

# Aufgabe zu Kandidatenschlüssel, Normalform, Synthesalgorithmus

(Relation-MNVTPPN)

**Stichwörter:** Synthese-Algorithmus, Kanonische Überdeckung

Betrachten Sie ein abstraktes Relationenschema  $R(M, N, V, T, P, PN)$  mit den Funktionalen Abhängigkeiten<sup>1</sup>

$$FA = \left\{ \begin{array}{l} \{M\} \rightarrow \{M\}, \\ \{M\} \rightarrow \{N\}, \\ \{V\} \rightarrow \{T, P, PN\}, \\ \{P\} \rightarrow \{PN\}, \end{array} \right\}$$

- (a) Bestimmen Sie alle Kandidatenschlüssel.

Lösungsvorschlag

$V$  kommt auf keiner rechten Seite der Funktionalen Abhängigkeiten vor.

$\text{AttrHülle}(R, \{V\}) = \{V, T, P, PN\} \neq R$

$\text{AttrHülle}(R, \{V, M\}) = \{V, M, N, T, P, PN\} = R$

$\text{AttrHülle}(R, \{V, P\}) = \{V, P, T, PN\} \neq R$

$\{V, M\}$  ist Schlüsselkandidat

- (b) In welcher Normalform befindet sich die Relation?

Lösungsvorschlag

Die Relation befindet sich in der 1. Normalform weil, nichtprimäre Attribute von einer echten Teilmenge des Schlüsselkandidaten abhängen (z. B.  $\{M\} \rightarrow \{N\}$ ).

- (c) Bestimmen Sie zu den gegebenen Funktionalen Abhängigkeiten die kanonische Überdeckung.

Lösungsvorschlag

(i) **Linksreduktion**

— Führe für jede funktionale Anhängigkeit  $\alpha \rightarrow \beta \in F$  die Linksreduktion durch, überprüfe also für alle  $A \in \alpha$ , ob  $A$  überflüssig ist, d. h. ob  $\beta \subseteq \text{AttrHülle}(F, \alpha - A)$ . \_\_\_\_\_

$\emptyset$  Nichts zu tun

(ii) **Rechtsreduktion**

— Führe für jede (verbliebene) funktionale Abhängigkeit  $\alpha \rightarrow \beta$  die Rechtsreduktion durch, überprüfe also für alle  $B \in \beta$ , ob  $B \in \text{AttrHülle}(F - (\alpha \rightarrow \beta) \cup (\alpha \rightarrow (\beta - B)), \alpha)$  gilt. In diesem Fall ist  $B$  auf der rechten Seite überflüssig und kann eliminiert werden, d. h.  $\alpha \rightarrow \beta$  wird durch  $\alpha \rightarrow (\beta - B)$  ersetzt. \_\_\_\_\_

<sup>1</sup><https://db.in.tum.de/teaching/ws1415/grundlagen/Loesung08.pdf>

**M**

$$M \in \text{AttrHülle}(F \setminus \{M\} \rightarrow \{M\}, \{M\}) = \{M, N\}$$

$$\text{FA} = \left\{ \begin{array}{l} \{M\} \rightarrow \{\emptyset\}, \\ \{M\} \rightarrow \{N\}, \\ \{V\} \rightarrow \{T, P, PN\}, \\ \{P\} \rightarrow \{PN\}, \end{array} \right\}$$

**PN**

$$PN \in \text{AttrHülle}(F \setminus \{V\} \rightarrow \{T, P, PN\} \cup \{V\} \rightarrow \{T, P\}, \{V\}) = \{V, T, P, PN\}$$

$$\text{FA} = \left\{ \begin{array}{l} \{M\} \rightarrow \{\emptyset\}, \\ \{M\} \rightarrow \{N\}, \\ \{V\} \rightarrow \{T, P\}, \\ \{P\} \rightarrow \{PN\}, \end{array} \right\}$$

**(iii) Löschen leerer Klauseln**

— Entferne die funktionalen Abhängigkeiten der Form  $\alpha \rightarrow \emptyset$ , die im 2. Schritt möglicherweise entstanden sind. —

