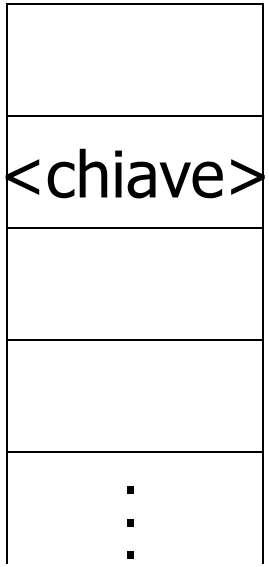
Hashing e indici multidimensionali

Leggere Cap 6 Riguzzi et al. Sistemi Informativi

Lucidi derivati da quelli di Hector Garcia-Molina

Hashing

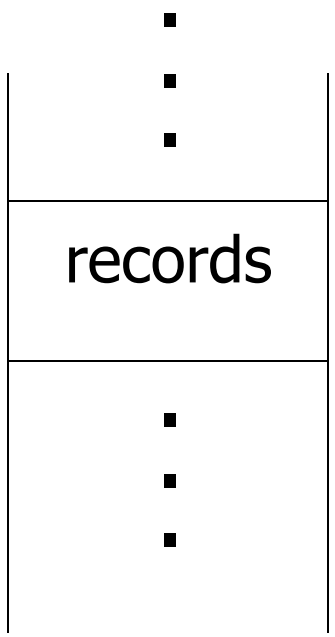
chiave $\rightarrow$ h(chiave)



Buckets
(tipicamente 1
blocco di disco)

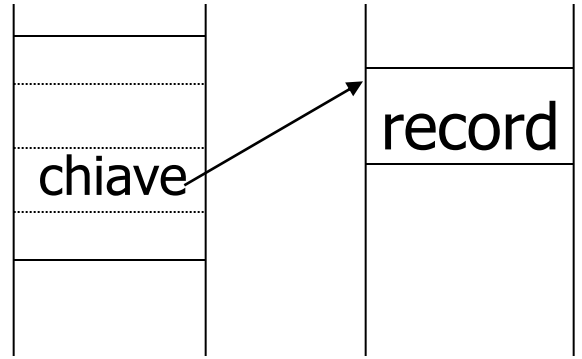
File hash

chiave $\rightarrow$ h(chiave)



Struttura hash su file non hash

(2) chiave $\rightarrow$ h(chiave)



Indice

La struttura hash diventa una struttura secondaria usata solo per l'accesso ai record

Esempio di funzione hash (1)

- Chiave: numero intero K
- Si abbiano *b* buckets
- h:
  - Calcola il resto della divisione intera di K per *b*
    - h(K)=K mod *b*

Esempio di funzione hash (2)

- Chiave = 'x_1 x_2 ... x_n' stringa di caratteri di *n* byte
- Si abbiano *b* buckets
- h:
  - Calcola somma=$x_1 + x_2 + \ldots\ldots x_n$
  - Calcola il resto della divisione intera di somma per *b*
    - h(K)=somma mod *b*

☒Vi sono molte funzioni hash, queste sono solo esempi

Buona funzione☞ Hash

Il numero di chiavi atteso in ogni bucket è lo stesso per ogni bucket

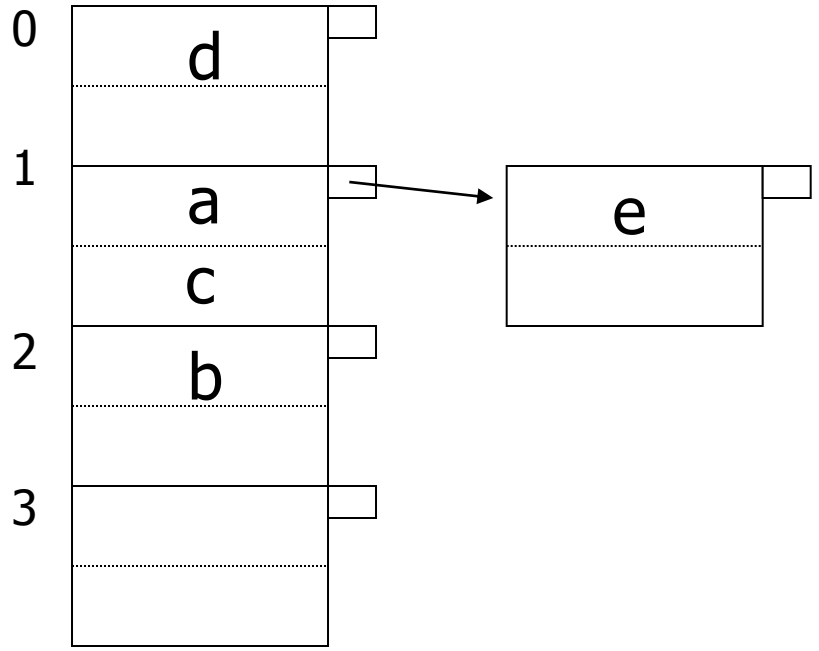
In un bucket:

- Si tengono le chiavi ordinate?

- Si', se il tempo di CPU e' critico e gli inserimenti e le cancellazioni non sono troppo frequenti

Inserimenti

- Se c'è posto nel bucket, non c'è problema, altrimenti si crea un bucket di oveflow
  - I bucket di overflow formano una catena



Cancellazioni

- Se si cancella un record da un bucket che aveva dei buckets di overflow, si possono spostare records da questi per ridurre la catena di oveflow.

Esempio 2 records/bucket, 4 buckets

Inserisci:

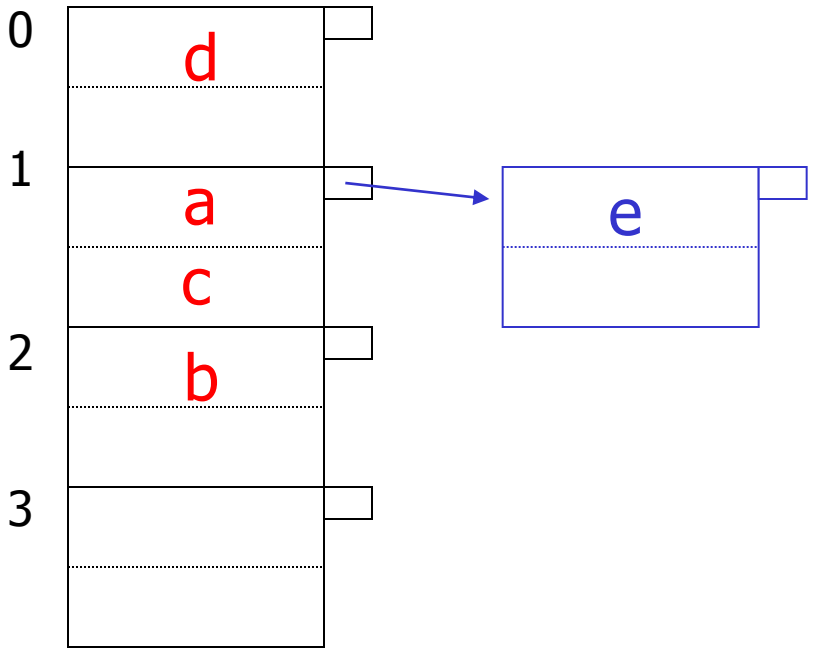
h(a) = 1

h(b) = 2

h(c) = 1

h(d) = 0

h(e) = 1



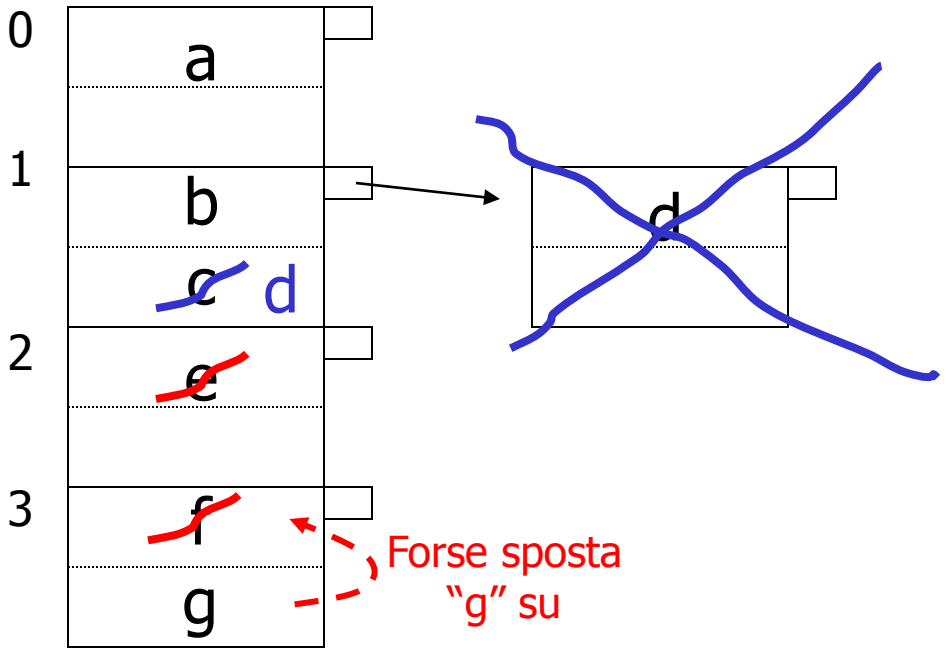
Esempio: cancellazione

Cancella:

e

f

c



Regola empirica:

- Cercare di tenere l'utilizzo tra il 50% e l'80%

$$\text{Utilizzo} = \frac{\#\text{ chiavi usate}}{\#\text{ massimo di chiavi nel file}}$$

- Se < 50%, si sta sprecando dello spazio
- Se > 80%, l'overflow e' significativo e dipende da quanto e' buona la funzione hash e dal numero di chiavi per bucket

Costo dell'accesso

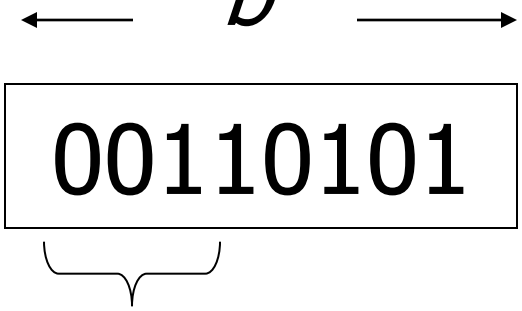
- Accedere ad un record costa 1 se il file non ha catene di overflow
  - Più economico dell'indice
- Costa di più se ci sono catene di overflow
  - Costa 1 per ogni blocco della catena
- Svantaggi dei file hash rispetto ai B+-trees: non consentono query di range

Come gestire la crescita?

