrinker

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

π ....

Besucht

Kneipe	*Gast*
Kowalski	Kemper
Kowalski	Eickler
Innsteg	Kemper

Trinkt

Gast	*Bier*
Kemper	Pils
Eickler	Hefeweizen
Kemper	Hefeweizen

|><|

$\neq$

Besucht A Trinkt

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

Erläuterung des Biertrinker-Beispiels

Unser Biertrinker-Beispiel war eine „verlustige“ Zerlegung und dementsprechend war die hinreichende Bedingung verletzt. Es gilt nämlich nur die eine nicht-triviale funktionale Abhängigkeit

- {Kneipe,Gast}→{Bier}

Wohingegen keine der zwei möglichen, die Verlustlosigkeit garantierenden FDs gelten

- {Gast}→{Bier}
- {Gast}→{Kneipe}

Das liegt daran, dass die Leute (insbes. Kemper) in unterschiedlichen Kneipen unterschiedliches Bier trinken. In derselben Kneipe aber immer das gleiche Bier

- (damit sich die KellnerInnen darauf einstellen können?)

Einführung in Datenbanksysteme Das relationale Datenmodell 3.1.15

Verlustfreie Zerlegung

Eltern

Vater	Mutter	Kind
Johann	Martha	Else
Johann	Maria	Theo
Heinz	Martha	Cleo

□ Vater, Kind

□ Mutter, Kind

Väter

Vater	Kind
Johann	Else
Johann	Theo
Heinz	Cleo

Mütter

Mutter	Kind
Martha	Else
Maria	Theo
Martha	Cleo

Erläuterung der verlustfreien Zerlegung der Eltern-Relation

Eltern: {[Vater, Mutter, Kind]}
Väter: {[Vater, Kind]}
Mütter: {[Mutter, Kind]}

Verlustlosigkeit ist garantiert
Es gilt nicht nur eine der hinreichenden FDs, sondern gleich beide

- {Kind}→{Mutter}
- {Kind}→{Vater}

Also ist {Kind} natürlich auch der Schlüssel der Relation Eltern

Die Zerlegung von Eltern ist zwar verlustlos, aber auch ziemlich unnötig, da die Relation in sehr gutem Zustand (~Normalform) ist

Abhängigkeitsbewahrung

$\mathcal{R}$ ist zerlegt in $\mathcal{R}1$, ..., $\mathcal{R}n$
$F_{\mathcal{R}} = (F_{\mathcal{R}1} \cup \dots \cup F_{\mathcal{R}n})$ bzw $F_{\mathcal{R}}+ = (F_{\mathcal{R}1} \cup \dots \cup F_{\mathcal{R}n})+$

Beispiel für Abhängigkeitsverlust

- PLZverzeichnis: {[Straße, Ort, Bland, PLZ]}

Annahmen

- Orte werden durch ihren Namen (Ort) und das Bundesland (Bland) eindeutig identifiziert
- Innerhalb einer Straße ändert sich die Postleitzahl nicht
- Postleitzahlengebiete gehen nicht über Ortsgrenzen und Orte nicht über Bundeslandgrenzen hinweg

Daraus resultieren die FDs

- {PLZ} → {Ort, BLand}
- {Straße, Ort, BLand} → {PLZ}

Betrachte die Zerlegung

- Straßen: {[PLZ, Straße]}
- Orte: {[PLZ, Ort, BLand]}

Zerlegung der Relation PLZverzeichnis

PLZverzeichnis			
Ort	***BLand***	***Straße***	*PLZ*
Frankfurt	Hessen	Goethestraße	60313
Frankfurt	Hessen	Galgenstraße	60437
Frankfurt	Brandenburg	Goethestraße	15234

□ PLZ,Straße

Straßen	
PLZ	***Straße***
15234	Goethestraße
60313	Goethestraße
60437	Galgenstraße

□ Ort,Bland,PLZ

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

Die FD {Straße, Ort, BLand} → {PLZ} ist im zerlegten Schema nicht mehr enthalten ➔ Einfügen inkonsistenter Tupel möglich

