CHE COS'È VERAMENTE UNA DIPENDENZA FUNZIONALE ?

DotazioniLibri(CodiceLibro, NomeNegozio, IndNegozio, Titolo, Quantità)

- DF:

{ CodiceLibro → Titolo

NomeNegozio → IndNegozio

CodiceLibro, NomeNegozio → IndNegozio, Titolo, Quantità }

X → Y il valore dell'attributo Y **dipende** dal valore dell'attributo X e per un certo valore di x c'è un **unico** valore possibile di Y

A. Albano, G. Ghelli, R.Orsini
Fondamenti di basi di dati
Zanichelli, 2005

ESEMPIO

Orari(CodAula, NomeAula, Piano, Posti, Materia, CDL, Docente, Giorno, OraInizio, OraFine)

- In un dato momento, un docente si trova al più in un'aula
- Non è possibile che due docenti diversi siano nella stessa aula contemporaneamente
- Se due lezioni si svolgono su due piani diversi appartengono a due corsi di laurea diversi

A. Albano, G. Ghelli, R.Orsini
Fondamenti di basi di dati
Zanichelli, 2005

DIPENDENZE FUNZIONALI

- Notazione:
  - R <T, F> denota uno schema con attributi T e dipendenze funzionali F.
- Le DF sono una proprietà semantica, cioè dipendono dai fatti rappresentati e non da come gli attributi sono combinati in schemi di relazione.
- Si parla di DF complete quando $X \rightarrow Y$ e per ogni $W \subset X$, non vale $W \rightarrow Y$.
- Se X è una superchiave, allora X determina ogni altro attributo della relazione: $X \rightarrow T$
- Se X è una chiave, allora $X \rightarrow T$ è una DF completa

PROPRIETÀ DELLE DF

- Da un insieme F di DF, in generale altre DF sono 'implicate' da F.
- **Definizione** Sia F un insieme di DF sullo schema R, diremo che F implica logicamente $X \rightarrow Y$ ($F \models X \rightarrow Y$,), se ogni istanza r di R che soddisfa F soddisfa anche $X \rightarrow Y$.

DERIVAZIONE

Definizione Sia F un insieme di DF, diremo che $X \rightarrow Y$ sia derivabile da F ($F \vdash X \rightarrow Y$), sse $X \rightarrow Y$ può essere inferito da F usando gli assiomi di Armstrong.

CORRETTEZZA E COMPLETEZZA DEGLI ASSIOMI DI ARMSTRONG

Teorema Gli assiomi di Armstrong sono corretti e completi.

- Correttezza degli assiomi:

$$\forall f, \quad F \vdash f \;\Rightarrow\; F \models f$$

- Completezza degli assiomi:

$$\forall f, \quad F \models f \;\Rightarrow\; F \vdash f$$

OBIETTIVI

- Nozione base: dipendenze funzionali
- Obiettivi della teoria:
  - Equivalenza di schemi
  - Qualità degli schemi (forme normali)
  - Trasformazione degli schemi (normalizzazione di schemi)
- Ipotesi dello schema di relazione universale:
  - Tutti i fatti sono descritti da attributi di un'unica relazione (relazione universale), cioè gli attributi hanno un significato globale.

CHIUSURA DI UN INSIEME F

Definizione Dato un insieme F di DF, la chiusura di F, denotata con F^+, è:

$$F^+ = \{ X \rightarrow Y \mid F \vdash X \rightarrow Y\}$$

Definizione Dato R<T, F>, e $X \subseteq T$, la chiusura di X rispetto ad F, denotata con X_F^+, (o X^+, se F è chiaro dal contesto) è

$$X_F^+ = \{A_i \in T \mid F \vdash X \rightarrow A_i\}.$$

- Problema dell'implicazione: controllare se una DF $V \rightarrow W \in F^+$
- Un algoritmo efficiente per risolvere il problema dell'implicazione senza calcolare la chiusura di F scaturisce dal seguente teorema.

Teorema $F \vdash X \rightarrow Y \Leftrightarrow Y \subseteq X_F^+$.

CHIUSURA LENTA

- Un semplice algoritmo per calcolare X+ (ne esiste uno migliore di complessità di tempo lineare) è

Algoritmo CHIUSURA LENTA

input R<T, F> $X \subseteq T$

output X^+

begin

$X^+ = X$

while (X^+ cambia) **do**

for $W \rightarrow V$ **in** F **with** $W \subseteq X^+$ and $V \not\subset X^+$

do $X^+ = X^+ \cup V$

end

ESEMPIO

$F = \{DB \rightarrow E, B \rightarrow C, A \rightarrow B\}$, trovare $(AD)^+$:

$X^+ = AD$

$X^+ = ADB$

$X^+ = ADBE$

$X^+ = ADBEC$

CHIAVI E ATTRIBUTI PRIMI

Definizione Dato lo schema R<T, F>, diremo che $W \subseteq T$ è una chiave candidata di R se:

$W \rightarrow T \in F^+$ (W superchiave)

$\forall V \subset W, V \rightarrow T \notin F^+$ (se $V \subset W$, V non superchiave)

- Attributo primo : attributo che appartiene ad almeno una chiave
- Complessità
  - Il problema di trovare tutte le chiavi di una relazione richiede un algoritmo di complessità esponenziale nel caso peggiore
  - Il problema di controllare se un attributo è primo è NP-completo

COPERTURA DI INSIEMI DI DF

Definizione Due insiemi di DF, F e G, sullo schema R sono equivalenti, $F \equiv G$, sse $F^+ = G^+$. Se $F \equiv G$, allora F è una copertura di G (e G una copertura di F).

