

UNA TABELLA

N Inv	Stanza	Resp	Oggetto	Produttore	Descrizione
1012	256	Ghelli	Mac Mini	Apple	Personal Comp
1015	312	Albano	Dell XPS M1330	Dell	Notebook 2 GHZ
1034	256	Ghelli	Dell XPS M1330	Dell	Notebook 2GB
1112	288	Leoni	Mac Mini 2	Apple	Personal Comp

È fatta male? Perché? Come si può correggere?

TEORIA RELAZIONALE: INTRODUZIONE

- Due metodi per produrre uno schema relazionale:
 - a) Partire da un buon schema a oggetti e tradurlo
 - b) Partire da uno schema relazionale fatto da altri e modificarlo o completarlo
- Teoria della progettazione relazionale: studia cosa sono le "anomalie" e come eliminarle.
- È particolarmente utile se si usa il metodo (b). È moderatamente utile anche quando si usa il metodo (a).

SCHEMI CON ANOMALIE

- Esempio:
 - StudentiEdEsami(Matricola, Nome, Provincia, AnnoNascita, Materia, Voto)
- Anomalie:
 - Ridondanze
 - Potenziali inconsistenze
 - Anomalie nelle inserzioni
 - Anomalie nelle eliminazioni
- Schema senza anomalie
 - Studenti (Matricola, Nome, Provincia, AnnoNascita)
 - Esami (Materia, Matricola, Voto)

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.

DIPENDENZE FUNZIONALI

- Per formalizzare la nozione di schema senza anomalie, occorre una descrizione formale della semantica dei fatti rappresentati in uno schema relazionale.
- Istanza valida di R: è una nozione semantica, che dipende da ciò che sappiamo del dominio del discorso

DIPENDENZE FUNZIONALI

- Dato uno schema $R(T)$ e $X, Y \subseteq T$, una dipendenza funzionale (DF) è un vincolo su R del tipo $X \rightarrow Y$, i.e. X determina funzionalmente Y o Y è determinato da X , se per ogni istanza valida di R un valore di X determina in modo univoco un valore di Y :

$\forall r$ istanza valida di R .

$\forall t1, t2 \in r$. se $t1[X] = t2[X]$ allora $t1[Y] = t2[Y]$

- Si dice che un'istanza r_0 di R soddisfa le DF $X \rightarrow Y$ ($r_0 \models X \rightarrow Y$) se la proprietà vale per r_0 , e che un'istanza r_0 di R soddisfa un insieme F di DF se, per ogni $X \rightarrow Y \in F$, vale $r_0 \models X \rightarrow Y$:

• $r_0 \models X \rightarrow Y$ sse $\forall t1, t2 \in r_0$. se $t1[X] = t2[X]$ allora $t1[Y] = t2[Y]$

ESEMPIO

- DotazioniLibri(CodiceLibro, NomeNegozio, IndNegozio, Titolo, Quantità)
- DF:
 - { CodiceLibro → Titolo
 - NomeNegozio → IndNegozio
 - CodiceLibro, NomeNegozio → IndNegozio, Titolo, Quantità }

ESPRIMERE LE DIPENDENZE FUNZIONALI

- Consideriamo: $\text{NomeNegozio} \rightarrow \text{IndNegozio}$
- Espressione diretta:
 - Se in due righe il NomeNegozio è uguale, anche l' IndNegozio è uguale:
 - $\text{NomeNegozio}_= \Rightarrow \text{IndNegozio}_=$
- Per contrapposizione:
 - Se l' IndNegozio è diverso allora il NomeNegozio è diverso:
 - $\text{IndNegozio}_\neq \Rightarrow \text{NomeNegozio}_\neq$
- Per assurdo:
 - Non possono esserci due dotazioni con NomeNegozio uguale e IndNegozio diverso:
 - $\text{Not} (\text{NomeNegozio}_= \wedge \text{IndNegozio}_\neq)$
 - $\text{NomeNegozio}_= \wedge \text{IndNegozio}_\neq \Rightarrow \text{False}$

MANIPOLAZIONE DI CLAUSOLE

- Sono equivalenti:
 - $\text{NomeNegozio}_= \Rightarrow \text{IndNegozio}_=$
 - $\text{IndNegozio}_\neq \Rightarrow \text{NomeNegozio}_\neq$
 - $\text{NomeNegozio}_= \wedge \text{IndNegozio}_\neq \Rightarrow \text{False}$
- In generale:
 - $A \Rightarrow B \Leftrightarrow A \wedge \neg B \Rightarrow \text{False} \Leftrightarrow \neg B \Rightarrow \neg A$
- Più in generale, in ogni clausola $A \wedge B \Rightarrow E \vee F$ posso spostare le sottoformule da un lato all'altro, negandole
- Quindi sono equivalenti:
 - $\text{NomeNegozio}_= \wedge \text{CodiceLibro}_= \Rightarrow \text{Quantità}_=$
 - $\text{NomeNegozio}_= \wedge \text{CodiceLibro}_= \wedge \text{Quantità}_\neq \Rightarrow \text{False}$
 - $\text{CodiceLibro}_= \wedge \text{Quantità}_\neq \Rightarrow \text{NomeNegozio}_\neq$
 - $\text{NomeNegozio}_= \wedge \text{Quantità}_\neq \Rightarrow \text{CodiceLibro}_\neq$