Einfügen zweier Tupel, die die FD Ort,Bland,Straße→PLZ verletzen

PLZverzeichnis			
Ort	***BLand***	***Straße***	*PLZ*
Frankfurt	Hessen	Goethestraße	60313
Frankfurt	Hessen	Galgenstraße	60437
Frankfurt	Brandenburg	Goethestraße	15234

□ PLZ,Straße

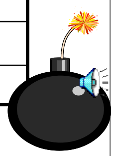
Straßen	
PLZ	***Straße***
15234	Goethestraße
60313	Goethestraße
60437	Galgenstraße
15235	Goethestrasse

□ Stadt,Bland,PLZ

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

Einfügen zweier Tupel, die die FD Ort,Bland,Straße→PLZ verletzen

PLZverzeichnis			
Ort	**BLand**	**Straße**	PLZ
Frankfurt	Hessen	Goethestraße	60313
Frankfurt	Hessen	Galgenstraße	60437
Frankfurt	Brandenburg	Goethestraße	15234
Frankfurt	Brandenburg	Goethestraße	15235

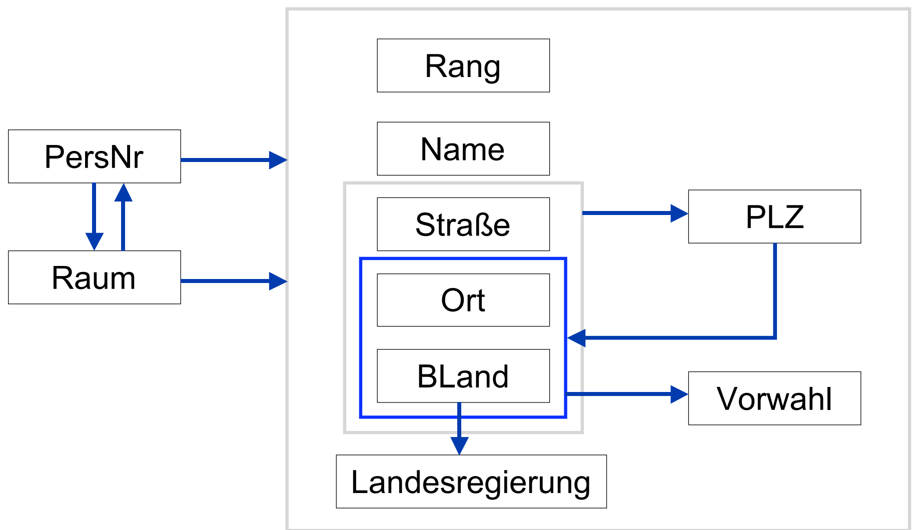


|><|

Straßen	
PLZ	**Straße**
15234	Goethestraße
60313	Goethestraße
60437	Galgenstraße
15235	Goethestrasse

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

Graphische Darstellung der funktionalen Abhängigkeiten



Erste Normalform

Nur atomare Domänen

Eltern		
Vater	*Mutter*	*Kinder*
Johann	Martha	{Else, Lucie}
Johann	Maria	{Theo, Josef}
Heinz	Martha	{Cleo}

1 NF

Eltern		
Vater	*Mutter*	*Kind*
Johann	Martha	Else
Johann	Martha	Lucie
Johann	Maria	Theo
Johann	Maria	Josef
Heinz	Martha	Cleo

Exkurs: NF^2-Relationen

Non-First Normal-Form-Relationen

Geschachtelte Relationen

Eltern			
Vater	*Mutter*	*Kinder*	
		KName	*KAlter*
Johann	Martha	Else	5
		Lucie	3
Johann	Maria	Theo	3
		Josef	1
Heinz	Martha	Cleo	9

Zweite Normalform

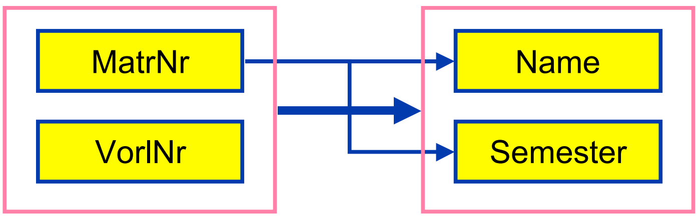
Eine Relation $\mathcal{R}$ mit zugehörigen FDs $F_{\mathcal{R}}$ ist in zweiter Normalform, falls jedes Nichtschlüssel-Attribut $A \in \mathcal{R}$ voll funktional abhängig ist von jedem Kandidatenschlüssel der Relation.