Definizione Sia F un insieme di DF:

- Data una $X \rightarrow Y \in F$, si dice che X contiene un attributo estraneo A_i sse

  $(X - \{A_i\}) \rightarrow Y \in F^+$, cioè $F \mid\!- (X - \{A_i\}) \rightarrow Y$

- $X \rightarrow Y$ è una dipendenza ridondante sse

$$(F - \{X \rightarrow Y\})^+ = F^+, \quad \text{cioè} \quad F - \{X \rightarrow Y\} \mid\!- X \rightarrow Y$$

- F è detta una copertura canonica sse
  - la parte destra di ogni DF in F è un attributo;
  - non esistono attributi estranei;
  - nessuna dipendenza in F è ridondante.

ESISTENZA DELLLA COPERTURA CANONICA

Teorema Per ogni insieme di dipendenze F esiste una copertura canonica.

- Algoritmo per calcolare una copertura canonica:
  - Trasformare le dipendenze nella forma $X \rightarrow A$
  - Eliminare gli attributi ridondanti
  - Eliminare le dipendenze ridondanti

A. Albano, G. Ghelli, R.Orsini
Fondamenti di basi di dati
Zanichelli, 2005

DECOMPOSIZIONE DI SCHEMI

- In generale, per eliminare anomalie da uno schema occorre decomporlo in schemi più piccoli "equivalenti"

Definizione Dato uno schema R(T),

$\rho = \{R_1(T_1), \ldots, R_k(T_k)\}$ è una **decomposizione** di R sse $\cup T_i = T$:

{Studenti(Matricola, Nome), Esami(Matricola, Materia)}
decomposizione di Esami(Matricola, Nome, Materia)

- Due proprietà desiderabili di una decomposizione:
  - conservazione dei dati (nozione semantica)
  - conservazione delle dipendenze

A. Albano, G. Ghelli, R.Orsini
Fondamenti di basi di dati
Zanichelli, 2005

ESEMPIO DI DECOMPOSIZIONE

Sia r qui sotto un'istanza valida di R(ABC):

r =

A	B	C
a_1	b	c_1
a_2	b	c_2

Allora la decomposizione $\{R_1(AB), R_2(BC)\}$:

$\pi_{T_1} r$ =

A	B
a_1	b
a_2	b

$\pi_{T_2} r$ =

B	C
b	c_1
b	c_2

non preserva i dati, infatti $\pi_{T_1} r \bowtie \pi_{T_1} r \supseteq r$

DECOMPOSIZIONI BINARIE

Teorema Sia $R<T, F>$ uno schema di relazione, la decomposizione $\rho = \{R_1, R_2\}$ preserva i dati sse

$$T_1 \cap T_2 \rightarrow T_1 \in F^+ \text{ oppure } T_1 \cap T_2 \rightarrow T_2 \in F^+.$$

- Esistono criteri anche per decomposizioni in più di due schemi.

ESEMPIO

- Telefoni(Prefisso, Numero, Località, Abbonato, Via)

  $\{P\ N \rightarrow L\ A\ V, L \rightarrow P\}$

- Si consideri la decomposizione:

  ρ = {Tel<{N, L, A, V}, F1>, Pref<{L, P}, F2>} con

  $F_1 = \{LN \rightarrow A\ V\}$

  $F_2 = \{L \rightarrow P\}$

- Preserva dati ma non le dipendenze: $PN \rightarrow L$ non è deducibile da F_1 e F_2.

FORME NORMALI

- 1FN: Impone una restrizione sul tipo di una relazione: ogni attributo ha un tipo elementare.
- 2FN, 3FN e FNBC: Impongono restrizioni sulle dipendenze. FNBC è la più naturale e la più restrittiva.
- FNBC:
  - Intuizione: se esiste in R una dipendenza $X \rightarrow A$ non banale ed X non è chiave, allora X modella l'identità di un'entità diversa da quelle modellate dall'intera R
  - Ad esempio, in StudentiEdEsami, il Nome dipende dalla Matricola che non è chiave.

FNBC

Definizione R<T, F> è in BCNF ⇔ per ogni $X \rightarrow A \in F^+$, con $A \notin X$ (non banale), X è una superchiave.

Teorema R<T, F> è in BCNF ⇔ per ogni $X \rightarrow A \in F$ non banale, X è una superchiave.