- Overflow e riorganizzazione
- Hashing dinamico
  - Estendibile
  - Lineare

Hashing estendibile: tre idee

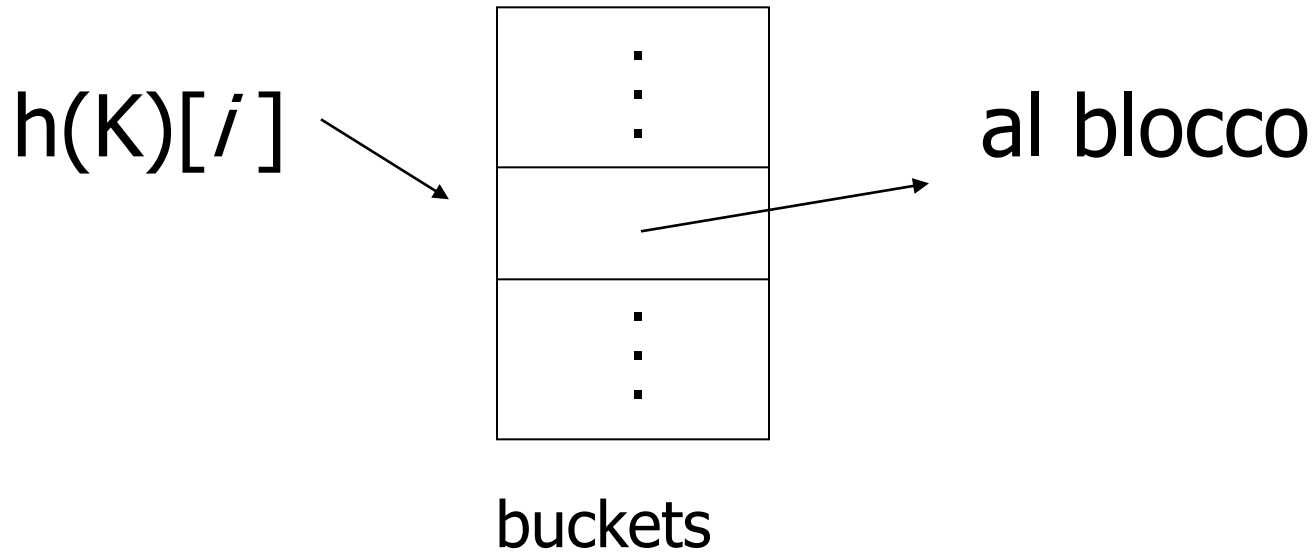
(a) Usa *i* di *b* bits generati dalla funzione hash



usa $i \rightarrow$ *i* cresce nel tempo

h(K)[i]

(b) Usa un direttorio (aggiunge un livello di indirezione)

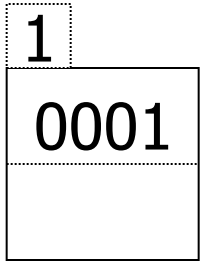


La dimensione del direttorio è sempre pari a 2^i buckets

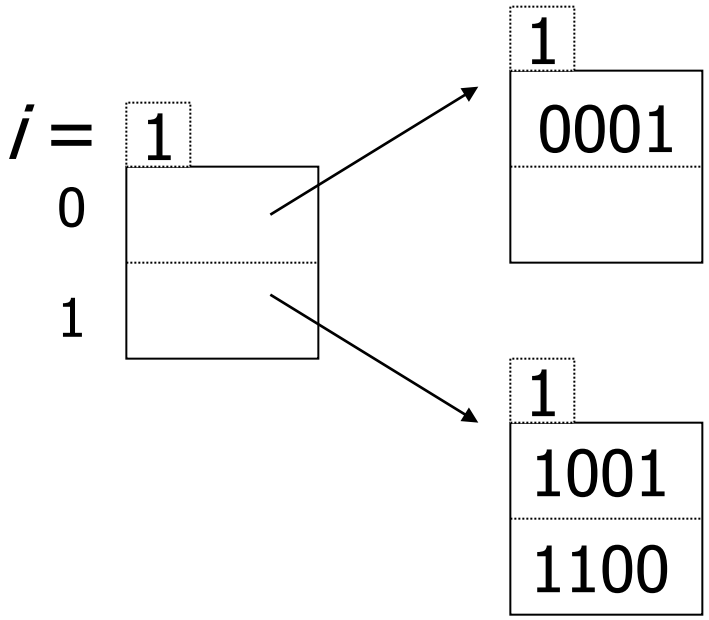
Ogni bucket (entry) contiene solo un puntatore ad un blocco

(c) Ciascun blocco è associato a un numero j<=i che indica quanti bit della funzione hash sono utilizzati per determinare l'appartenenza dei record al blocco

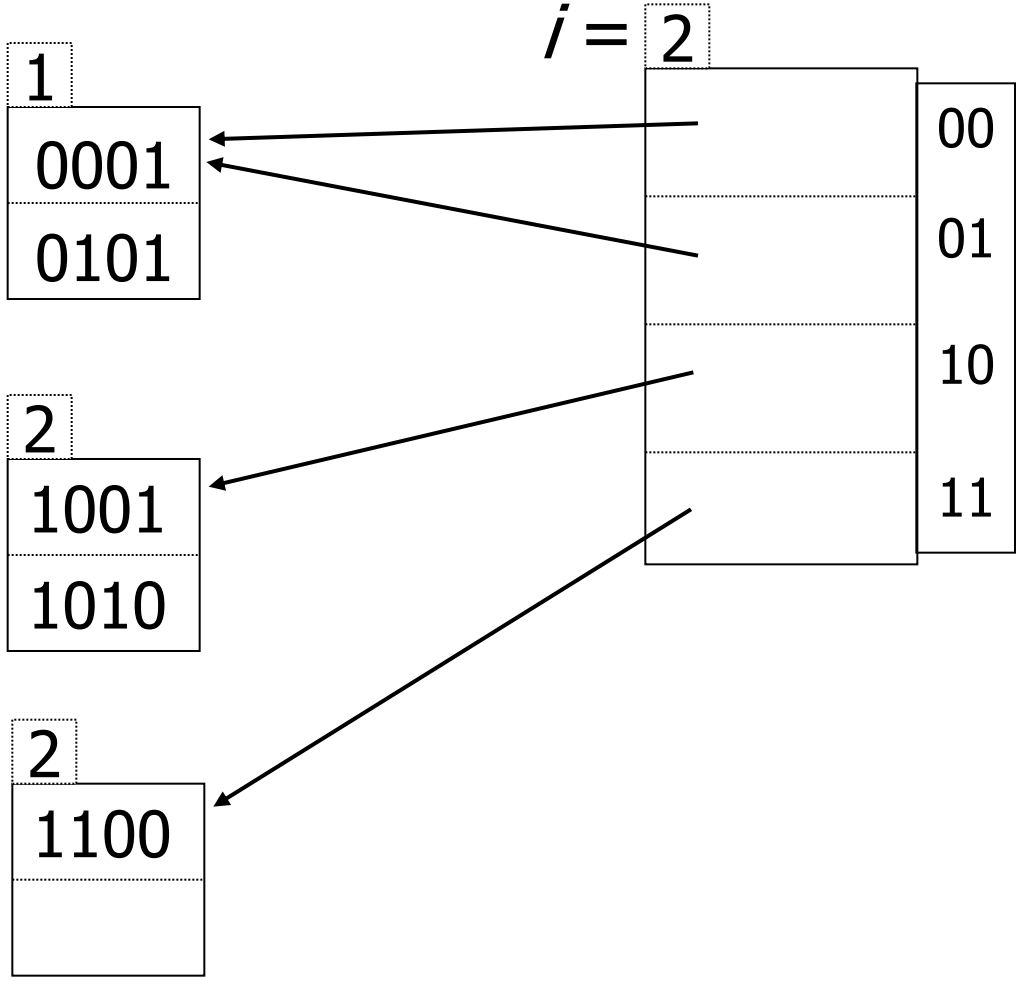
- j Viene memorizzato nell'header del blocco



Esempio



Esempio



Inserimento di K

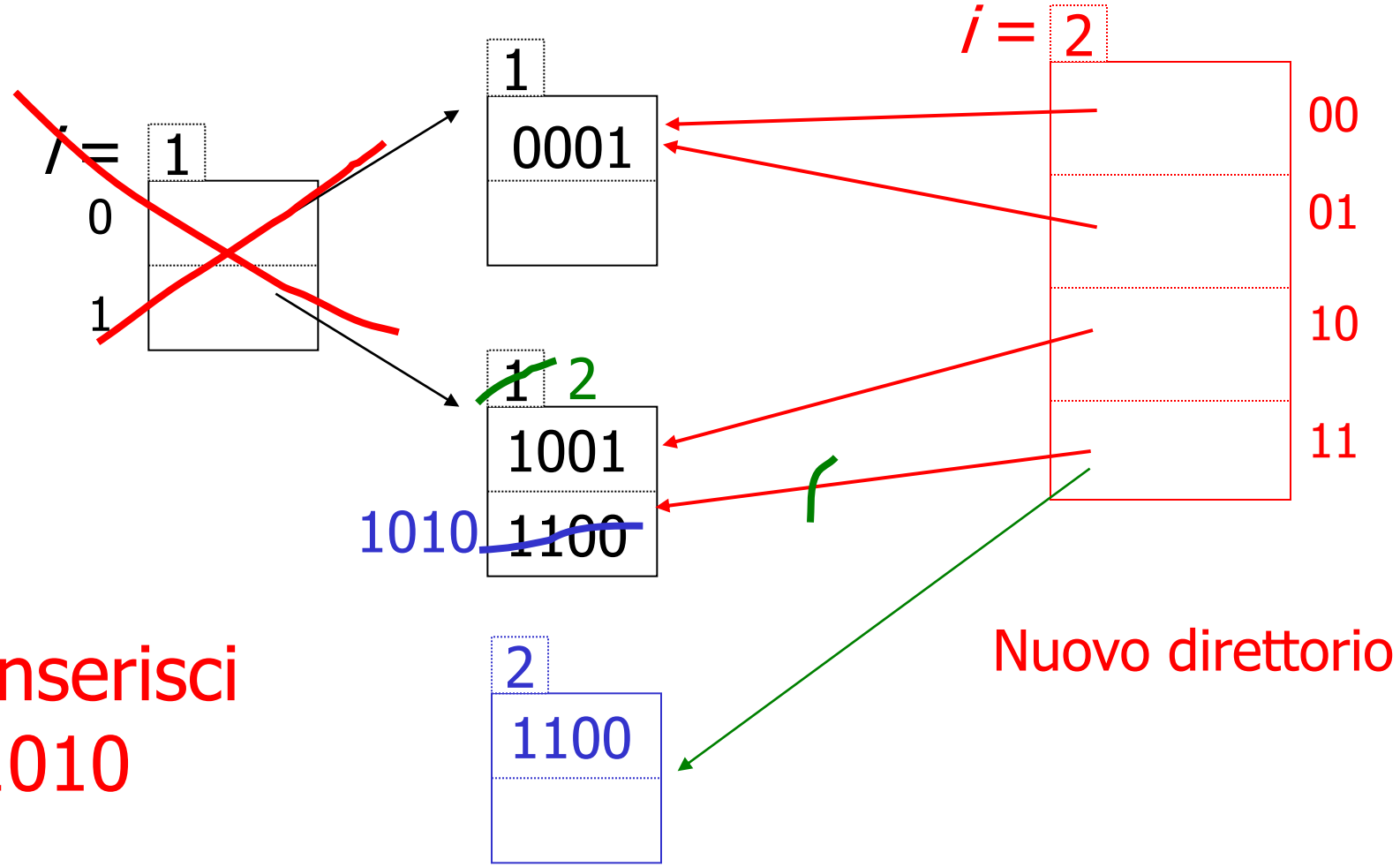
- Si calcola h(K), si prendono i primi i bit, si va nel direttorio, si va nel blocco dati B
- Se c'è posto in B, si mette il record lì. Se non c'è posto, sia j il numero di bit associato a B
  - Se j<i
    - Si divide B in due blocchi B e B'
    - Si distribuiscono i record di B in B e B' sulla base del (j+1)-esimo bit
    - Si associa ai blocchi B e B' il numero j+1
    - Si aggiustano i puntatori nel direttorio in modo che le entry che puntavano a B ora puntino a B o a B' a seconda del valore del (j+1)-esimo bit

