Synthesealgorithmus

Überführen Sie das Relationenschema mit Hilfe des Synthesealgorithmus in die 3. Normalform!

$$R(\,A, B, C, D, E, F, G, H\,)$$

$$\text{FA} = \Big\{ \begin{aligned} \{\,F\,\} &\rightarrow \{\,E\,\},\\ \{\,A\,\} &\rightarrow \{\,B, D\,\},\\ \{\,A, E\,\} &\rightarrow \{\,D\,\},\\ \{\,A\,\} &\rightarrow \{\,E, F\,\},\\ \{\,A, G\,\} &\rightarrow \{\,H\,\}, \end{aligned} \Big\}$$

(a) Kanonische Überdeckung

(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 $\beta \subseteq AttrHülle(F, \alpha - A)$.*

Wir betrachten nur die zusammengesetzten Attribute:

{ A, E } →{ D }

$D \in$ AttrHülle$(F, \{A, E \setminus E\}) = \{A, E, F, B, \boldsymbol{D}\}$
$D \notin$ AttrHülle$(F, \{A, E \setminus A\}) = \{E\}$

{ A, G } →{ H }

$H \notin$ AttrHülle$(F, \{A, G \setminus G\}) = \{A, E, F, B, D\}$
$H \notin$ AttrHülle$(F, \{A, G \setminus A\}) = \{G\}$

$$\text{FA} = \Big\{ \begin{aligned} \{\,F\,\} &\rightarrow \{\,E\,\},\\ \{\,A\,\} &\rightarrow \{\,B, D\,\},\\ \{\,A\,\} &\rightarrow \{\,D\,\},\\ \{\,A\,\} &\rightarrow \{\,E, F\,\},\\ \{\,A, G\,\} &\rightarrow \{\,H\,\}, \end{aligned} \Big\}$$

(ii) **Rechtsreduktion**

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

Nur die Attribute betrachten, die rechts doppelt vorkommen:

E

AttrHülle($F \setminus \{ F \} \rightarrow \{ E \}, \{F\}) = \{F\}$
AttrHülle($F \setminus \{ A \} \rightarrow \{ E, F \} \cup \{ A \} \rightarrow \{ E \}, \{A\}) = \{A, B, D, F, \mathbf{E}\}$

D

AttrHülle($F \setminus \{ A \} \rightarrow \{ D \}, \{A\}) = \{A, B, \mathbf{D}, F, E\}$

$\{ A \} \rightarrow \{ D \}$ kann wegen der Armstrongschen Dekompositionsregel weggelassen werden. Wenn gilt $\{ A \} \rightarrow \{ B, D \}$, dann gilt auch $\{ A \} \rightarrow \{ B \}$ und $\{ A \} \rightarrow \{ D \}$

$$\text{FA} = \Big\{ \begin{array}{c} \{ F \} \rightarrow \{ E \}, \\ \{ A \} \rightarrow \{ B, D \}, \\ \{ A \} \rightarrow \{ \emptyset \}, \\ \{ A \} \rightarrow \{ F \}, \\ \{ A, G \} \rightarrow \{ H \}, \end{array} \Big\}$$

(iii) **Löschen leerer Klauseln**

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

$$\text{FA} = \Big\{ \begin{array}{c} \{ F \} \rightarrow \{ E \}, \\ \{ A \} \rightarrow \{ B, D \}, \\ \{ A \} \rightarrow \{ F \}, \\ \{ A, G \} \rightarrow \{ H \}, \end{array} \Big\}$$

(iv) **Vereinigung**

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

$$\text{FA} = \Big\{ \begin{array}{c} \{ F \} \rightarrow \{ E \}, \\ \{ A \} \rightarrow \{ B, D, F \}, \\ \{ A, G \} \rightarrow \{ H \}, \end{array} \Big\}$$

(b) **Relationsschemata formen**

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

$R_1(\underline{F}, E)$
$R_2(\underline{A}, B, D, F)$
$R_3(\underline{A, G}, H)$

(c) **Schlüssel hinzufügen**

— *Falls eines der in Schritt 2. erzeugten Schemata R_α 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 $\mathcal{F}_\mathcal{K} := \emptyset$* —

$R_1(\,\underline{F}, E\,)$
$R_2(\,\underline{A}, B, D, F\,)$
$R_3(\,\underline{A, G}, H\,)$
$R_4(\,\underline{A, C, G}\,)$

(d) **Entfernung überflüssiger Teilschemata**

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

$\emptyset$ Nichts zu tun