- Esempi:

  Docenti(CodiceFiscale, Nome, Dipartimento, Indirizzo)

  Impiegati(Codice, Qualifica, NomeFiglio)

  Librerie(CodiceLibro, NomeNegozio, IndNegozio, Titolo, Quantità)

  Telefoni(Prefisso, Numero, Località, Abbonato, Via)

  $F = \{P\ N \rightarrow L\ A\ V,\ L \rightarrow P\}$

L'ALGORITMO DI ANALISI

- R<T,F> è decomposta in: $R_1(X, Y)$ e $R_2(X, Z)$ e su di esse si ripete il procedimento; esponenziale.

$\rho = \{R\langle T, F\rangle\}$
while esiste in ρ una $R_i\langle T_i, F_i\rangle$ non in BCNF per la DF $X \rightarrow A$
do

$T_a = X+$
$F_a = \pi_{T_a}(F_i)$
$T_b = Ti - X+ + X$
$F_b = \pi_{T_b}(Fi)$
$\rho = \rho - R_i + \{R_a\langle T_a, F_a\rangle, R_b\langle T_b, F_b\rangle\}$
(R_a ed R_b sono nomi nuovi)

end

5. Normalizzazione di schemi relazionali

A. Albano, G. Ghelli, R.Orsini
Fondamenti di basi di dati
Zanichelli, 2005

PROPRIETÀ DELL'ALGORITMO

- Preserva i dati, ma non necessariamente le dipendenze
- Esempi di decomposizioni senza perdita di dipendenze:

  Docenti(CodiceFiscale, Nome, Dipartimento, Indirizzo), {CF $\rightarrow$ N D; D $\rightarrow$ I}

  R_1(D,I); R_2(CF,N,D)

  Impiegati(Codice, Qualifica, NomeFiglio) {C $\rightarrow$ Q}

  R_1(C, Q); R_2(C, NF)

PROPRIETA' DELL'ALGORITMO (cont.)

- Telefoni(Prefisso, Numero, Località, Abbonato, Via),
  {P N $\rightarrow$ L A V, L $\rightarrow$ P}
  - R_1(L, P); R_2(L, N, A, V)
  - Preserva dati ma non le dipendenze: PN $\rightarrow$ L non è deducibile da F_1 e F_2.
- Cosa vuole dire "non preserva le dipendenze"?
  - R_1 = {(Treviso, 0422); (Casier, 0422)}
  - R_2 = {(Treviso, 487391, Rossi, Piave),
    (Casier, 487391, Bianchi, Isonzo)}

TERZA FORMA NORMALE

Definizione R<T, F> è in 3FN se per ogni $X \rightarrow A \in F+$, con $A \notin X$, X è una superchiave o A è primo.

- La 3FN ammette una dipendenza non banale e non-da-chiave se gli attributi a destra sono primi; la BCNF non ammette mai nessuna dipendenza non banale e non-da-chiave.

Teorema R<T, F> è in 3FN se per ogni $X \rightarrow A \in F$ non banale, allora X è una superchiave oppure A è primo.

ESEMPI

- Non sono in 3FN:
  - Docenti(CodiceFiscale, Nome, Dipartimento, Indirizzo)
  - Impiegati(Codice, Qualifica, NomeFiglio)
- Sono in 3FN, ma non in BCNF:
  - Telefoni(Prefisso, Numero, Località, Abbonato, Via)
    - F = {P N $\rightarrow$ L A V, L $\rightarrow$ P}
    - K = {PN, LN}
  - Esami(Matricola, Telefono, Materia, Voto)
    - Matricola Materia $\rightarrow$ Voto
    - Matricola $\rightarrow$ Telefono
    - Telefono $\rightarrow$ Matricola
    - Chiavi: Matricola Materia, Matricola Telefono

L’ALGORITMO DI SINTESI: VERSIONE BASE

- Sia R<T, F>, con F copertura canonica e tutti gli attributi interessati da qualche DF.

  1. Si partiziona F in gruppi tali che ogni gruppo ha lo stesso determinante.
  2. Si definisce uno schema di relazione per ogni gruppo, con attributi gli attributi che appaiono nelle DF del gruppo, e chiavi i determinanti.
  3. Si eliminano schemi contenuti in altri.
  4. Se la decomposizione non contiene uno schema i cui attributi sono una superchiave di R, si aggiunge lo schema con attributi W, con W una chiave di R.

LE DF NON BASTANO: DIPENDENZE MULTIVALORE

- Impiegati(Codice, StoriaStipendio, NomeFiglio)

c_1	s_1	n_1
c_1	s_1	n_2
c_1	s_2	n_1
c_1	s_2	n_2

La coesistenza di due proprietà multivalore **indipendenti**, fa sì che per ogni impiegato esistono tante ennuple quante sono le possibili coppie di valori di Qualifica e NomeFiglio.

Impiegati
Codice Qualifiche: seq string NomeFigli: seq string

Impiegati
Codice Posizioni: seq (Qualifica, NomeDirigente)