    Se necessario, si ripete il processo per j+1

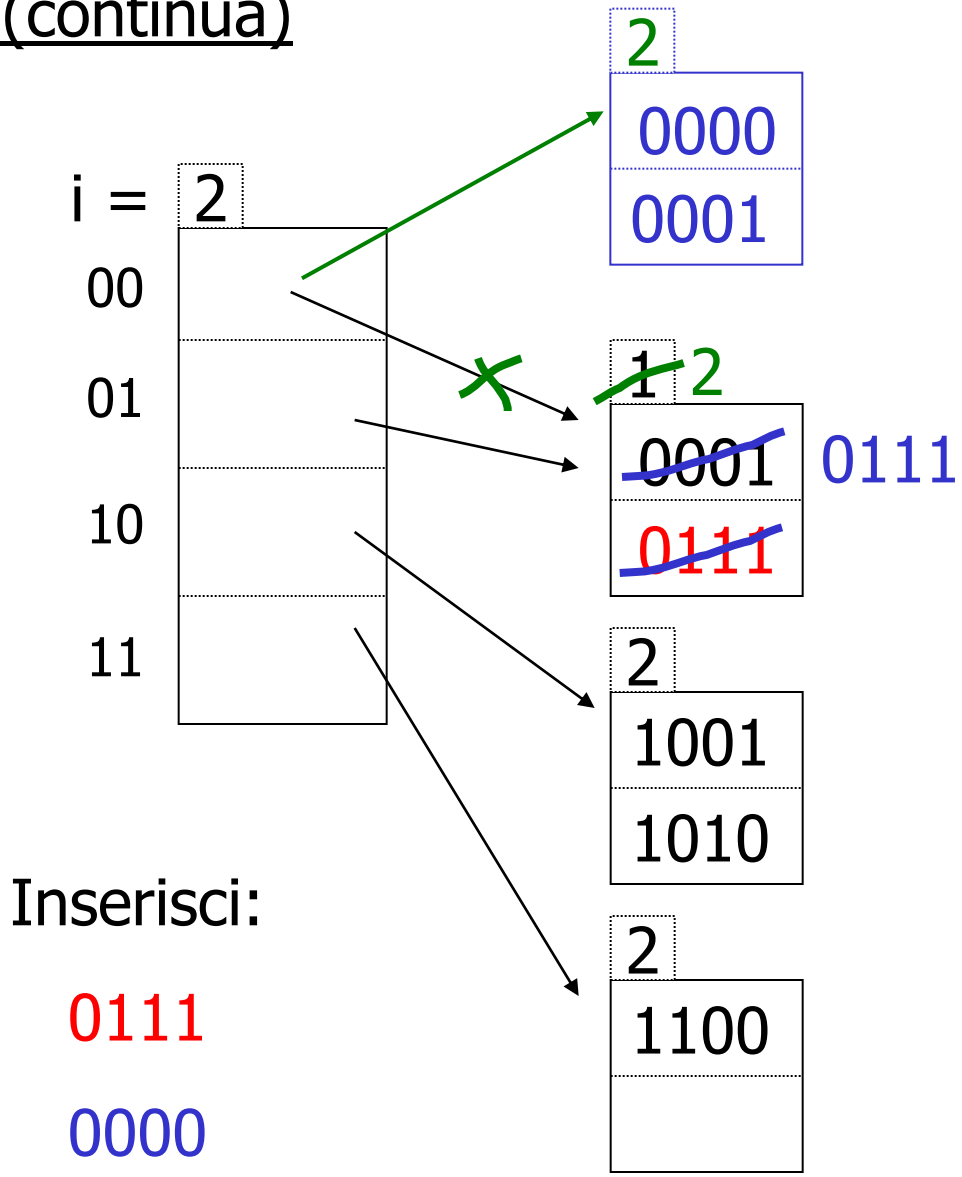
Inserimento di K

- Se j=i
  - Si incrementa i di 1
  - Si raddoppia la lunghezza del direttorio, che diventa di 2^i entries
  - Sia w una sequenza di bit associata ad una delle entry del precedente direttorio
  - Nel nuovo direttorio le entries associate a w0 e a w1 puntano allo stesso blocco a cui puntava w prima
  - Dato che ora j<i, si ricade nel caso precedente

Esempio: h(K) e' 4 bit; 2 chiavi/bucket



Esenpio (continua)

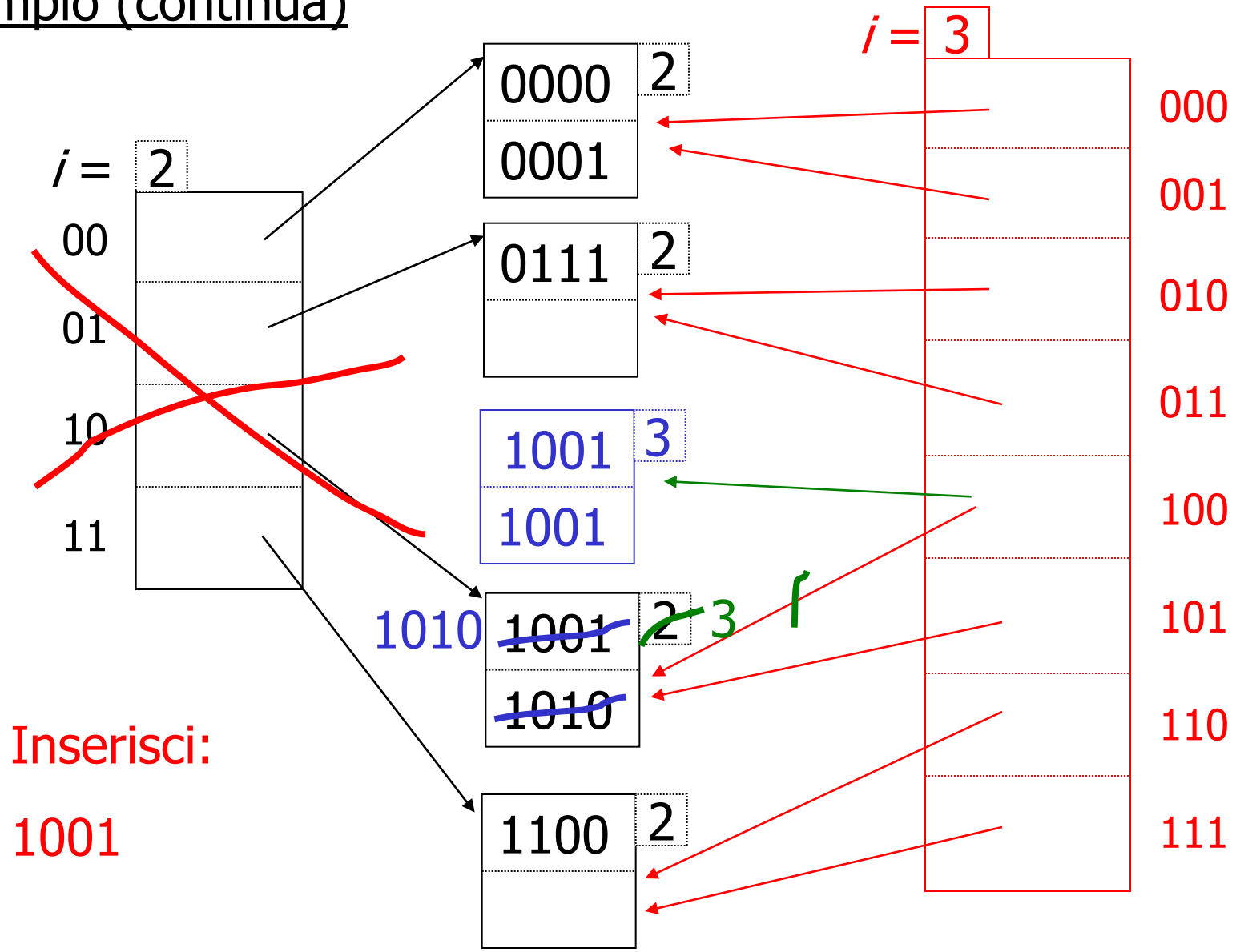


Inserisci:

0111

0000

Esempio (continua)



Hashing esetendibile: cancellazione

- Due possibilita':
  - Nessuna fusione dei blocchi
  - Fusione dei blocchi e riduzione del direttorio se possibile

    (Procedura di insert alla rovescio)

Riassunto Hashing estendibile

⊕ Puo' gestire file crescenti

- con meno spazio sprecato
- senza riorganizzazioni complete

⊖ Indirezione (non e' un problema se il direttorio sta in memoria centrale)

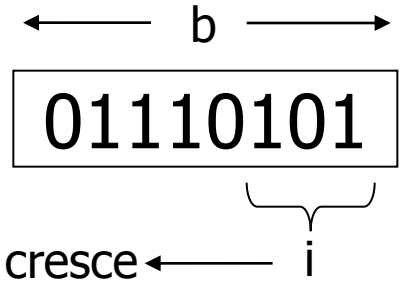
⊖ Il direttorio raddoppia di dimensione

(da un momento all'altro puo' non stare in memoria centrale)