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
...	...	...	...

Studentenbelegung mit Schlüssel {MatrNr, VorlNr} ist nicht in zweiter NF

- {MatrNr} → {Name}
- {MatrNr} → {Semester}

Zweite Normalform



Einfügeanomalie: Was macht man mit Studenten, die keine Vorlesungenen hören?
Updateanomalien: Wenn z.B. Carnap ins vierte Semester kommt, muss man sicherstellen, dass alle vier Tupel geändert werden.
Löschanomalie: Was passiert wenn Fichte ihre einzige Vorlesung absagt?
Zerlegung in zwei Relationen

- hören: {[MatrNr, VorlNr]}
- Studenten: {[MatrNr, Name, Semester]}

Beide Relationen sind in 2 NF – erfüllen sogar noch „höhere“ Gütekriterien ~ Normalformen.

Weitere Normalisierung: Motivation

Beispiel:

R = {[A, B, C ,D]}, F = {A → B}, Schlüsselkandidat: {D}

R			
A	B	C	D
3	4	5	1
3	4	6	2

Do not represent the same fact twice

Allgemeiner Fall: □□ □□ F, dann: □ Superschlüssel oder FD ist trivial

Man will vermeiden, daß ein Nicht-Schlüssel-Attribut transitiv vom Schlüsselkandidaten abhängig ist.

-> Dekomposition notwendig (verlustfrei und abhändigkeitsbewahrend)

Dritte Normalform

Ein Relationenschema $\mathcal{R}$ ist in dritter Normalform, wenn für jede für $\mathcal{R}$ geltende funktionale Abhängigkeit der Form □□ □ mit B □ $\mathcal{R}$ und mindestens eine von drei Bedingungen gilt:

- B □ □, d.h., die FD ist trivial
- Das Attribut B ist in einem Kandidatenschlüssel von $\mathcal{R}$ enthalten
  Man sagt: B ist prim
- □ ist Superschlüssel von $\mathcal{R}$

Bestimmung funktionaler Abhängigkeiten

ProfessorenAdr: {[PersNr, Name, Rang, Raum, Ort, Straße, PLZ, Vorwahl, Bland, EW, Landesregierung]}

- {PersNr} → {PersNr, Name, Rang, Raum, Ort, Straße, PLZ, Vorwahl, Bland, EW, Landesregierung}
- {Ort,BLand} → {EW, Vorwahl}
- {PLZ} → {Bland, Ort, EW}
- {Bland, Ort, Straße} → {PLZ}
- {Bland} → {Landesregierung}
- {Raum} → {PersNr}

Zusätzliche Abhängigkeiten, die aus obigen abgeleitet werden können:

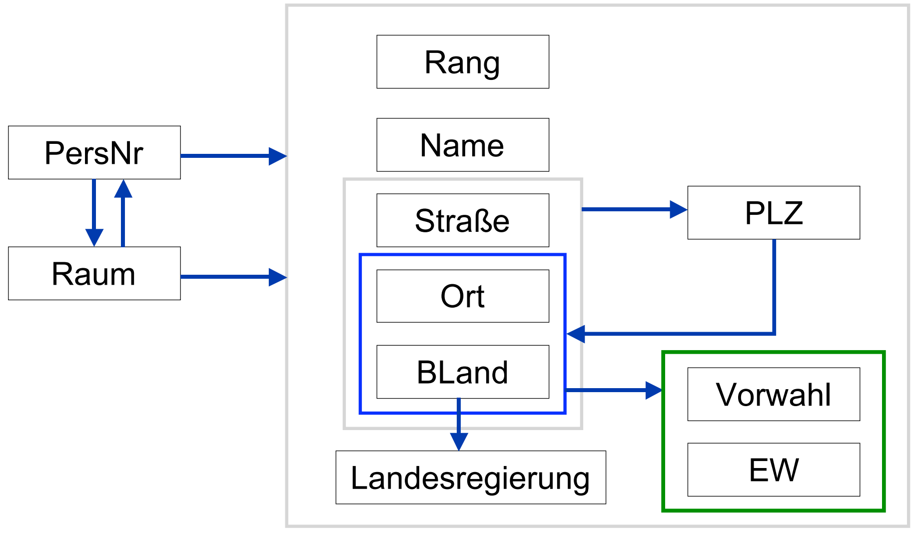
- {Raum} → {PersNr, Name, Rang, Raum, Ort, Straße, PLZ, Vorwahl, Bland, EW, Landesregierung}
- {PLZ} → {Landesregierung}

Bestimmung der Schlüssel

Schlüsselkandidaten: {Raum} und {PLZ}:

Problem: mit diesen Schlüsselkandidaten 3NF nicht gegeben

Graphische Darstellung



Zerlegung mit dem Synthesealgorithmus

Wir geben jetzt einen sogenannten Synthesealgorithmus an, mit dem zu einem gegebenen Relationenschema $\mathcal{R}$ mit funktionalen Anhängigkeiten F eine Zerlegung in $\mathcal{R}1$, ..., $\mathcal{R}n$ ermittelt wird, die alle drei folgenden Kriterien erfüllt.

- ❏ $\mathcal{R}1$, ..., $\mathcal{R}n$ ist eine verlustlose Zerlegung von $\mathcal{R}$.
- ❏ Die Zerlegung $\mathcal{R}1$, ..., $\mathcal{R}n$ ist abhängigkeitserhaltend.
- ❏ Alle $\mathcal{R}1$, ..., $\mathcal{R}n$ sind in dritter Normalform.

Synthesealgorithmus

Bestimme die kanonische Überdeckung Fc zu F. Wiederholung:

a. Linksreduktion

b. Rechtsreduktion

c. Entfernung von FDs der Form □ → ∅

d. Zusammenfassung gleicher linker Seiten

Für jede funktionale Abhängigkeit □ □ □ □ Fc:

- ❑ Kreiere ein Relationenschema 𝓡□ := □ □ □
- ❑ Ordne 𝓡□ die FDs F□ := {□`□ □` □ Fc | □`□ □`□ 𝓡□} zu.

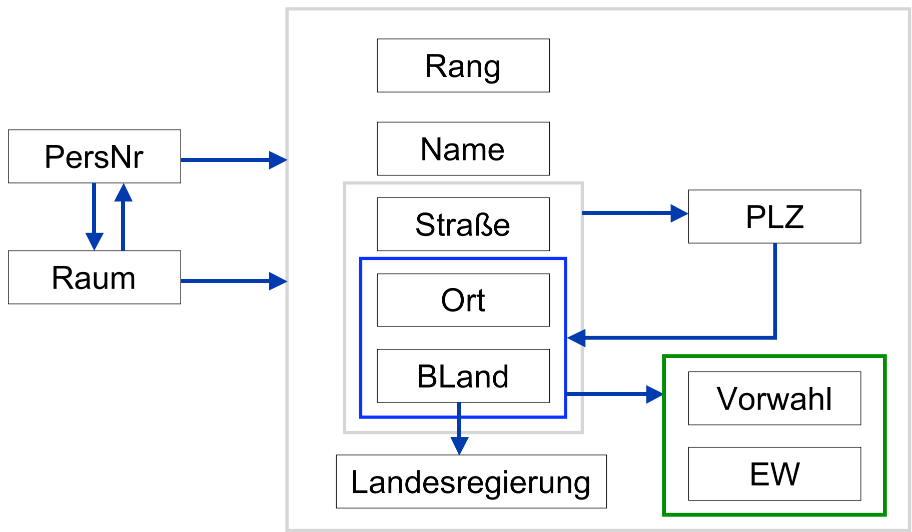
Falls eines der in Schritt 2. erzeugten Schemata einen Kandidatenschlüssel von 𝓡 bzgl. Fc enthält, sind wir fertig. Sonst wähle einen Kandidatenschlüssel □ □ 𝓡 aus und definiere folgendes Schema:

- ❑ 𝓡□ := □
- ❑ F□ := ∅

Eliminiere diejenigen Schemata 𝓡□, die in einem anderen Relationenschema 𝓡□` enthalten sind, d.h.,

- ❑ 𝓡□ □ 𝓡□`

Anwendung des Synthesealgorithmus



Anwendung des Synthesealgorithmus

ProfessorenAdr: {[PersNr, Name, Rang, Raum, Ort, Straße, PLZ, Vorwahl, BLand, EW, Landesregierung]}

1. {PersNr} → {Name, Rang, Raum, Ort, Straße, BLand}
2. {Raum} → {PersNr}
3. {Straße, BLand, Ort} → {PLZ}
4. {Ort,BLand} → {EW, Vorwahl}
5. {BLand} → {Landesregierung}
6. {PLZ} → {BLand, Ort}

Professoren: {[PersNr, Name, Rang, Raum, Ort, Straße, BLand]}

PLZverzeichnis: {[Straße, BLand, Ort, PLZ]}

OrteVerzeichnis: {[Ort, BLand, EW, Vorwahl]}

Regierungen: {[Bland, Landesregierung]}

Boyce-Codd-Normalform

Die Boyce-Codd-Normalform (BCNF) stellt nochmals eine Verschärfung dar.

Ein Relationenschema $\mathcal{R}$ mit FDs F ist in BCNF, wenn für jede für $\mathcal{R}$ geltende funktionale Abhängigkeit der Form □□ □□ F und mindestens eine von zwei Bedingungen gilt:

- □□ □, d.h., die Abhängigkeit ist trivial oder
- □ ist Superschlüssel von $\mathcal{R}$

Man kann jede Relation verlustlos in BCNF-Relationen zerlegen

Manchmal läßt sich dabei die Abhängigkeiterhaltung aber nicht erzielen

Städte ist in 3NF, aber nicht in BCNF

Städte: {[Ort, BLand, Ministerpräsident/in, EW]}

Geltende FDs:

- {Ort, BLand} → {EW}
- {BLand} → {Ministerpräsident/in}
- {Ministerpräsident/in} → {BLand}

Schlüsselkandidaten:

- {Ort, BLand}
- {Ort, Ministerpräsident/in}

Dekomposition

Man kann grundsätzlich jedes Relationenschema $\mathcal{R}$ mit funktionalen Anhängigkeiten F so in $\mathcal{R}1$, ..., $\mathcal{R}n$ zerlegen, dass gilt:

- $\mathcal{R}1$, ..., $\mathcal{R}n$ ist eine verlustlose Zerlegung von $\mathcal{R}$.
- Alle $\mathcal{R}1$, ..., $\mathcal{R}n$ sind in BCNF.
- Es kann leider nicht immer erreicht werden, dass die Zerlegung $\mathcal{R}1$, ..., $\mathcal{R}n$ abhängigkeitserhaltend ist.

Dekompositions-Algorithmus

Starte mit Z = {$\mathcal{R}$}

Solange es noch ein Relationenschema $\mathcal{R}$i in Z gibt, das nicht in BCNF ist, mache folgendes:

❑ Es gibt also eine für $\mathcal{R}$i geltende nicht-triviale funktionale Abhängigkeit (□ □ □) mit

  □ □ □ □ = ∅

  □ □(□ □ $\mathcal{R}$i)

❑ Finde eine solche FD

- Man sollte sie so wählen, dass □ alle von □ funktional abhängigen Attribute B □ ($\mathcal{R}$i - □) enthält, damit der Dekompositionsalgorithmus möglichst schnell terminiert.

