

Basi di dati

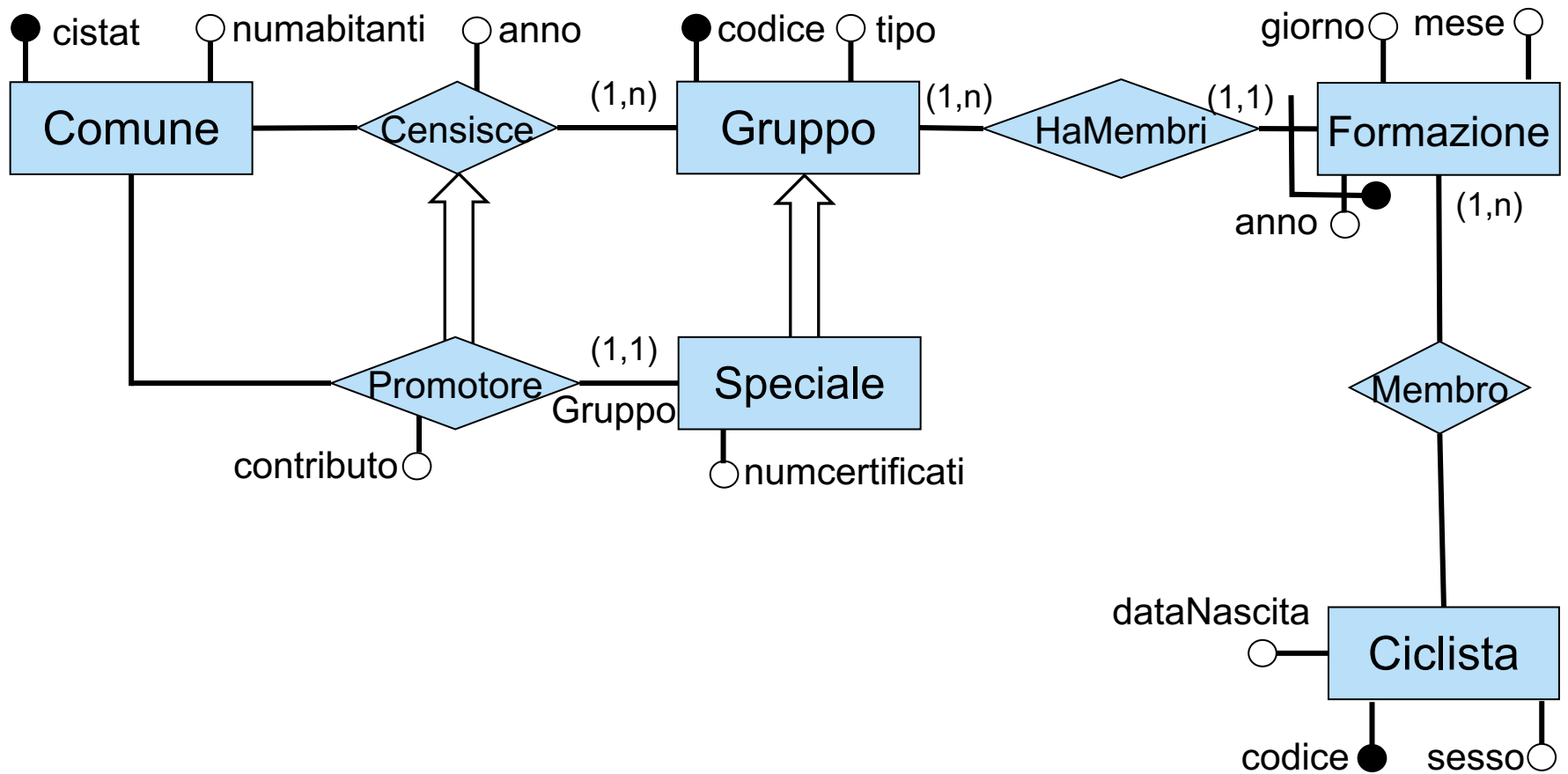
**Soluzioni dei problemi proposti
nell'appello del 26-01-2024
Compito B**