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
- Se due lezioni *diverse* si svolgono lo stesso giorno per la stessa materia, appartengono a due CDL diversi (lezioni diverse: $\text{not}(\text{CodAula}_i \wedge \text{and NomeAula}_i \wedge \dots)$)

DIPENDENZE FUNZIONALI

- Notazione:
 - $R \langle T, F \rangle$ 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 $X \rightarrow Y$.

ESEMPIO

- Sia r un'istanza di $R\langle T, F \rangle$, con $F = \{X \rightarrow Y, X \rightarrow Z\}$ e $X, Y, Z \subseteq T$. Sia $X' \subseteq X$. Altre DF sono soddisfatte da r , ad es.

- $X \rightarrow X'$ (DF banale) e

- $X \rightarrow YZ$, infatti

$$t_1[X] = t_2[X] \Rightarrow t_1[Y] = t_2[Y]$$

$$t_1[X] = t_2[X] \Rightarrow t_1[Z] = t_2[Z]$$

$$t_1[X] = t_2[X] \Rightarrow t_1[YZ] = t_2[YZ]$$

Pertanto $\{X \rightarrow Y, X \rightarrow Z\} \models X \rightarrow YZ$

- Altro esempio: $\{X \rightarrow Y, Y \rightarrow Z\} \models X \rightarrow Z$

REGOLE DI INFERENZA

- Come derivare DF implicate logicamente da F, usando un insieme di regole di inferenza.
- "Assiomi" (sono in realtà regole di inferenza) di Armstrong:
 - Se $Y \subseteq X$, allora $X \rightarrow Y$ (Riflessività R)
 - Se $X \rightarrow Y, Z \subseteq T$, allora $XZ \rightarrow YZ$ (Arricchimento A)
 - Se $X \rightarrow Y, Y \rightarrow Z$, allora $X \rightarrow Z$ (Transitività T)

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.
- Si dimostra che valgono anche le regole:
 - $\{X \rightarrow Y, X \rightarrow Z\} \vdash X \rightarrow YZ$ (unione **U**)
 - $Z \subseteq Y \quad \{X \rightarrow Y\} \vdash X \rightarrow Z$ (decomposizione **D**)
- Da **U** e **D** si ricava che se $Y = A_1A_2\dots A_n$ allora
 - $X \rightarrow Y \Leftrightarrow \{X \rightarrow A_1, X \rightarrow A_2, \dots, X \rightarrow A_n\}$

ESEMPIO

- $R(A B C D)$
- $F = \{A \rightarrow B, BC \rightarrow D\}$
- AC è una superchiave? Ovvero $AC \rightarrow ABCD$?
 1. $A \rightarrow B$ ipotesi 1
 2. $AC \rightarrow BC$ da 1 per **Arr** (C)
 3. $BC \rightarrow D$ ipotesi 2
 4. $BC \rightarrow BCD$ da 3 per **Arr** (BC)
 5. $AC \rightarrow BCD$ da 2+4 per **Trans**
 6. $AC \rightarrow ABCD$ da 5 per **Arr** (A)

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:

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

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 $R \langle T, F \rangle$, 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 $DF \quad V \rightarrow W \in F^+$

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 $O(ap)$) è
- **Algoritmo CHIUSURA LENTA**

input $R\langle T, F \rangle X \subseteq T$

output X^+

begin

$X^+ = X$

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

for $W \rightarrow V$ in F **with** $W \subseteq X^+$ **and** $V \notin X^+$

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

end

ESEMPIO

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

$$X^+ = AD$$

$$X^+ = ADB$$

$$X^+ = ADBE$$

$$X^+ = ADBEC$$

- $A \rightarrow B, DE \rightarrow C$

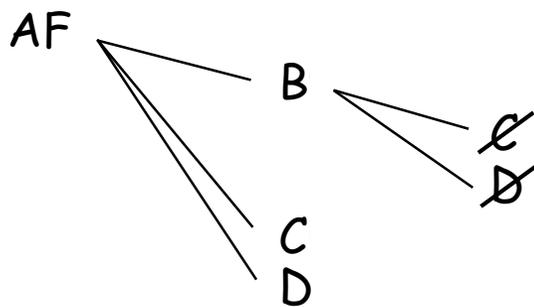
- $ADEF$

CHIAVI E ATTRIBUTI PRIMI

- **Definizione** Dato lo schema $R\langle T, F \rangle$, diremo che $W \subseteq T$ è una chiave candidata di R se
 1. $W \rightarrow T \in F^+$ (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