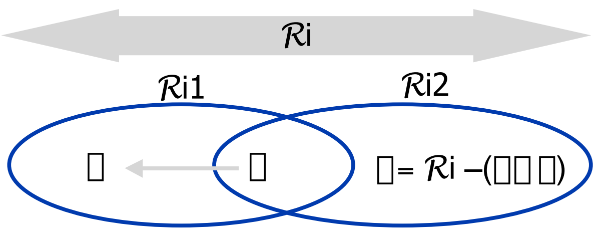
❑ Zerlege $\mathcal{R}$i in $\mathcal{R}$i1 := □ □ □ und $\mathcal{R}$i2 := $\mathcal{R}$i - □

❑ Entferne $\mathcal{R}$i aus Z und füge $\mathcal{R}$i1 und $\mathcal{R}$i2 ein, also

- Z := (Z – {$\mathcal{R}$i}) □ {$\mathcal{R}$i1} □ {$\mathcal{R}$i2}

Einführung in Datenbanksysteme Das relationale Datenmodell 3.1.39

Veranschaulichung der Dekomposition



Einführung in Datenbanksysteme Das relationale Datenmodell 3.1.40

Dekomposition der Relation Städte in BCNF-Relationen

Städte: {[Ort, BLand, Ministerpräsident/in, EW]}

Geltende FDs:

- {BLand} → {Ministerpräsident/in}
- {Ort, BLand} → {EW}
- {Ministerpräsident/in} → {BLand}

Ri1:

- Regierungen: {[BLand, Ministerpräsident/in]}

Ri2:

- Städte: {[Ort, BLand, EW]}

Zerlegung ist verlustlos und auch abhängigkeitserhaltend

Dekomposition des PLZverzeichnis in BCNF-Relationen

PLZverzeichnis: {[Straße, Ort, Bland, PLZ]}

Funktionale Abhängigkeiten:

- {PLZ} → {Ort, BLand}
- {Straße, Ort, BLand} → {PLZ}

Betrachte die Zerlegung

- Straßen: {[PLZ, Straße]}
- Orte: {[PLZ, Ort, BLand]}

Diese Zerlegung

- ist verlustlos aber
- Nicht abhängigkeitserhaltend
- Siehe oben

Mehrwertige Abhängigkeiten

R		
□ A1 ... Ai	□ Ai+1 ... Aj	□ Aj+1 ... An
a1 ... ai	ai+1 ... aj	aj+1 ... an
a1 ... ai	bi+1 ... bj	bj+1 ... bn
a1 ... ai	bi+1 ... bj	aj+1 ... an
a1 ... ai	ai+1 ... aj	bj+1 ... bn

□ →→ □ gilt genau dann wenn

- Wenn es zwei Tupel t1 und t2 mit gleichen □–Werten gibt
- Dann muss es auch zwei Tupel t3 und t4 geben mit
  - t3.□ = t4.□ = t1.□ = t2.□
  - t3.□ = t1.□ , t4.□ = t2.□
  - t3.□= t2.□, t4.□= t1.□

MVDs

Tuple-generating dependencies

- Man kann eine Relation MVD-konform machen, indem man zusätzliche Tupel einfügt
- Bei FDs geht das nicht!!

Mehrwertige Abhängigkeiten

R		
A	B	C
a	b	c
a	bb	cc
a	bb	c
a	b	cc

A →→ B

A →→ C

Mehrwertige Abhängigkeiten: ein Beispiel

Fähigkeiten		
PersNr	Sprache	ProgSprache
3002	griechisch	C
3002	lateinisch	Pascal
3002	griechisch	Pascal
3002	lateinisch	C
3005	deutsch	Ada

Mehrwertige Abhängigkeiten dieser Relation:

- {PersNr}→→{Sprache} und
- {PersNr}→→{ProgSprache}

MVDs führen zu Redundanz und Anomalien

Mehrwertige Abhängigkeiten: ein Beispiel

Fähigkeiten

PersNr	Sprache	ProgSprache
3002	griechisch	C
3002	lateinisch	Pascal
3002	griechisch	Pascal
3002	lateinisch	C
3005	deutsch	Ada