Hashing lineare

- Un altro schema di hashing dinamico

(a) Usa gli i bit della funzione hash di ordine piu' basso (h(K)[i])



(b) Il file cresce linearmente

(c) Si tiene traccia del numero di blocchi allocati n e del numero di record nel file r

Hashing lineare

(d) i è pari a $\lceil \log_2 n \rceil$

(e) Si fissa una soglia per r/n

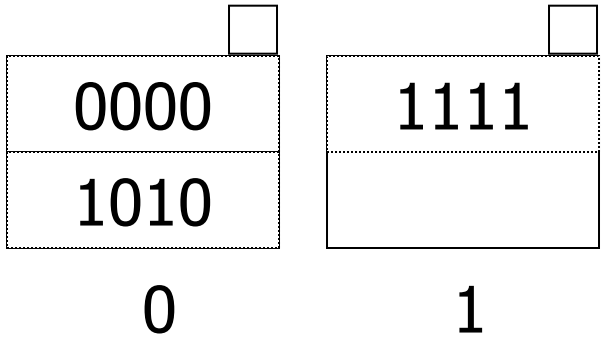
(f) Solo quando r/n supera la soglia si incrementa n (e, se necessario, anche i)

(g) Sono consentiti blocchi di overflow

Esempio

2 record per blocco, b=4

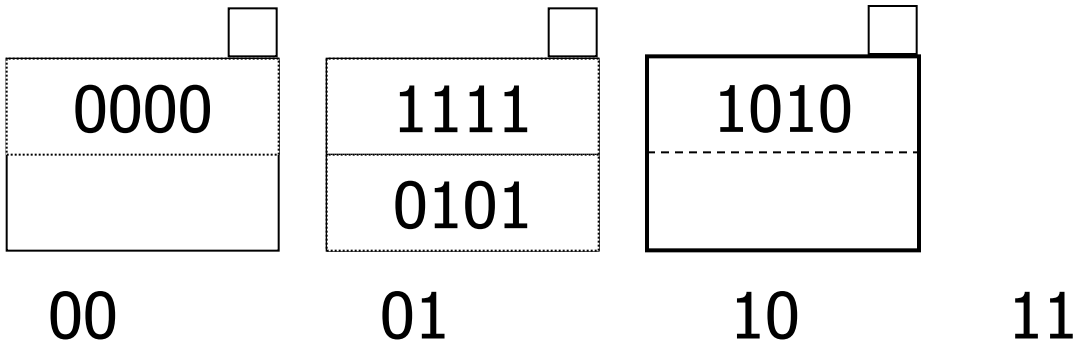
i=1, n=2, r=3, r/n=1,5, soglia di r/n=1,7



Esempio

2 record per blocco

i=2, n=3, r=4, r/n=1,33, soglia di r/n=1,7



Hashing lineare

- Inserimento di k:
  - Se h(k)[*i*] < *n*, allora
    - mettilo al bucket h(k)[i], eventualmente aggiungendo un bucket di overflow
  - altrimenti, guarda al bucket h(k)[i] - 2^{i-1} (metti a 0 il primo bit di h(k)[i])
  - Aumenta r, se r/n> soglia allora
    - Se $n=2^i$ allora incrementa i
    - sia $1a_2..a_i$ la rappr. binaria di n
    - Alloca un blocco per la posizione n
    - Prendi i record del blocco $0a_2..a_i$ che hanno bit i-esimo da destra a 1 e mettili nel blocco $n=1a_2..a_i$
    - Incrementa n

Esempio b=4 bits, 2 chiavi/bucket, i =1, r=3, n=2, soglia di r/n=1,7

Regola Se h(k)[i] < *n*, allora

guarda al bucket h(k)[i]

altrimenti, guarda al bucket h(k)[i] - 2^{i-1}

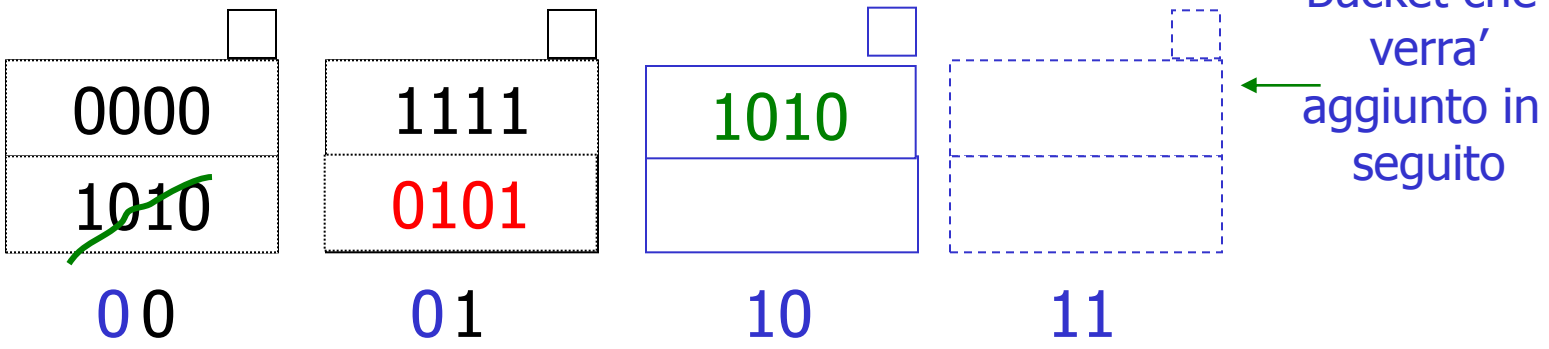
inserisci 0101 h(k)[1]=1<2

r/n =2>1.7 allora: n=2^i allora: incrementa i=> i=2

Alloca un blocco nella posizione 2=10_2

Dividi i record tra i blocchi 00 e 10

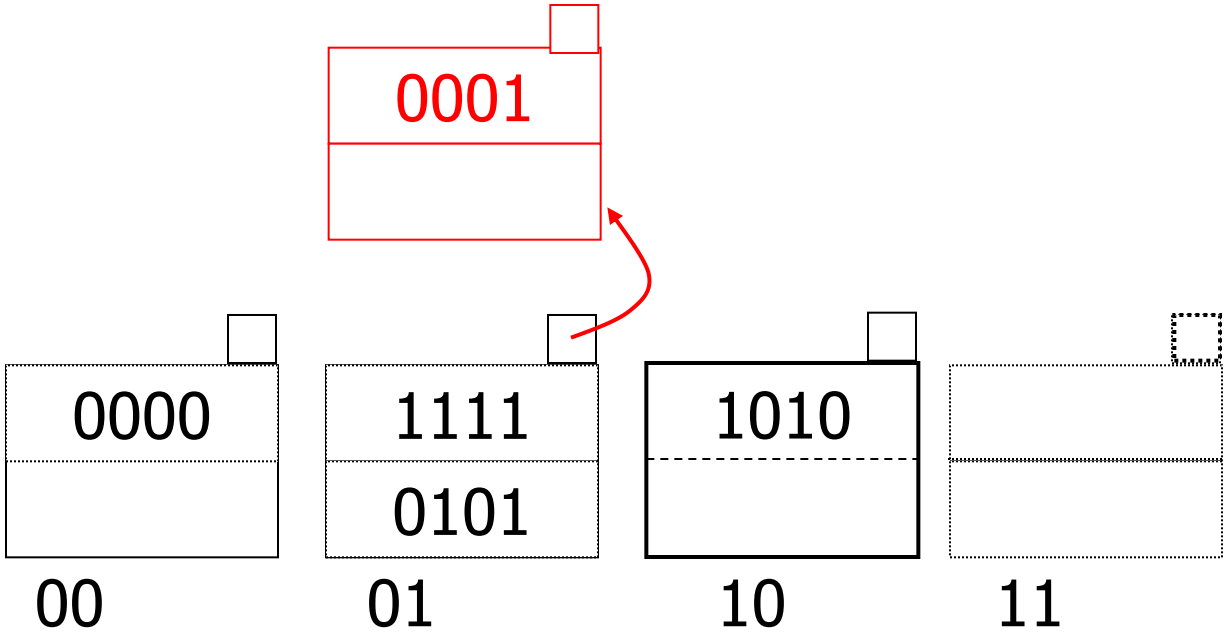
Incrementa n: n -> 3 (numero di blocchi)



Esempio i =2, r=4, n=3, soglia r/n=1,7

- inserisci 0001
- h(k)[2]=01
- 01<3=> bucket 01
- Bucket 01 pieno, si aggiunge un blocco di overflow

r/n=5/3=1,66<1,7 => non si incrementa n,



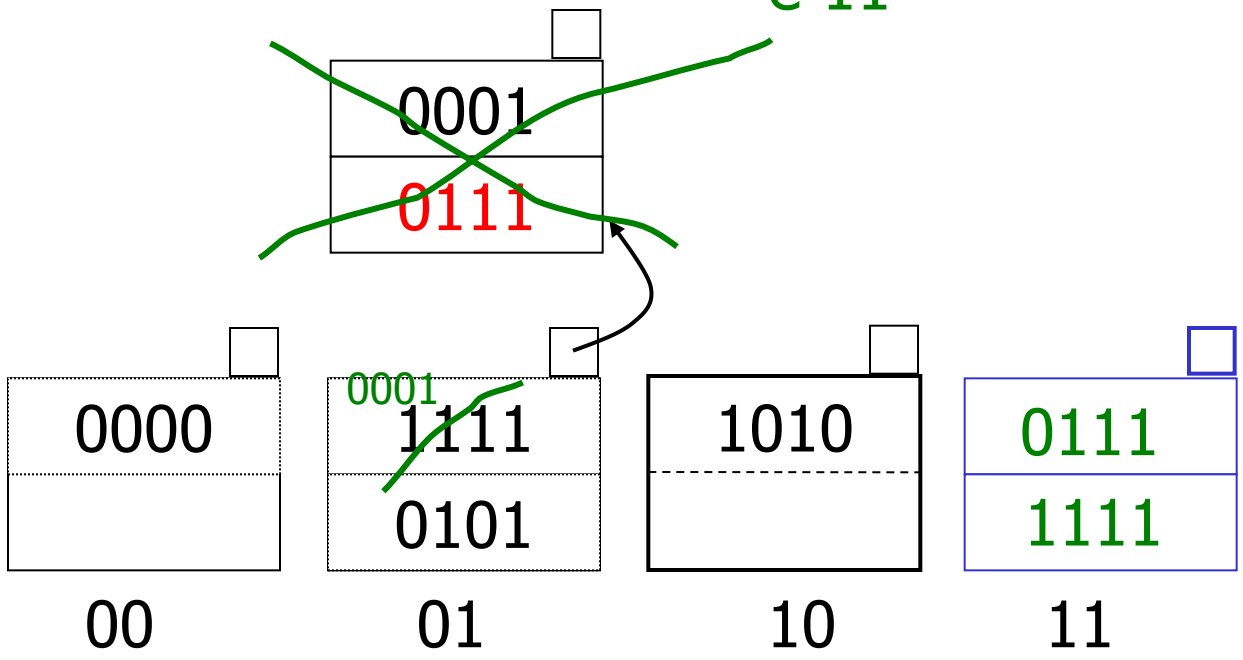
Esempio i =2, r=5, n=3, soglia r/n=1,7

inserisci 0111

r/n=6/3=2>1.7 allora
n<4=> non incrementare i

Alloca un nuovo blocco in posizione 11

Dividi i record di 01 in 01 e 11



Esempio: al prossimo inserimento si superera' la soglia di 1,7 per r/n (7/4=1,75) quindi bisognera' aggiungere un blocco. n varra' 5 e i dovra' essere incrementato di 1