$\emptyset$  Nichts zu tun

**(iv) Vereinigung**

— Fasse mittels der Vereinigungsregel funktionale Abhängigkeiten der Form  $\alpha \rightarrow \beta_1, \dots, \alpha \rightarrow \beta_n$ , so dass  $\alpha \rightarrow \beta_1 \cup \dots \cup \beta_n$  verbleibt. —

$$\text{FA} = \left\{ \begin{array}{l} \{M\} \rightarrow \{N\}, \\ \{V\} \rightarrow \{T, P\}, \\ \{P\} \rightarrow \{PN\}, \end{array} \right\}$$

- (d) Falls nötig, überführen Sie die Relation verlustfrei und abhängigkeitsbewahrend in die dritte Normalform.

**(i) Relationsschemata formen**

— Erzeuge für jede funktionale Abhängigkeit  $\alpha \rightarrow \beta \in F_c$  ein Relationenschema  $\mathcal{R}_\alpha := \alpha \cup \beta$ . —

$R_1(\underline{M}, N)$

$R_2(\underline{V}, T, P)$ 
 $R_3(\underline{P}, PN)$ 

(ii) **Schlüssel hinzufügen**

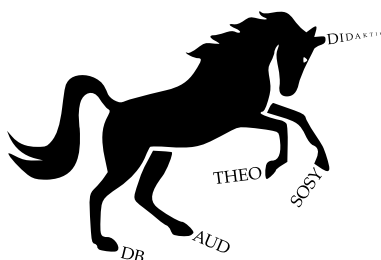
— Falls eines der in Schritt 2. erzeugten Schemata  $R_\alpha$  einen Schlüsselkandidaten von  $\mathcal{R}$  bezüglich  $F_c$  enthält, sind wir fertig, sonst wähle einen Schlüsselkandidaten  $\mathcal{K} \subseteq \mathcal{R}$  aus und definiere folgendes zusätzliche Schema:  $\mathcal{R}_\mathcal{K} := \mathcal{K}$  und  $\mathcal{F}_\mathcal{K} := \emptyset$  —

 $R_1(\underline{M}, N)$ 
 $R_2(\underline{V}, T, P)$ 
 $R_3(\underline{P}, PN)$ 
 $R_4(\underline{V}, M)$ 

(iii) **Entfernung überflüssiger Teilschemata**

— Eliminiere diejenigen Schemata  $R_\alpha$ , die in einem anderen Relationenschema  $R_{\alpha'}$  enthalten sind, d. h.  $R_\alpha \subseteq R_{\alpha'}$ . —

$\emptyset$  Nichts zu tun



## Die Bschlangaul-Sammlung

Hermine Bschlangaul and Friends

Eine freie Aufgabensammlung mit Lösungen von Studierenden für Studierende zur Vorbereitung auf die 1. Staatsexamensprüfungen des Lehramts Informatik in Bayern.



Diese Materialsammlung unterliegt den Bestimmungen der Creative Commons Namensnennung-Nicht kommerziell-Share Alike 4.0 International-Lizenz.

Hilf mit! Die Hermine schafft das nicht allein! Das ist ein Community-Projekt! Verbesserungsvorschläge, Fehlerkorrekturen, weitere Lösungen sind herzlich willkommen - egal wie - per Pull-Request oder per E-Mail an [hermine.bschlangaul@gmx.net](mailto:hermine.bschlangaul@gmx.net). Der  $\text{\LaTeX}$ -Quelltext dieser Aufgabe kann unter folgender URL aufgerufen werden: [https://github.com/bschlangaul-sammlung/examens-aufgaben-tex/blob/main/Module/10\\_DB/50\\_Relationale-Entwurfstheorie/30\\_Normalformen/10\\_Synthesealgorithmus/Aufgabe\\_Relation-MNVTPPN.tex](https://github.com/bschlangaul-sammlung/examens-aufgaben-tex/blob/main/Module/10_DB/50_Relationale-Entwurfstheorie/30_Normalformen/10_Synthesealgorithmus/Aufgabe_Relation-MNVTPPN.tex)