□ PersNr, Sprache

□ PersNr, ProgSprache

Sprachen

PersNr	Sprache
3002	griechsich
3002	lateinisch
30005	deutsch

Sprachen

PersNr	ProgSprache
3002	C
3002	Pascal
30005	Ada

Mehrwertige Abhängigkeiten: ein Beispiel

Fähigkeiten

PersNr	Sprache	ProgSprache
3002	griechisch	C
3002	lateinisch	Pascal
3002	griechisch	Pascal
3002	lateinisch	C
3005	deutsch	Ada

⋈

Sprachen

PersNr	Sprache
3002	griechsich
3002	lateinisch
30005	deutsch

Sprachen

PersNr	ProgSprache
3002	C
3002	Pascal
30005	Ada

Verlustlose Zerlegung bei MVDs: hinreichende + notwendige Bedingung

$\mathcal{R}$ = $\mathcal{R}$1 ▯ $\mathcal{R}$2

- R1 := $_{\mathcal{R}1}$ (R)
- R2 := $_{\mathcal{R}2}$ (R)

Die Zerlegung von $\mathcal{R}$ in $\mathcal{R}$1 und $\mathcal{R}$2 ist verlustlos, falls für jede mögliche (gültige) Ausprägung R von $\mathcal{R}$ gilt:

- ❑ R = R1 A R2

Die Zerlegung von $\mathcal{R}$ in $\mathcal{R}$1 und $\mathcal{R}$2 ist verlustlos genau dann wenn

- ❑ $\mathcal{R}$ = $\mathcal{R}$1 ▯ $\mathcal{R}$2

und mindestens eine von zwei MVDs gilt:

- ❑ ($\mathcal{R}$1 ▯ $\mathcal{R}$2) →→ $\mathcal{R}$1 oder
- ❑ ($\mathcal{R}$1 ▯ $\mathcal{R}$2) →→ $\mathcal{R}$2

Inferenzregeln für MVDs

- *Reflexivität*: $\beta \subseteq \alpha \Rightarrow \alpha \rightarrow \beta$
- *Verstärkung*: Sei $\alpha \rightarrow \beta$. Dann gilt $\gamma\alpha \rightarrow \gamma\beta$.
- *Transitivität*: Sei $\alpha \rightarrow \beta$ und $\beta \rightarrow \gamma$. Dann gilt $\alpha \rightarrow \gamma$.
- *Komplement*: $\alpha \twoheadrightarrow \beta$. Dann gilt $\alpha \twoheadrightarrow \mathcal{R} - \beta - \alpha$.
- *Mehrwertige Verstärkung*: Sei $\alpha \twoheadrightarrow \beta$ und $\delta \subseteq \gamma$. Dann gilt $\gamma\alpha \twoheadrightarrow \delta\beta$.
- *Mehrwertige Transitivität*: Sei $\alpha \twoheadrightarrow \beta$ und $\beta \twoheadrightarrow \gamma$. Dann gilt $\alpha \twoheadrightarrow \gamma - \beta$.
- *Verallgemeinerung*: Sei $\alpha \rightarrow \beta$. Dann gilt $\alpha \twoheadrightarrow \beta$.

Inferenzregeln für MVDs (Forts.)

- *Koaleszenz*: Sei $\alpha \twoheadrightarrow \beta$ und $\gamma \subseteq \beta$. Existiert ein $\delta \subseteq \mathcal{R}$, so daß $\delta \cap \beta = \emptyset$ und $\delta \rightarrow \gamma$, gilt $\alpha \rightarrow \gamma$.
- *Mehrwertige Vereinigung*: sei $\alpha \twoheadrightarrow \beta$ und $\alpha \twoheadrightarrow \gamma$. Dann gilt $\alpha \twoheadrightarrow \gamma\beta$.
- *Schnittmenge*: Sei $\alpha \twoheadrightarrow \beta$ und $\alpha \twoheadrightarrow \gamma$. Dann gilt $\alpha \twoheadrightarrow \beta \cap \gamma$.
- *Differenz*: Sei $\alpha \twoheadrightarrow \beta$ und $\alpha \twoheadrightarrow \gamma$. Dann gilt $\alpha \twoheadrightarrow \beta - \gamma$ und $\alpha \twoheadrightarrow \gamma - \beta$.