Riassunto Hashing Lineare

⊕ Puo' gestire file che crescono

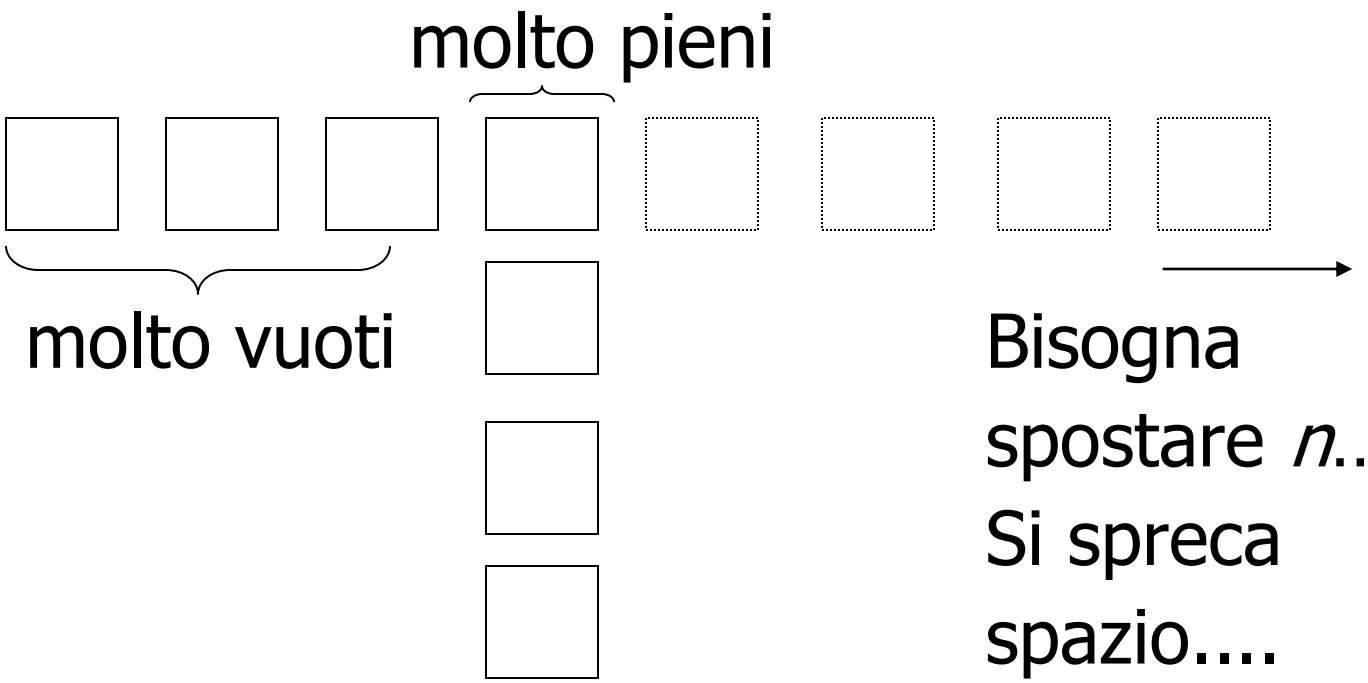
- con meno spazio sprecato
- senza riorganizzazione completa

⊕ nessuna indirezione come nell'hashing estendibile

⊖ puo' ancora avere catene di overflow

Esempio: CASO CATTIVO

Dato che il bucket che si aggiunge non ha relazione con il record che si aggiunge puo' succedere che:



File hash, osservazioni

- È l'organizzazione più efficiente per l'accesso diretto basato su valori della chiave con condizioni di uguaglianza (accesso puntuale): costo medio di poco superiore all'unità (il caso peggiore è molto costoso ma talmente improbabile da poter essere ignorato)
- Non è efficiente per ricerche basate su intervalli (né per ricerche basate su altri attributi)
- I file hash "degenerano" se si riduce lo spazio sovrabbondante: funzionano solo con file la cui dimensione non varia molto nel tempo

Possiamo definire anche indici su piu' di un attributo, ad esempio:

CREATE INDEX foo ON R(A,B,C)

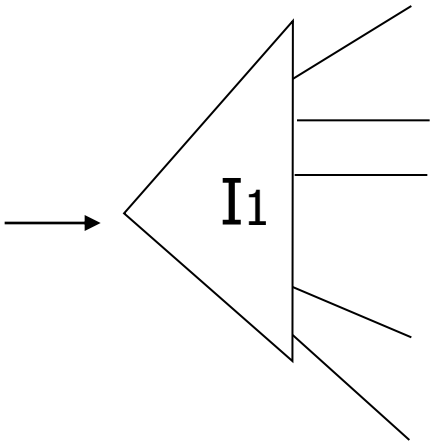
Indice Multichiave

Motivazione: trova i record per i quali

DEPT = “Toy” AND SAL > 50k

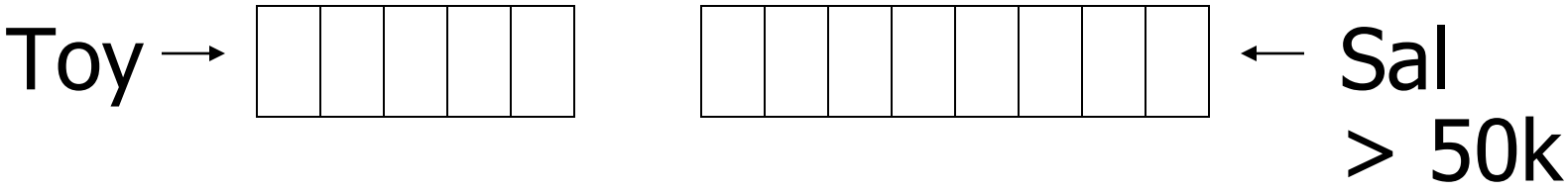
Strategia I:

- Usa un indice, ad esempio Dept.
- Ottieni tutti i record con Dept = “Toy” e verifica il loro salario



Strategia II:

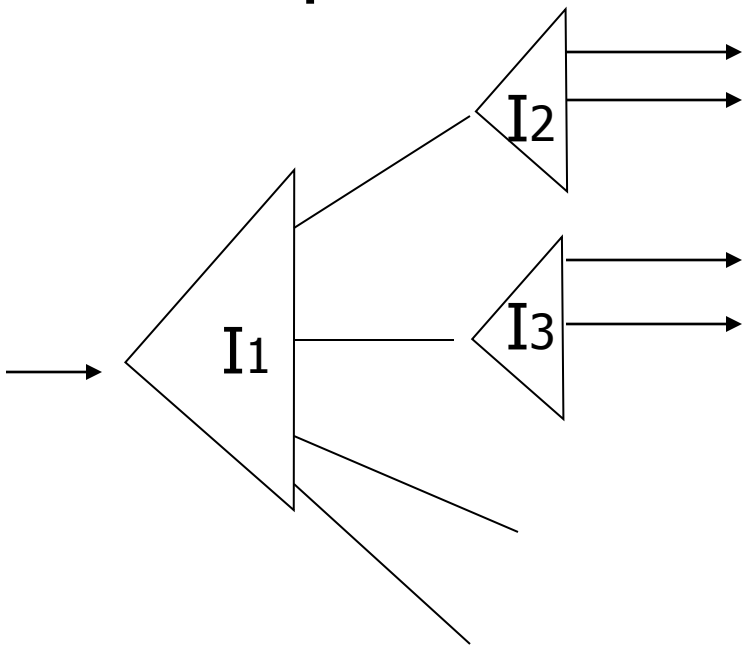
- Usa 2 indici; interseca i puntatori



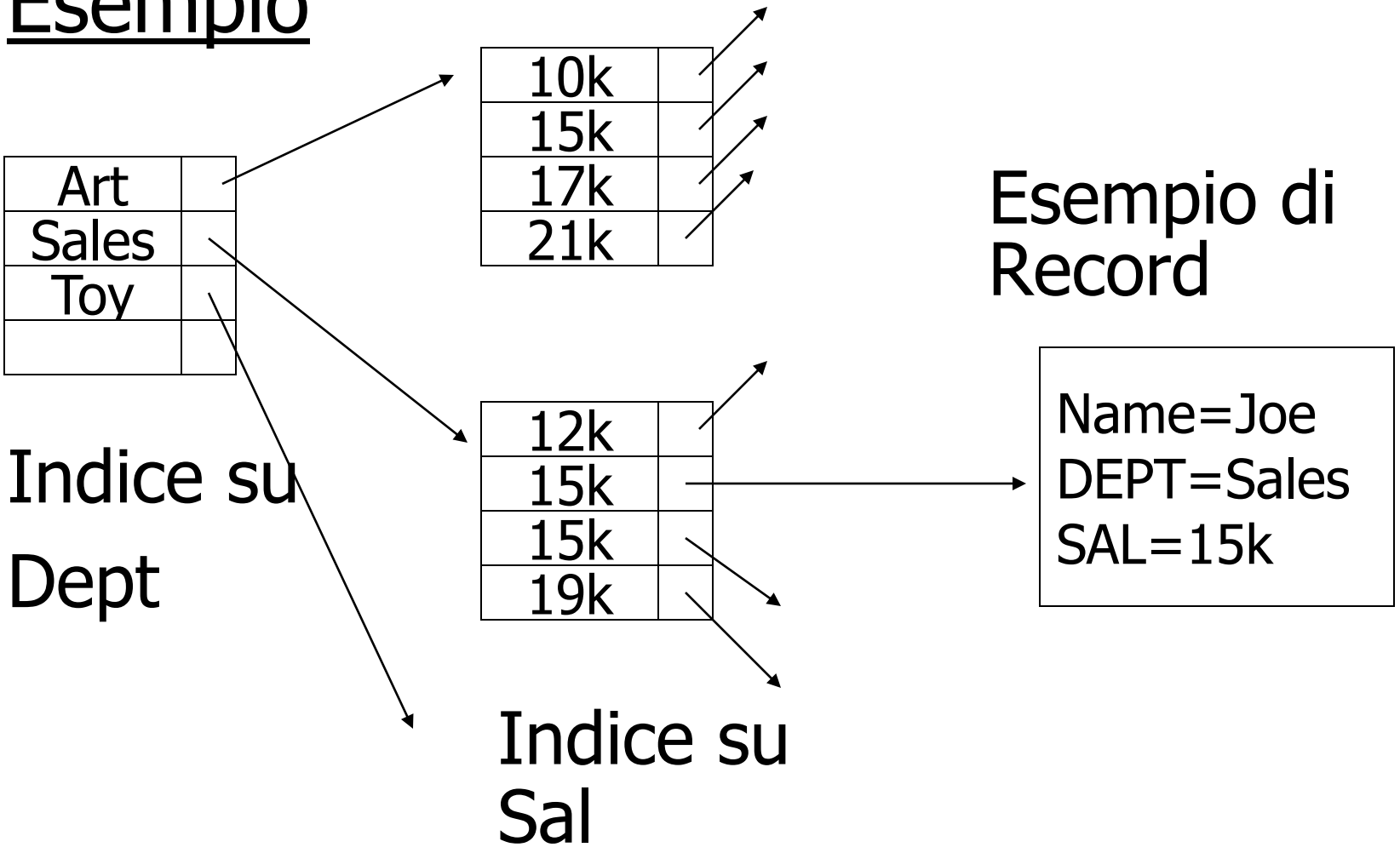
Strategia III:

- Indice su chiave multipla

Una possibilita':



Esempio

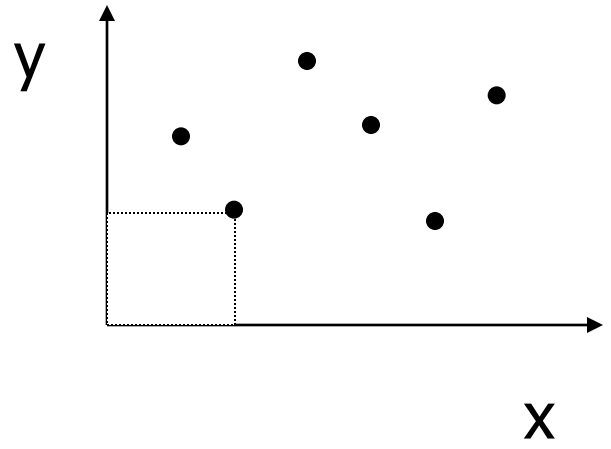

Art
Sales
Toy
10k
15k
17k
21k
12k
15k
15k
19k
Name=Joe
DEPT=Sales
SAL=15k
Indice su Dept
Indice su Sal
Esempio di Record

Per quali query quest'indice e' buono?

- ☐ Dept = "Sales" AND SAL=20k
- ☐ Dept = "Sales" AND SAL $\geq$ 20k
- ☐ Dept = "Sales"
- ☐ SAL = 20k

Dati multidimensionali:

- Dati geografici



DATI:

<X_1,Y_1, Attributi>

<X_2,Y_2, Attributi>

:

- Dati qualunque, ogni attributo e' una dimensione

Esempi di query su dati multidimensionali

- Match parziale: dati valori per una o piu' dimensioni trovare tutti i punti con quei valori
- Query di range: dati range per una o piu' dimensione trovare tutti i punti in quei range. Se sono rappresentate forme, trovare le forme che sono parzialmente o completamente incluse nei range
- Nearest neighbor query: dato un punto, trovare il punto piu' vicino

Esempi di query su dati multidimensionali

- Query "dove sono": dato un punto vogliamo sapere in quale forma, se ce n'è una, è collocato

Esempi

- Sia Points(x,y) una tabella che contiene tutti i punti
- Query di match parziale, tutti i punti con x=5:

  SELECT * FROM Points WHERE x=5
- Query di range, tutti in punti con x in [5,10]:

  SELECT * FROM Points WHERE x>=5 AND x<=10

Esempi

- Nearest neighbor query: punto più vicino a (10.0,20.0)

```
SELECT * FROM Points p WHERE NOT EXISTS(
    SELECT * FROM Points q WHERE
        (q.x-10.0)*(q.x-10.0)+(q.y-20.0)*(q.y-20.0)<
        (p.x-10.0)*(p.x-10.0)+(p.y-20.0)*(p.y-20.0)
);
```

Esempi

- Query "dove sono": trovare i rettangoli che contengono (10.0,20.0)
- Sia abbia una tabella

  Rectangles(id,xll,yll,xur,yur)
- Query

```
SELECT id FROM Rectangles WHERE
    xll<=10.0 AND yll<=20.0 AND
    xur>=10.0 AND yur>=20.0;
```

Trova il punto più vicino usando indici

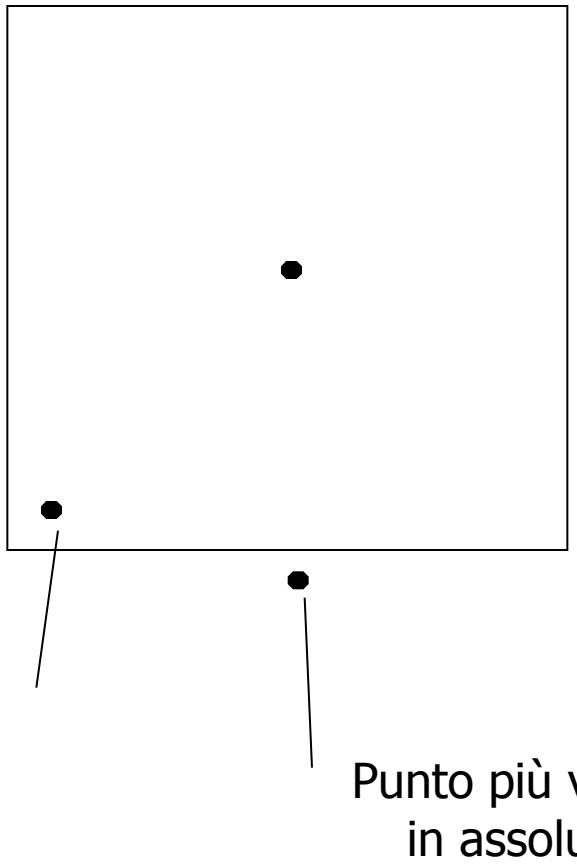
- Dato un punto (X,Y), si costruiscono due range: [X-d,X+d] e [Y-d,Y+d] con d scelto dall'utente
- Si esegue una query per restituire tutti i punti nel range usando i B+-trees su x e su y
- Si prende il punto più vicino tra quelli restituiti

Trova il punto più vicino usando indici

- Problemi:
  1. Non ci sono punti nel range
  2. Il punto più vicino nel range potrebbe non essere il più vicino complessivamente
- Problema 1.: si prova con un d più grande

Problema 2.

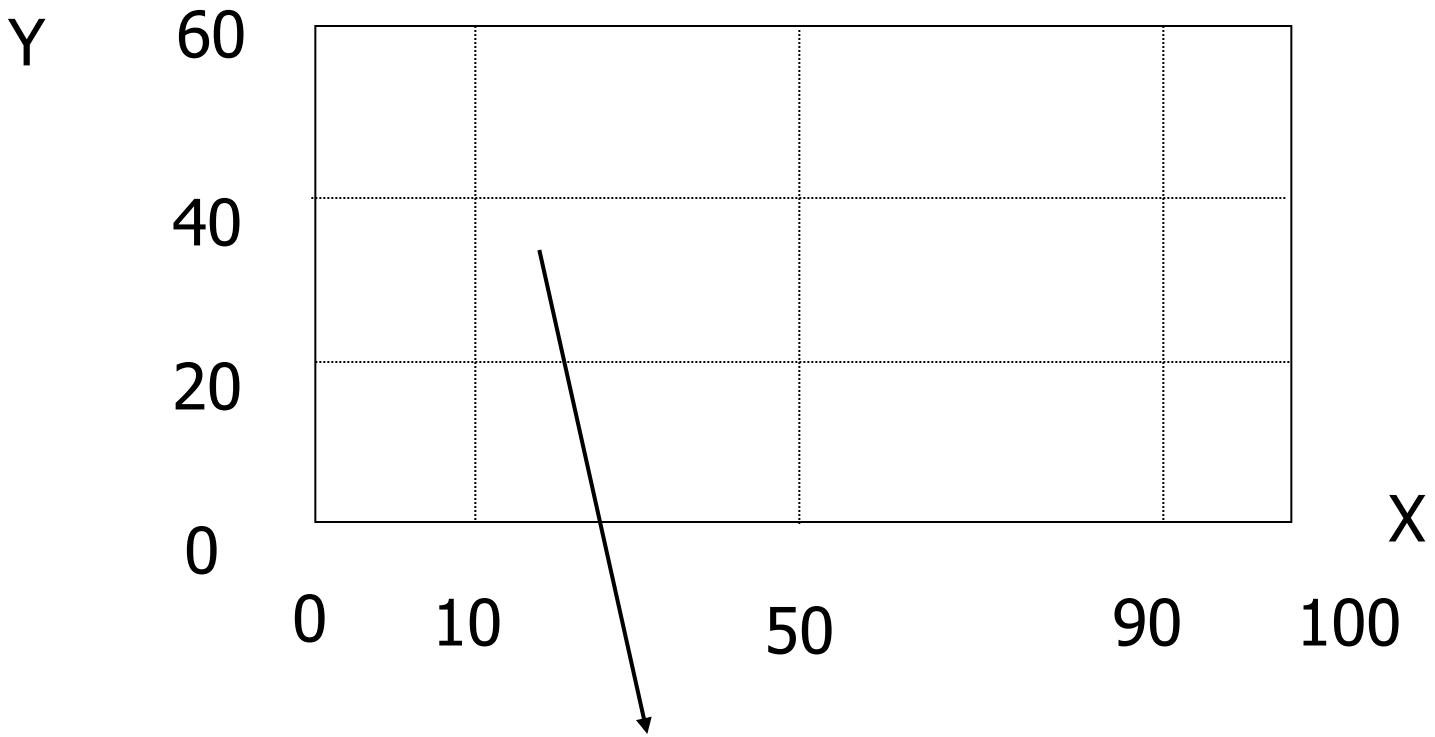
- Se d’ è la distanza del punto più vicino nel range e d’>d, si riprova la query con d’
- Se c’è un punto con distanza < d’, con la seconda query lo si trova



