

3NF

Una relazione $R\langle T, F \rangle$ è in *terza forma normale* se

$$\forall X \rightarrow A \in F^+, A \notin X . X \rightarrow T \in F^+ \vee A \text{ è primo}$$

e un attributo è primo se è contenuto in almeno una chiave.

È meno restrittiva di BCNF (tollera alcune ridondanze) ma è sempre ottenibile preservando sia dati che dipendenze.

Teorema $R\langle T, F \rangle$ è in 3NF se e solo se:

$$\forall X \rightarrow Y \in F, Y \not\subseteq X . X \rightarrow T \in F^+ \vee \forall A \in Y . A \text{ è primo},$$

cioè è sufficiente controllare che le dipendenze in F soddisfino la condizione.

Decomposizione (algoritmo di sintesi)

Data $R\langle T, F \rangle$, possiamo ottenere una decomposizione in 3NF che preserva dati e dipendenze:

1. $G :=$ copertura canonica di F , $\rho := \emptyset$
2. si accorpano in G le DF con lo stesso membro sinistro, cioè $X \rightarrow Y_1, \dots, X \rightarrow Y_k$ sono sostituiti con $X \rightarrow \bigcup_{i=1}^k Y_i$
3. per ogni $X \rightarrow Y \in G$, $\rho := \rho \cup \{R_i\langle T_i, F_i \rangle\}$ con $T_i = X \cup Y$ e $F_i = \{W \rightarrow Z \mid W \cup Z \subseteq T_i\}$
4. si elimina da ρ ogni schema con insieme degli attributi contenuto negli attributi di un altro schema in ρ
5. se $\nexists R_i\langle T_i, F_i \rangle \in \rho . T_i \rightarrow T \in F^+ (T_i \text{ superchiave})$, $\rho := \rho \cup \{R_j\langle K, F_j \rangle\}$ con K chiave di R e $F_j = \{W \rightarrow Z \mid W \cup Z \subseteq K\}$

Costo polinomiale, dettato dal calcolo della copertura canonica. L'ultimo passo è necessario per la preservazione dei dati.