Triviale MVDs …

… sind solche, die von jeder Relationenausprägung erfüllt werden

Eine MVD □ →→ □ ist trivial genau dann wenn

□□□□ oder

□□ = R - □

Vierte Normalform

Eine Relation $\mathcal{R}$ ist in 4 NF wenn für jede MVD □ →→ □ eine der folgenden Bedingungen gilt:

- □ Die MVD ist trivial **oder**
- □ □ ist Superschlüssel von $\mathcal{R}$

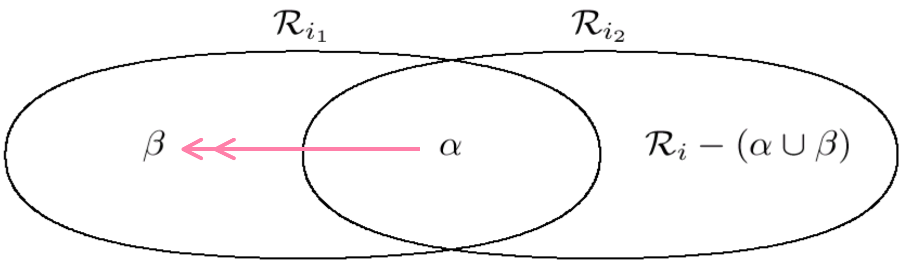
Dekomposition in 4 NF

Starte mit der Menge Z := {$\mathcal{R}$}

Solange es noch ein Relationenschema $\mathcal{R}$i in Z gibt, das nicht in 4NF ist, mache folgendes:

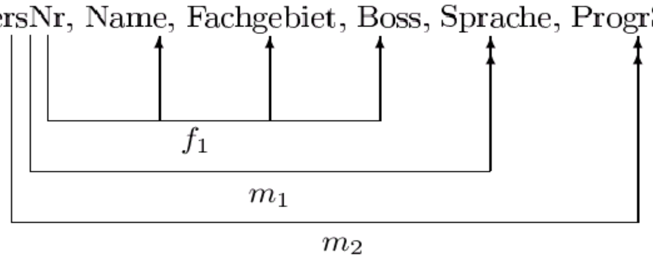
- ❑ Es gibt also eine für $\mathcal{R}$i geltende nicht-triviale MVD (□ □ □ □), für die gilt:
  - □□□ □ = ∅
  - □□(□ □ $\mathcal{R}$i)
- ❑ Finde eine solche MVD
- ❑ Zerlege $\mathcal{R}$i in $\mathcal{R}$i1 := □ □ □ und $\mathcal{R}$i2 := $\mathcal{R}$i - □
- ❑ Entferne $\mathcal{R}$i aus Z und füge $\mathcal{R}$i1 und $\mathcal{R}$i2 ein, also
  - Z := (Z – {$\mathcal{R}$i}) □ {$\mathcal{R}$i1} □ {$\mathcal{R}$i2}

Dekomposition in 4 NF



Beispiel-Zerlegung

Assistenten': {[PersNr, Name, Fachgebiet, Boss, Sprache, ProgrSprache]}



- Assistenten: {[PersNr, Name, Fachgebiet, Boss]}
- Fähigkeiten: {[PersNr, Sprache, ProgrSprache]}
- Sprachen: {[PersNr, Sprache]}
- ProgrSprachen: {[PersNr, ProgrSprache]}

Zusammenfassung

Die Verlustlosigkeit ist für alle Zerlegungsalgorithmen in alle Normalformen garantiert

Die Abhängigkeitserhaltung kann nur bis zur dritten Normalform garantiert werden