TROVARE TUTTE LE CHIAVI

- Sia $F = \{C \rightarrow D, CF \rightarrow B, D \rightarrow C, F \rightarrow E\}$
- Ogni chiave deve contenere AF ; le chiavi sono in $AF \cdot P(BCDE) = AF^{BCDE}$
(nel testo: $AF::(BCDE)$)
- $AF^+ = AFE$; ogni chiave in $AF^{BCD} - \{AF\}$
- Candidati: $AF^{BCD} - \{AF\} = AFB^{CD} + AFC^D + AFD$



$$AF^+ = AFE$$

$$AFB^+ = AFBE$$

no: AFC chiave

no: AFD chiave

$$AFC^+ = AFCDBE$$

$$AFD^+ = AFDCEB$$

$$BCDE - AFE = BCD$$

$$CD - AFBE = CD$$

AFC chiave

AFD chiave

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:
 1. Data una $X \rightarrow Y \in F$, si dice che X contiene un attributo *estraneo* A_i sse
$$(X - \{A_i\}) \rightarrow Y \in F^+, \text{ cioè } F \vdash (X - \{A_i\}) \rightarrow Y$$
 2. $X \rightarrow Y$ è una dipendenza *ridondante* sse
$$(F - \{X \rightarrow Y\})^+ = F^+, \text{ cioè } F - \{X \rightarrow Y\} \vdash X \rightarrow Y$$ 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 DELLA 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 estranei
 - Eliminare le dipendenze ridondanti

DECOMPOSIZIONE DI SCHEMI

- In generale, per eliminare anomalie da uno schema occorre decomporlo in schemi più piccoli "equivalenti"
- **Definizione** Dato uno schema $R(T)$,
 $\rho = \{R_1(T_1), \dots, R_k(T_k)\}$ è una decomposizione di R sse $\cup T_i = T$:
 - $\{\text{Studenti}(\text{Matr}, \text{Nome}), \text{Esami}(\text{Matr}, \text{Materia})\}$
decomp. di $\text{Esami}(\text{Matr}, \text{Nome}, \text{Materia})$
 - $\{\text{Studenti}(\text{Matr}, \text{Nome}), \text{Esami}(\text{Materia})\}$
 - $\{\text{Studenti}(\text{Matr}, \text{Nome}), \text{Esami}(\text{Nome}, \text{Materia})\}$
- Due proprietà desiderabili di una decomposizione:
 - conservazione dei dati (*nozione semantica*)
 - conservazione delle dipendenze

DECOMPOSIZIONE DI SCHEMI

- Decomposizioni che preservano i dati:
- *Definizione:* $\rho = \{R_1(T_1), \dots, R_k(T_k)\}$ è una decomposizione di $R(T)$ che preserva i dati sse per ogni istanza valida r di R :

$$r = (\pi_{T_1} r) \bowtie (\pi_{T_2} r) \bowtie \dots \bowtie (\pi_{T_k} r)$$

- Dalla definizione di giunzione naturale scaturisce il seguente risultato:
- *Teorema:* Se $\rho = \{R_1(T_1), \dots, R_k(T_k)\}$ è una decomposizione di $R(T)$, allora per ogni istanza r di R :

$$r \subseteq (\pi_{T_1} r) \bowtie (\pi_{T_2} r) \bowtie \dots \bowtie (\pi_{T_k} r)$$

ESEMPIO DI DECOMPOSIZIONE

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

	<u>A</u>	<u>B</u>	<u>C</u>
$r =$	a1	b	c1
	a2	b	c2

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

	<u>A</u>	<u>B</u>		<u>B</u>	<u>C</u>
$\pi_{T1} r =$	a1	b	$\pi_{T2} r =$	b	c1
	a2	b		b	c2

non preserva i dati, infatti $\pi_{T1} r \bowtie \pi_{T2} r \supseteq r$

DECOMPOSIZIONI BINARIE

- **Teorema** Sia $R\langle T, F \rangle$ uno schema di relazione, la decomposizione $\rho = \{R_1(T_1), R_2(T_2)\}$ preserva i dati sse
 - $T_1 \cap T_2 \rightarrow T_1 \in F^+$ oppure $T_1 \cap T_2 \rightarrow T_2 \in F^+$.
- Esistono criteri anche per decomposizioni in più di due schemi.