Strutture di tipo hash

- Grid
- Hash partizionato

Grid file

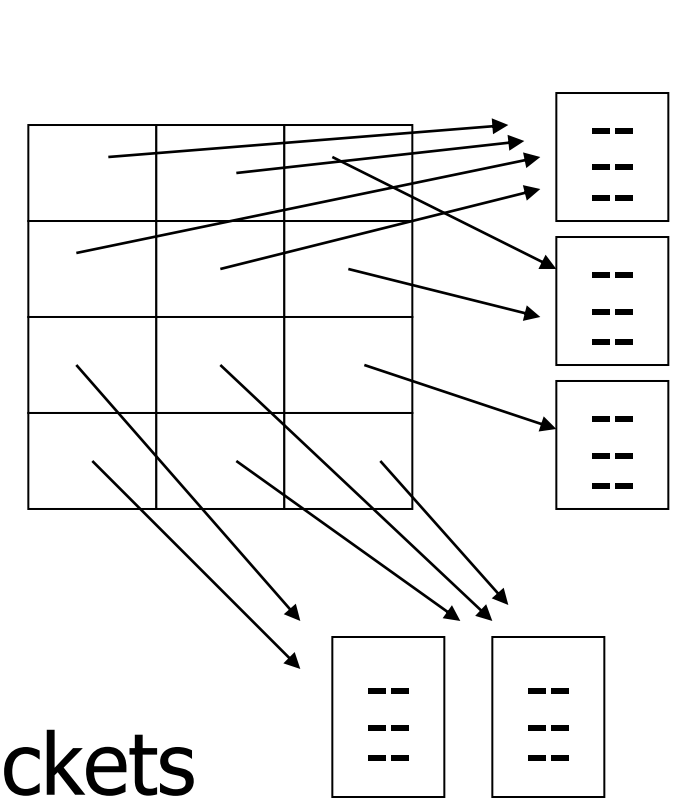


Bucket contenente i record con chiave $10 \leq X < 50$ e $20 \leq Y < 40$

Utilizzo

- Si riesce a rispondere facilmente a query del tipo
  - $X = V_i \ \wedge \ Y = W_j$
  - $X = V_i$
  - $Y = W_j$
- E anche del tipo
  - $X \geq V_i \ \wedge \ Y < W_j$

Memorizzazione su disco



la griglia
contiene
solo puntatori ai
buckets

Con l’indirezione

- La griglia puo’ essere regolare senza spreco di spazio
- Abbiamo il prezzo dell’indirezione

Grid files

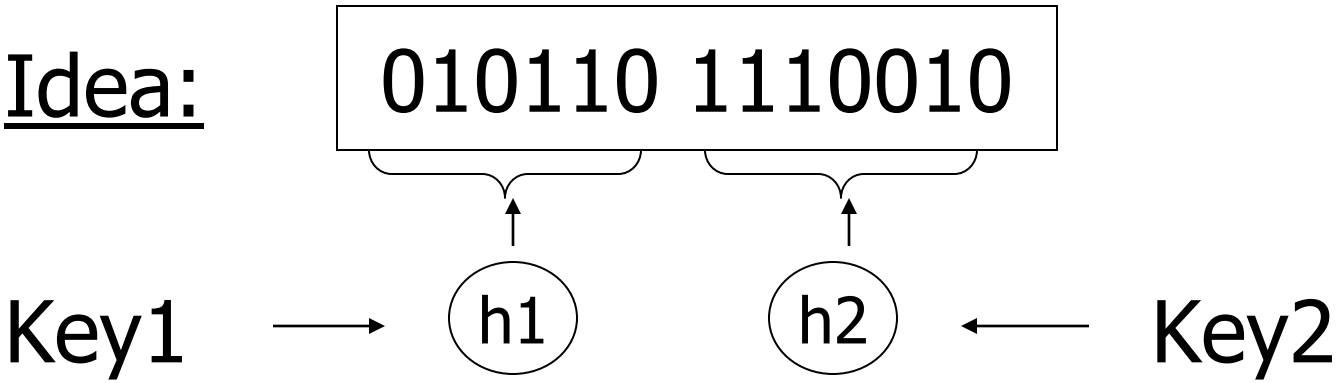
⊕ Buoni per ricerche su piu' chiavi

⊖ Necessita' di spazio

⊖ I vari range devono dividere i record in modo uniforme

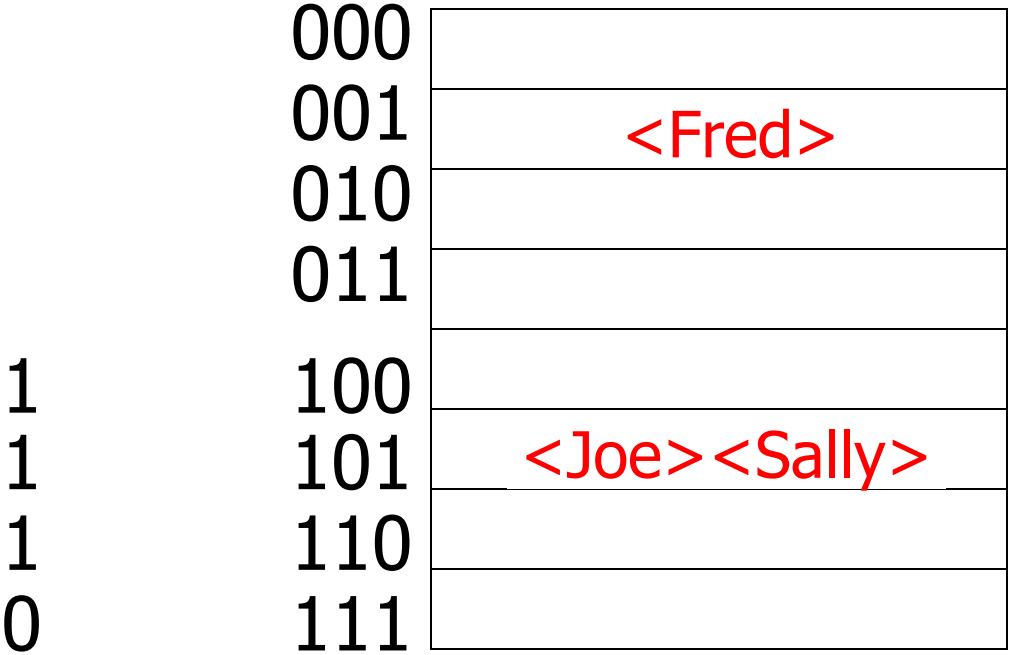
Funzione hash partizionate

<u>Idea:</u>



Es:

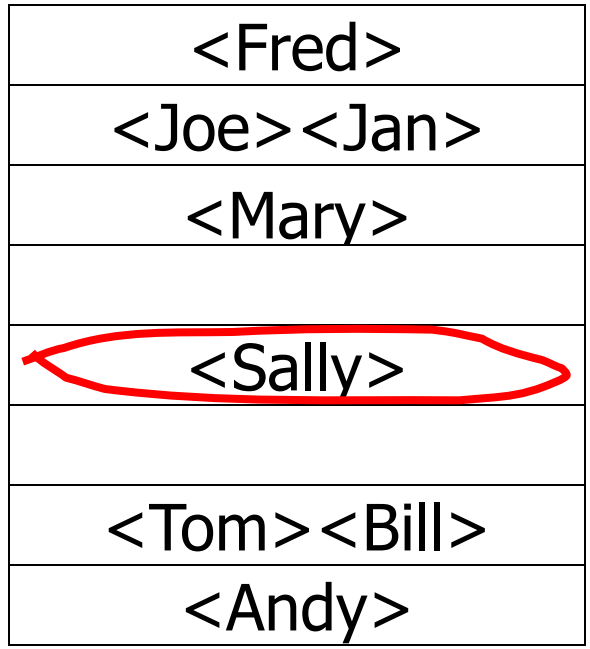
h1(toy) =0
h1(sales) =1
h1(art) =1
.
.
h2(10k) =01
h2(20k) =11
h2(30k) =01
h2(40k) =00
.
.



Inserisci

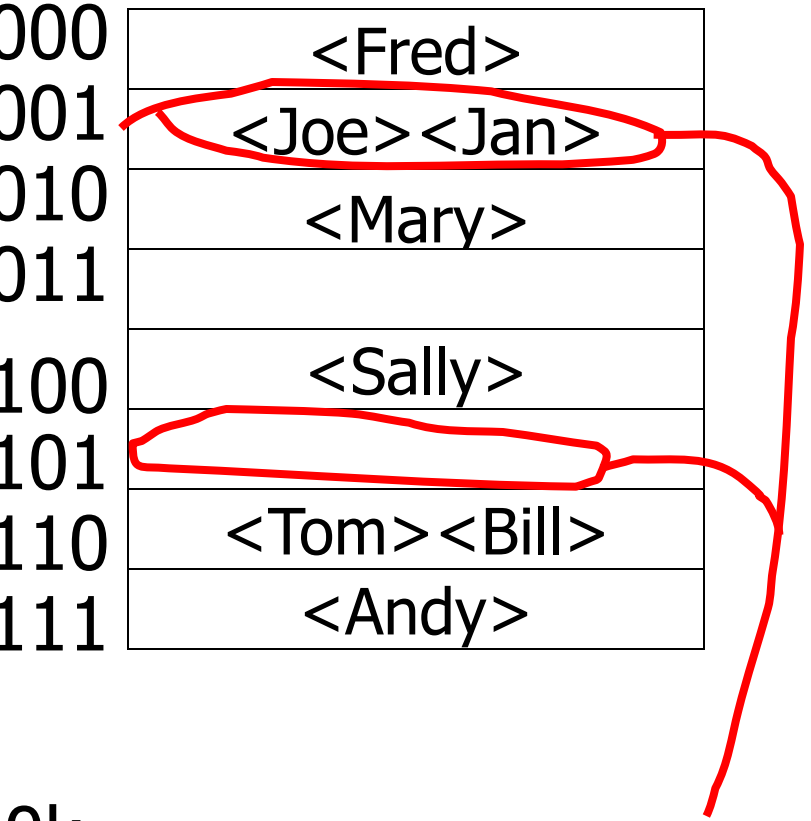
<Fred,toy,10k>,<Joe,sales,10k>
<Sally,art,30k>

h1(toy) =0
h1(sales) =1
h1(art) =1
.
.
.
h2(10k) =01
h2(20k) =11
h2(30k) =01
h2(40k) =00
.
.
.