Maurizio Lenzerini

Anno Accademico 2023/24

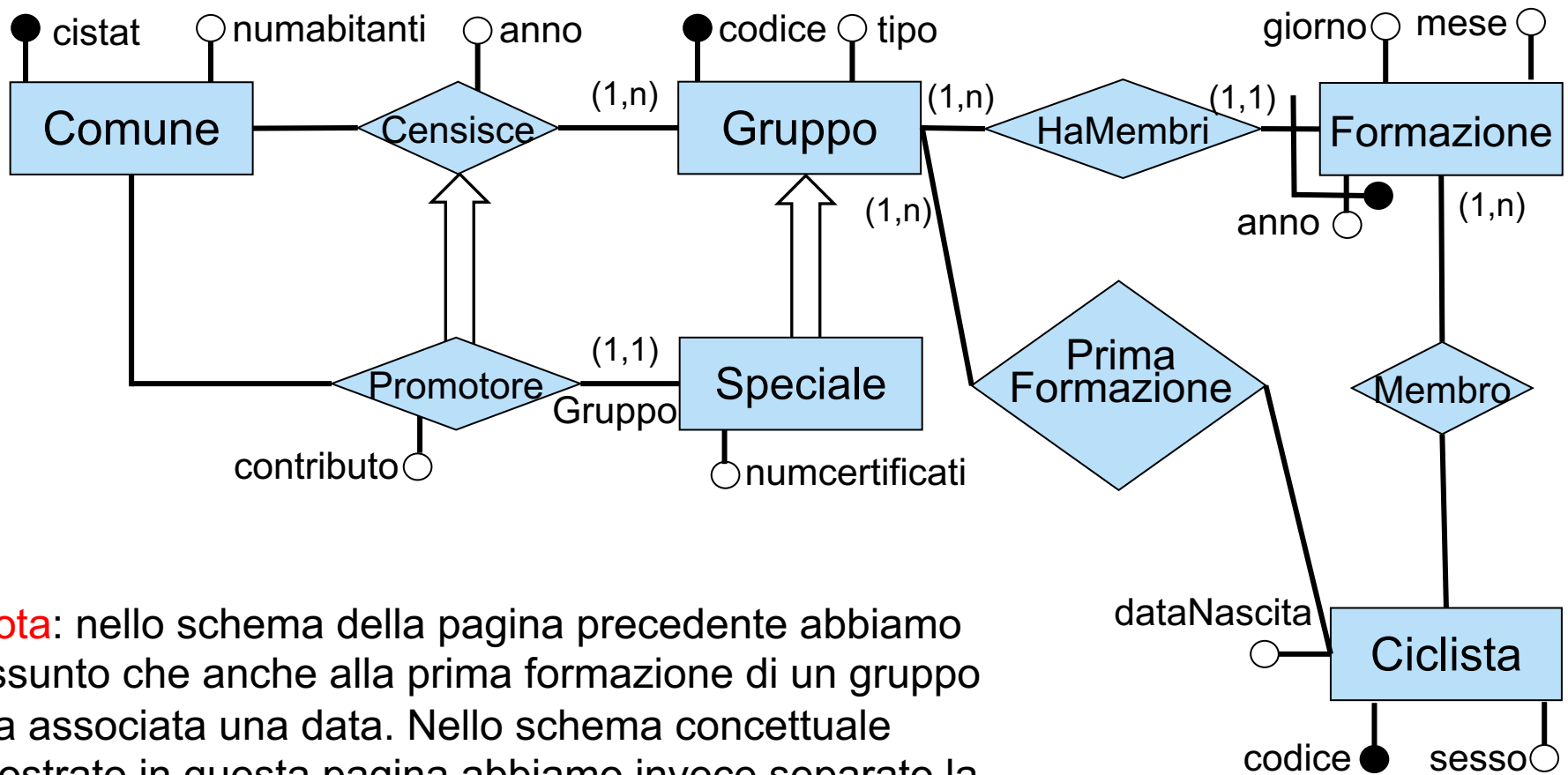
Problema 1 – Schema ER

Schema concettuale:



Problema 1 – Osservazione

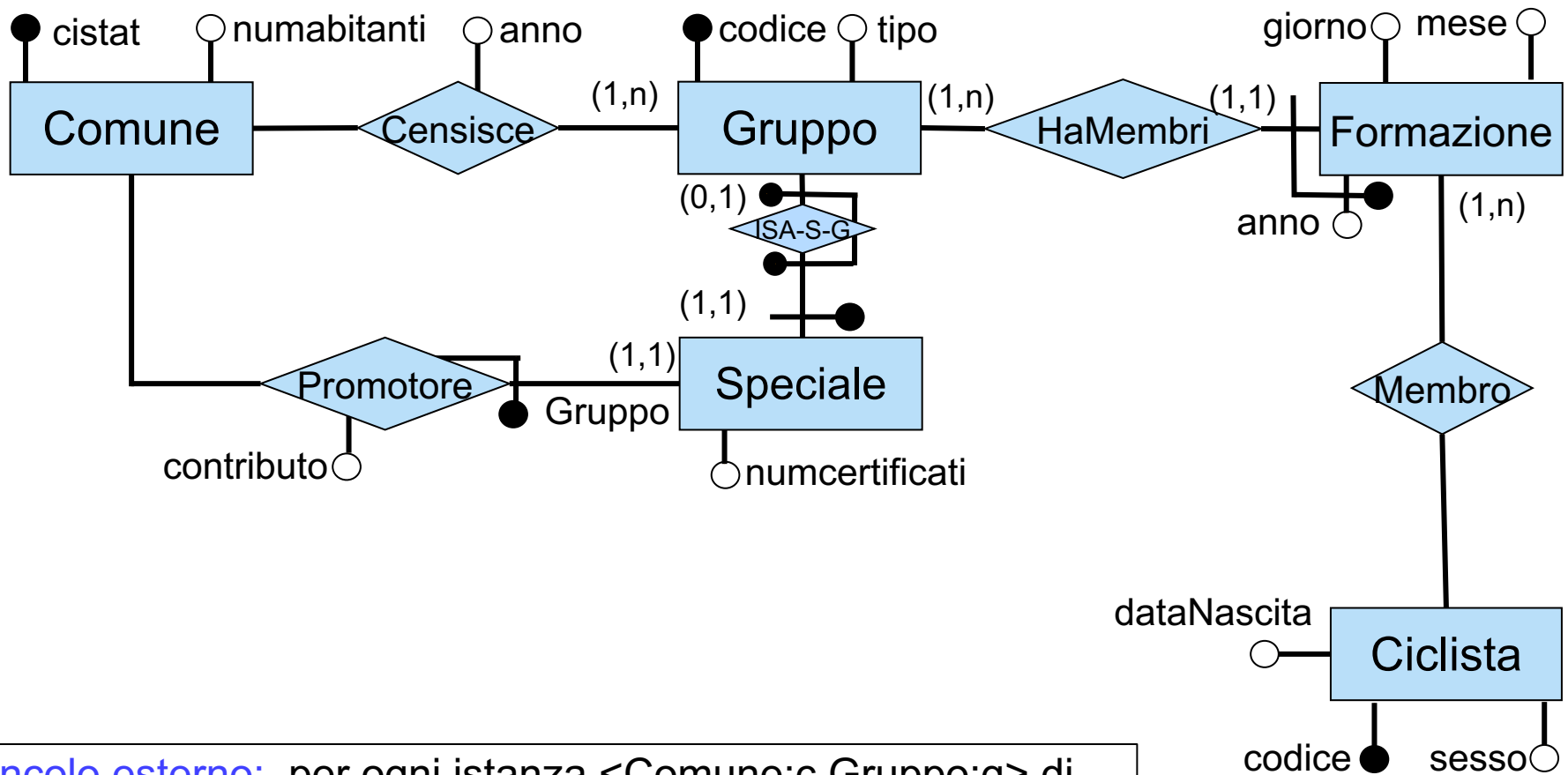
Schema concettuale:



Nota: nello schema della pagina precedente abbiamo assunto che anche alla prima formazione di un gruppo sia associata una data. Nello schema concettuale mostrato in questa pagina abbiamo invece separato la prima formazione da quelle che emergono dai cambiamenti di gruppo. Anche la soluzione descritta in questa pagina è stata considerata corretta.

Problema 2 – Ristrutturazione Schema ER

Schema concettuale ristrutturato:



Vincolo esterno: per ogni istanza $\langle \text{Comune}:c, \text{Gruppo}:g \rangle$ di Promotore, esiste una istanza r di Gruppo tale che $\langle \text{Speciale}:g, \text{Gruppo}:r \rangle$ è istanza di ISA-S-G e $\langle \text{Comune}:c, \text{Gruppo}:r \rangle$ è una istanza di Censisce.