PROIEZIONE DELLE DIPENDENZE

- **Definizione** Dato lo schema $R\langle T, F \rangle$, e $T_1 \subseteq T$, la proiezione di F su T_1 è

$$\pi_{T_1}(F) = \{X \rightarrow Y \in F^+ \mid X Y \subseteq T_1\}$$

- **Esempio**

Sia $R(A, B, C)$ e $F = \{A \rightarrow B, B \rightarrow C, C \rightarrow A\}$.

$$\pi_{AB}(F) \equiv \{A \rightarrow B, B \rightarrow A\}$$

$$\pi_{AC}(F) \equiv \{A \rightarrow C, C \rightarrow A\}$$

- Algoritmo banale per il calcolo di $\pi_{T_1}(F)$:
for each $Y \subseteq T_1$ **do** ($Z := Y^+$; **output** $Y \rightarrow Z \cap T_1$)

PRESERVAZIONE DELLE DIPENDENZE

- **Definizione** Dato lo schema $R\langle T, F \rangle$, la decomposizione $\rho = \{R_1, \dots, R_n\}$ preserva le dipendenze sse l'unione delle dipendenze in $\pi_{T_i}(F)$ è una copertura di F .
- **Proposizione** Dato lo schema $R\langle T, F \rangle$, il problema di stabilire se la decomposizione $\rho = \{R_1, \dots, R_n\}$ preserva le dipendenze ha complessità di tempo polinomiale.
- Un teorema importante:
Teorema Sia $\rho = \{R_i\langle T_i, F_i \rangle\}$ una decomposizione di $R\langle T, F \rangle$ che preservi le dipendenze e tale che un T_j sia una superchiave per R . Allora ρ \square preserva i dati.

ESEMPIO

- Telefoni(Prefisso, Numero, Località, Abbonato, Via) $\{P N \rightarrow L A V, L \rightarrow P\}$
- Si consideri la decomposizione:
 $\rho = \{\text{Tel}\langle\{N, L, A, V\}, F1\rangle, \text{Pref}\langle\{L, P\}, F2\rangle\}$ con
 - $F1 = \{LN \rightarrow A V\}$
 - $F2 = \{L \rightarrow P\}$
- Preserva dati ma non le dipendenze: $PN \rightarrow L$ non è deducibile da $F1$ e $F2$.

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** $R\langle T, F \rangle$ è in BCNF \Leftrightarrow per ogni $X \rightarrow A \in F^+$, con $A \notin X$ (non banale), X è una superchiave.
- **Teorema** $R\langle T, F \rangle$ è in BCNF \Leftrightarrow 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

- $R\langle T, F \rangle$ 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

$T_a = X^+$

$F_a = \pi_{T_a}(F_i)$

$T_b = T_i - X^+ + \mathbf{X}$ \leftarrow *attenzione: errore nel vecchio libro*

$F_b = \pi_{T_b}(F_i)$

$\rho = \rho - R_i + \{R_a\langle T_a, F_a \rangle, R_b\langle T_b, F_b \rangle\}$

(R_a ed R_b sono nomi nuovi)

end

PROPRIETA' 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}
 - R1(D,I); R2(CF,N,D)
 - Impiegati(Codice, Qualifica, NomeFiglio) {C \rightarrow Q}
 - R1(C, Q); R2(C, NF)

PROPRIETA' DELL'ALGORITMO (cont.)

- Telefoni(Prefisso, Numero, Località, Abbonato, Via),
 $\{P N \rightarrow L A V, L \rightarrow P\}$
 - $R1(\underline{L}, P); R2(\underline{L}, \underline{N}, A, V)$
 - Preserva dati ma non le dipendenze: $PN \rightarrow L$ non è deducibile da $F1$ e $F2$.
- Cosa vuole dire "non preserva le dipendenze"?
 - $R1 = \{(Pisa, 050); (Calci, 050)\}$
 - $R2 = \{(Pisa, 506070, Rossi, Piave),$
 $(Calci, 506070, Bianchi, Isonzo)\}$

TERZA FORMA NORMALE

- **Definizione:** $R\langle T, F \rangle$ 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:** $R\langle T, F \rangle$ 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 (e quindi, neppure in BCNF)
 - 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)
 - $Matricola \rightarrow Materia \rightarrow Voto$
 - $Matricola \rightarrow Telefono$
 - $Telefono \rightarrow Materia$
 - Chiavi: $Matricola \rightarrow Materia, Telefono \rightarrow Materia$

L'ALGORITMO DI SINTESI: VERSIONE BASE

- Sia $R\langle T, F \rangle$, 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)

c1	s1	n1
c1	s1	n2
c1	s2	n1
c1	s2	n2

- 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 num
NomeFigli: seq string

Impiegati
Codice
Posizioni: seq (Qualifica, NomeDirigente)