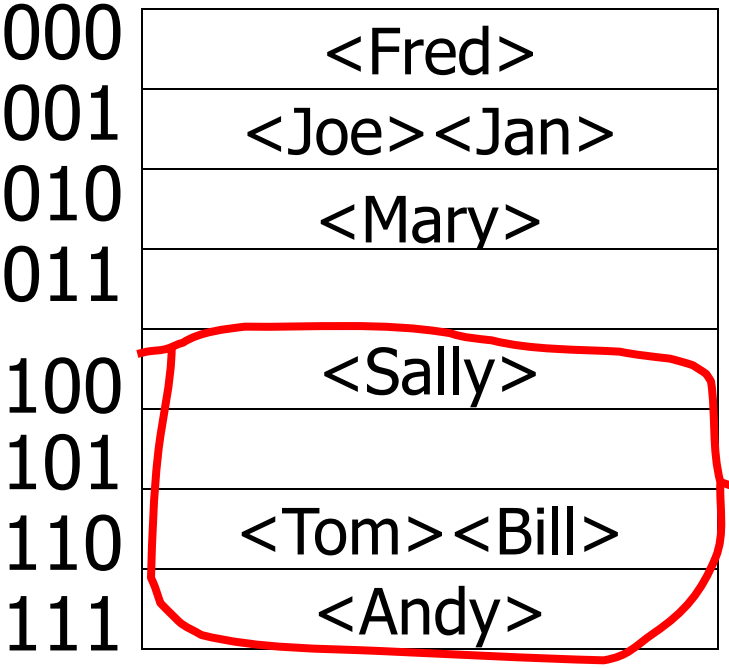
- Trova Imp. Con Dept. = Sales $\wedge$ Sal=40k

h1(toy) =0
h1(sales) =1
h1(art) =1
.
.
h2(10k) =01
h2(20k) =11
h2(30k) =01
h2(40k) =00
.
.



- Trova Imp. con Sal=30k

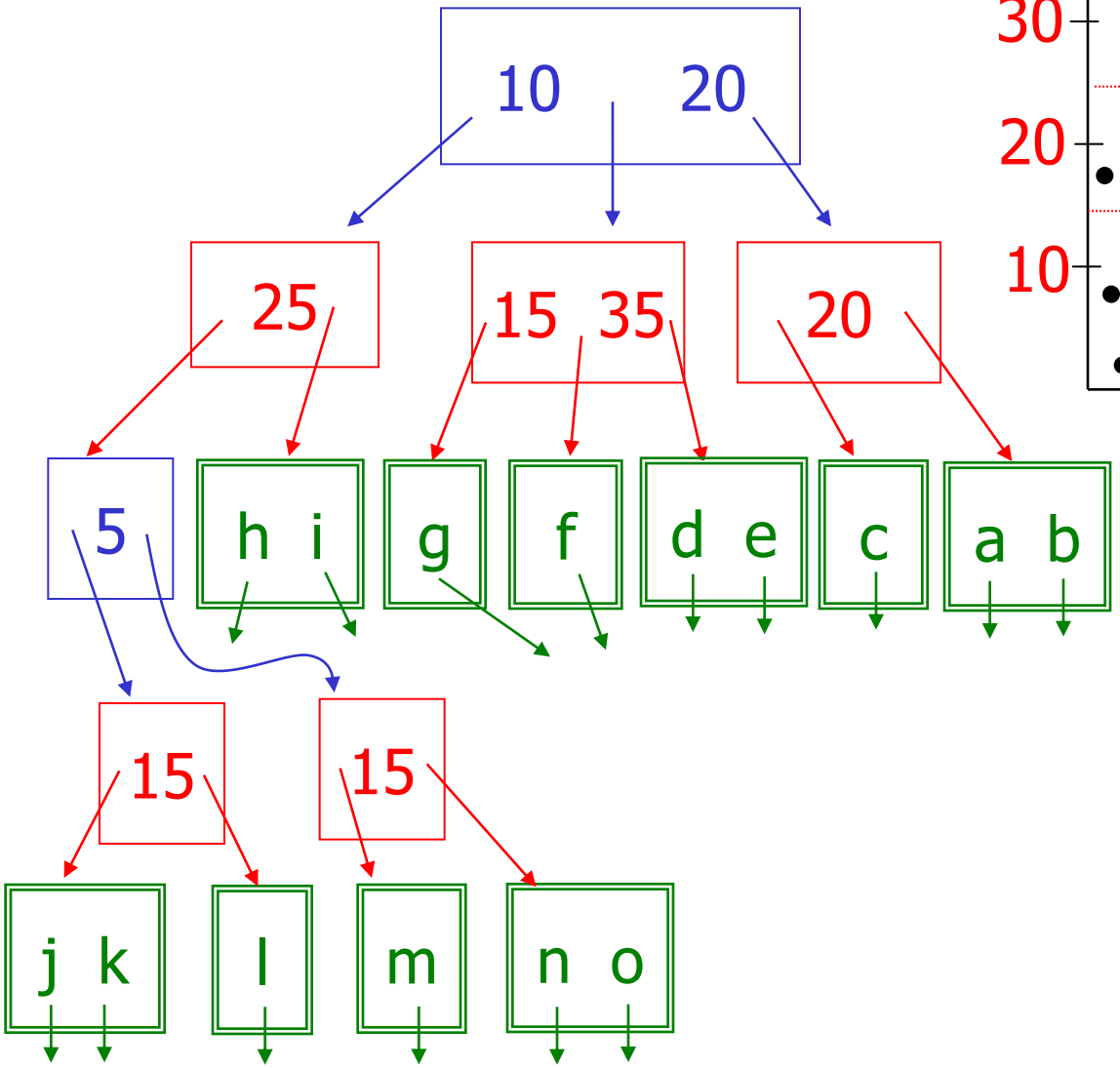
h1(toy) =0
h1(sales) =1
h1(art) =1
.
.
h2(10k) =01
h2(20k) =11
h2(30k) =01
h2(40k) =00
.
.

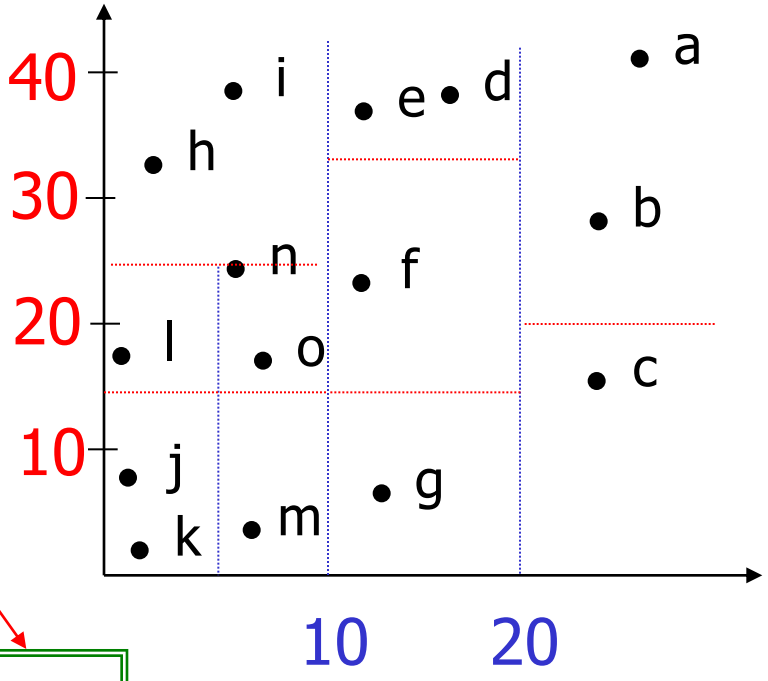


- Find Emp. with Dept. = Sales

Guarda qui

Kd-tree


10
20
25
15
35
20
5
h
i
g
f
d
e
c
a
b
15
15
j
k
l
m
n
o


40
30
20
10
a
i
e
d
h
b
n
f
l
o
c
j
g
k
m
10
20

Bitmap Indices

- Bitmap indices are a special type of index designed for efficient querying on multiple keys
- Records in a relation are assumed to be numbered sequentially from, say, 0
  - Given a number *n* it must be easy to retrieve record *n*
    - Particularly easy if records are of fixed size
- Applicable on attributes that take on a relatively small number of distinct values
  - E.g. gender, country, state, …
  - E.g. income-level (income broken up into a small number of levels such as 0-9999, 10000-19999, 20000-50000, 50000-infinity)
- A bitmap is simply an array of bits

Bitmap Indices (Cont.)

- In its simplest form a bitmap index on an attribute has a bitmap for each value of the attribute
  - Bitmap has as many bits as records
  - In a bitmap for value v, the bit for a record is 1 if the record has the value v for the attribute, and is 0 otherwise

Bitmap Indices (Cont.)

record number	*name*	*gender*	*address*	*income -level*
0	John	m	Perryridge	L1
1	Diana	f	Brooklyn	L2
2	Mary	f	Jonestown	L1
3	Peter	m	Brooklyn	L4
4	Kathy	f	Perryridge	L3

Bitmaps for *gender*

m	1 0 0 1 0
f	0 1 1 0 1

Bitmaps for *income-level*

L1	1 0 1 0 0
L2	0 1 0 0 0
L3	0 0 0 0 1
L4	0 0 0 1 0
L5	0 0 0 0 0

Bitmap Indices (Cont.)

- Bitmap indices are useful for queries on multiple attributes
  - not particularly useful for single attribute queries
- Queries are answered using bitmap operations
  - Intersection (and)
  - Union (or)
  - Complementation (not)

Bitmap Indices (Cont.)

- Each operation takes two bitmaps of the same size and applies the operation on corresponding bits to get the result bitmap
  - E.g. 100110 AND 110011 = 100010
    100110 OR 110011 = 110111
    NOT 100110 = 011001
  - Males with income level L1: 10010 AND 10100 = 10000
    - Can then retrieve required tuples.
    - Counting number of matching tuples is even faster

Bitmap Indices (Cont.)

- Bitmap indices generally very small compared with relation size
  - E.g. if record is 100 bytes, space for a single bitmap is 1/800 of space used by relation.
    - If number of distinct attribute values is 8, bitmap is only 1% of relation size
- Deletion needs to be handled properly
  - Existence bitmap to note if there is a valid record at a record location
  - Needed for complementation
    - not(*A=v*): *(NOT bitmap-A-v) AND ExistenceBitmap*
- Should keep bitmaps for all values, even null value
  - To correctly handle SQL null semantics for NOT(*A=v*):
    - intersect above result with (NOT *bitmap-A-Null*)