Problema 2 – Traduzione diretta

Schema logico prodotto dalla traduzione diretta:

Comune(cistat, numabitanti)

Gruppo(codice, tipo)

inclusione: Gruppo[codice] \subseteq Censisce[gruppo]

inclusione: Gruppo[codice] \subseteq Formazione[gruppo]

Speciale(codice, contributo)

foreign key: Speciale[codice] \subseteq Gruppo[codice]

foreign key: Speciale[codice] \subseteq Promotore[speciale]

Censisce(comune, gruppo, anno)

foreign key: Censisce[comune] \subseteq Comune[cistat]

foreign key: Censisce[gruppo] \subseteq Gruppo[codice]

Promotore(comune, gruppo)

foreign key: Promotore[comune, gruppo] \subseteq Censisce[comune, gruppo]

foreign key: Promotore[gruppo] \subseteq Speciale[codice]

Formazione(gruppo, anno, giorno, mese)

foreign key: Formazione[gruppo] \subseteq Gruppo[codice]

inclusione: Formazione[gruppo, anno] \subseteq Membro[gruppo, anno]

Ciclista(codice, sesso, datanascita)

Membro(gruppo, anno, ciclista)

foreign key: Membro[gruppo, anno] \subseteq Formazione[gruppo, anno]

foreign key: Membro[ciclista] \subseteq Ciclista[codice]

Problema 2 – Ristrutturazione dello schema logico

Schema logico prodotto dalla ristrutturazione:

1. La prima indicazione di progetto induce una decomposizione orizzontale di Gruppo(codice,tipo) in GruppoSpeciale(codice,tipo) e GruppoNonSpeciale(codice,tipo).
2. La seconda indicazione induce un accorpamento tra la tabella GruppoSpeciale(codice,tipo) ottenuta al passo 1 e la tabella Speciale(codice,contributo) fortemente accoppiate, e tra la tabella così ottenuta (per la quale scegliamo il nome GruppoSpeciale) e Promotore(comune,gruppo), anch'esse fortemente accoppiate.

Comune(cistat,numabitanti)

GruppoNonSpeciale(codice,tipo)

inclusione: GruppoNonSpeciale[codice] \subseteq Censisce[gruppo]

inclusione: GruppoNonSpeciale[codice] \subseteq Formazione[gruppo]

GruppoSpeciale(codice,tipo,contributo,comune)

foreign key: GruppoSpeciale[comune] \subseteq Comune[cistat]

inclusione: GruppoSpeciale[codice] \subseteq Formazione[gruppo]

vincolo di disgiunzione: GruppoSpeciale[codice] \cap GruppoNonSpeciale[codice] = \emptyset

Censisce(comune,gruppo,anno)

foreign key: Censisce[comune] \subseteq Comune[cistat]

foreign key: Censisce[gruppo] \subseteq GruppoSpeciale[codice] \cup GruppoNonSpeciale[codice]

Formazione(gruppo,anno,giorno,mese)

foreign key: Formazione[gruppo] \subseteq GruppoSpeciale[codice] \cup GruppoNonSpeciale[codice]

inclusione: Formazione[gruppo,anno] \subseteq Membro[gruppo,anno]

Ciclista(codice,sesso,datanascita)

Membro(gruppo,anno,ciclista)

foreign key: Membro[gruppo,anno] \subseteq Formazione[gruppo,anno]

foreign key: Membro[ciclista] \subseteq Ciclista[codice]

Problema 3

Per le definizioni di vincolo di integrità e di vincolo di integrità referenziale si rimanda alle slides.

(5.1) Non esiste una base di dati corretta rispetto allo schema S tale che l'insieme $\{V,Z\}$ non soddisfa la condizione di superchiave in T . Dimostriamo questa proprietà facendo vedere che se in una base di dati B l'insieme $\{V,Z\}$ non soddisfa la condizione di superchiave in T , allora B non è corretta rispetto ad S . Infatti, una base di dati B in cui l'insieme $\{V,Z\}$ non soddisfa la condizione di superchiave in T contiene necessariamente due tuple (u_1,v,z) e (u_2,v,z) in T , con $u_1 \neq u_2$. Ma a questo punto, o queste due tuple non appartengono alla relazione S e allora B non soddisfa il vincolo di foreign key e B non è corretta rispetto allo schema S , oppure queste due tuple appaiono anche in S e quindi in B la relazione S contiene due tuple (a_1,b,c) e (a_2,b,c) , con $a_1 \neq a_2$, il vincolo di chiave primaria sulla relazione S è violato e anche in questo caso B non è corretta rispetto allo schema S . Abbiamo, quindi, dimostrato che non può esistere una base di dati B corretta rispetto allo schema S in cui l'insieme $\{B,C\}$ non soddisfa la condizione di superchiave in R .

