

Prima Forma Normale Uno schema è in prima forma normale se tutti i domini degli attributi contengono solo valori atomici, ovvero non possono essere ulteriormente divisi. Ogni cella della tabella deve contenere un solo valore, non una lista, un array, un insieme, o un campo strutturato.

Dipendenza Parziale Dato uno schema $R(X)$ con chiave primaria K , una dipendenza $A \rightarrow B$ è parziale se $A \subset K \wedge B \notin K$.

Seconda Forma Normale Una relazione è in seconda forma normale quando ogni attributo non chiave dipende dall'intera chiave primaria, e non solo da una parte di essa. Uno schema $R(X)$ è in 2FN se è in 1FN e non esistono dipendenze funzionali parziali.

Se gli attributi sono $(\underline{A}, B, \underline{C}, D)$, e si ha una dipendenza funzionale $A \rightarrow B$, lo schema non è in 2FN.

Dipendenza Funzionale In una relazione r su uno schema $R(X)$, un insieme di attributi Y determina¹ un altro insieme di attributi Z , e si indica

$$Y \rightarrow Z$$

Le righe che hanno gli stessi valori di Y devono avere anche gli stessi valori di Z .

Forma normale di Boyce-Codd Uno schema $R(X)$ è in forma normale di Boyce-Codd se per ogni dipendenza funzionale non banale $Y \rightarrow Z$ valida nello schema, Y è una superchiave dello schema.

Una tabella è in Forma Normale di Boyce-Codd se tutte le dipendenze funzionali che esistono partono da una superchiave. $\forall X \rightarrow Y, X \equiv \text{superchiave} \Rightarrow R(X) \in \text{FNBC}$

Terza Forma Normale Una tabella r su uno schema $R(X)$ è in terza forma normale se per ogni dipendenza funzionale non banale $X \rightarrow A$ valida nello schema, è soddisfatta almeno una delle seguenti condizioni:

- X è una superchiave dello schema;
- A appartiene ad almeno una chiave K di r .

In 3NF si ammettono dipendenze funzionali anche da attributi che non sono superchiavi, purché il valore dipendente (quello a destra) faccia parte di una chiave. $\forall X \rightarrow Y, X \equiv \text{superchiave} \vee Y \subseteq K \Rightarrow R(X) \in 3\text{FN}$

Implicazione Funzionale Sia F un insieme di dipendenze funzionali, e $f : X \rightarrow Y$ una dipendenza funzionale, si dice che F implica f ($F \models f$) se ogni relazione che soddisfa tutte le dipendenze in F , soddisfa anche f , ovvero f segue logicamente da F .
Supponiamo $F = \{A \rightarrow B, B \rightarrow C\}$. $F \models f = A \rightarrow C$? Sì, perché per ogni tabella che rispetta $A \rightarrow B$ e $B \rightarrow C$ si può concludere che anche $A \rightarrow C$ vale per transitività.

Chiusura di una Dipendenza Funzionale Dato uno schema $R(U)$, con un insieme di dipendenze F , sia X un insieme di attributi contenuti in U . Si definisce chiusura di X rispetto ad F (X_F^+) l'insieme degli attributi che dipendono funzionalmente da X :

$$= \{A | A \in U \wedge F \models X \rightarrow A\}$$

La chiusura è l'insieme di tutti gli attributi che sono determinati funzionalmente da X , usando le dipendenze in F .

¹Identifica in maniera univoca

Algoritmo per Calcolare la Chiusura X_F^+ INPUT: X : insieme di attributi, F : insieme di dipendenze funzionali. OUTPUT: X_F^+ : l'insieme di tutti gli attributi determinati da X tramite le dipendenze in F . PASSAGGI:

1. Inizializza La chiusura: $X_F^+ \leftarrow X$;
2. Itera su tutte le dipendenze funzionali $Y \rightarrow A$ in F : Se l'insieme Y è contenuto in X_F^+ e se A non è ancora in X_F^+ , allora $X_F^+ \leftarrow X_F^+ \cup \{A\}$;
3. Ripeti il punto 2 finché non si riesce più ad aggiungere nuovi attributi in X_F^+ .

Insieme di Dipendenze Funzionali Equivalenti Dati due insiemi di dipendenze funzionali F_1 e F_2 , essi si dicono equivalenti se F_1 implica ciascuna dipendenza funzionale di F_2 e viceversa. In altre parole, ogni dipendenza in F_2 può essere dedotta da F_1 , e ogni dipendenza in F_1 può essere dedotta da F_2 .

Insieme di Dipendenze Funzionali non Ridondanti Un insieme di dipendenze funzionali F è non ridondante se:

- Ogni dipendenza in F è necessaria;
- Nessuna dipendenza può essere dedotta dalle altre;
- Se si rimuove una qualsiasi dipendenza f da F , allora non è più possibile dedurla da quelle rimaste.

$$\nexists f \in F \mid F - \{f\} \models f$$

Se esiste una dipendenza f in F che può essere dedotta anche senza di lei, cioè da $F - \{f\}$, allora F è un insieme ridondante.

Insieme di Dipendenze Ridotte Un insieme di dipendenze funzionali F su uno schema $R(U)$ si dice ridotto se soddisfa due condizioni:

1. Non è ridondante: $\forall f \in F, F - \{f\} \not\models f$;
2. I lati sinistri sono minimali: $\forall X \rightarrow A \in F$, nessun attributo di X è superfluo.

Riassumendo Data una chiave minimale K e dipendenze $X \rightarrow Y$ di uno schema $R(X)$,

$$\forall X \rightarrow Y, K \subseteq X \wedge Y \neq K \Rightarrow 2FN$$

$$\forall X, K \subset X \Rightarrow FNBC$$

$$(R(X) \in FNBC) \vee (\forall X \rightarrow Y, Y \subset K \vee K \subset X) \Rightarrow 3FN$$