(5.2) È facile verificare che esiste una base di dati B corretta rispetto allo schema S in cui l'insieme $\{G\}$ non soddisfa la condizione di superchiave nella relazione S . Definiamo semplicemente B come la base di dati in cui T è vuota e la relazione S contiene le due tuple (g,h_1,m,n) e (g,h_2,m,n) con $h_1 \neq h_2$. È immediato verificare che B soddisfa tutti i vincoli dello schema S ed è quindi corretta rispetto allo schema S ed in essa l'insieme $\{G\}$ non soddisfa la condizione di superchiave nella relazione S .

(5.3) Non esiste una base di dati corretta rispetto allo schema S tale che l'insieme $\{N\}$ non soddisfa la condizione di superchiave nella relazione S . Dimostriamo questa proprietà facendo vedere che se in una base di dati B l'insieme $\{N\}$ non soddisfa la condizione di superchiave nella relazione S , allora B non è corretta rispetto allo schema S . Infatti, una base di dati B in cui l'insieme $\{N\}$ non soddisfa la condizione di superchiave in S contiene necessariamente due diverse tuple nella relazione S con lo stesso valore per N , ossia due tuple diverse del tipo (g_1,h_1,m_1,n) e (g_2,h_2,m_2,n) . Ma a questo punto o queste due tuple non soddisfano il vincolo di tupla definito nella relazione S e allora B non è corretta rispetto allo schema S , oppure queste due tuple soddisfano il vincolo di tupla e allora $h_1 = h_2 = n$ e siccome sono due tuple diverse, abbiamo che $g_1 \neq g_2$ oppure $m_1 \neq m_2$, il che implica l'esistenza di due tuple diverse nella relazione S con lo stesso valore di h e quindi anche la violazione del vincolo di chiave primaria nella relazione S . Abbiamo, quindi, dimostrato che non esiste una base di dati corretta rispetto allo schema S tale che l'insieme $\{N\}$ non soddisfa la condizione di superchiave nella relazione S .

Problema 4 – testo e soluzione

Sia B una base di dati con le relazioni Libro(codice,genere) e Legge(lettore,codlibro)

(3.1) Scrivere in algebra relazionale una query su B che calcoli tutte le coppie (t,g) tali che il lettore t non ha letto alcun libro di genere g.

(3.2) Scrivere in SQL una query su B che calcoli ogni lettore t per il quale, per ogni genere, esiste almeno un libro di quel genere letto da t.

Prodotto cartesiano

(3.1)

$\text{PROJ}_{\text{lettore, genere}}(\text{Legge JOIN Libro})$

-

$\text{PROJ}_{\text{lettore, genere}}(\text{Legge JOIN codlibro=codice Libro})$

(3.2)

select g.lettore

from Legge g

where not exists (select genere
from Libro

where genere not in (select genere

from Legge JOIN Libro on codlibro=libro
where lettore = g.lettore)

)

genere che non compare tra il genere dei libri
letti dal lettore g.lettore

Problema 5

Al fine di conformarsi ai nuovi requisiti occorre modellare una relazione tra le sponsorizzazioni ed i tornei, in modo tale che ad ogni coppia $\langle s, t \rangle$ di questa nuova relazione possiamo associare il valore del premio previsto dalla sponsorizzazione s per il torneo t . A partire dallo schema originario dobbiamo:

1. reificare Sponsorizzazione, cioè trasformarla da una relazione in una entità;
2. introdurre l'entità Torneo e la relazione (che chiameremo Premio) tra questa entità e la nuova entità Sponsorizzazione, con un attributo per modellare il valore del premio. In questo modo possiamo associare il valore del premio ad ogni coppia $\langle s, t \rangle$ nella relazione Premio, dove s è una sponsorizzazione e t è un torneo;
3. anche fissare ad 1 la cardinalità massima per i legami di Tennista con la nuova entità.

Lo schema risultante sarà:

