

A. Albano,
Basi di dati: Strutture e algoritmi,
 Addison Wesley, Milano, 1992.

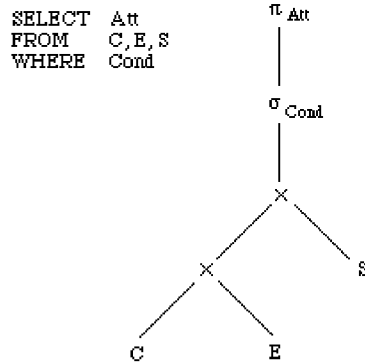
ERRATA CORRIGE (Novembre 1995)

<i>Pagina e riga</i>	<i>Errore</i>	<i>Correzione</i>
b = dal basso a = dall'alto		
5, 4b	semplicità	semplicità
19, 11a	magnetizzabile	magnetizzabile
26, 4b	registrazioni di-	registrazioni di di-
28, 18a	si trasferiscano	si trasferiscono
28, 21a	stabilita da	stabilita dal
28, 25a	accesso	accesso
31, 8a	superficie	superficie
32, 6b	traferimento	trasferimento
32, 12b	consideremo	considereremo
41, 5a	variable	variabile
45, 18b	accupa 10 kbyte	occupa 10 kbyte
47, 7a	passo di campionamnto	passo di campionamento
51, 1b	nell'intervallo $(1, N)$	nell'intervallo (p_1, p_N)
52, 1a	$i, 1 \leq i \leq N$	$i, p_1 \leq i \leq p_N$
52, 3a	nell'intervallo $(1, i - 1)$	nell'intervallo $(p_1, i - 1)$
52, 4a	$(i + 1, N)$	$(i + 1, p_N)$
52, 11b	$n_s = (N/L_s)$	$n_s = \lceil N/L_s \rceil$
53, 3a	$\sum_{i=1}^{L_s-1}$	$\sum_{i=0}^{L_s-1}$
53, 4a	da cui $C_r = 1/2(N/L_s) +$	da cui $C_r = 1/2n_s +$
53, 8a	il costo medio dell'operazione diventa	il costo medio dell'operazione si approssima con
53, 10a	$C_r =$	$C_r \approx$
53, 7a	salto iniziale di N	salto iniziale di $N^{1/2}$
53, 4b	foglie, completo ...	nodi, completo ...
54, 17a	$i = p_k N$	$i = \lfloor p_k N \rfloor$
55, 8b	accessi	accessi
62, 5b	... <i>Archivio Movimenti do</i>	... <i>Archivio Movimenti</i>
64, 3a	per caricare i dati ... opportunamente.	per ordinare i dati sui quali costruire oportune organizzazioni per chiave primaria o secondaria.
64, 8b	di capacità $B = 2$	per l'ordinamento di $B = 2$ elementi,
64, 8b	e di $Z = 2$	e di $Z = B = 2$
67, Fig.3.3	300 400 450 6	300 400 450
67, Fig.3.3	aggiunta di 450	aggiunta di 450 aggiunta di 60
71, 2b	sui dati	dei dati
73, 12a	$\lg_Z S$	$\log_Z S$
74, 19a	$A_7 : (1, 2, 3, 5, 20, 25, 30)$	$A_7 : (1, 2, 3, 20, 25, 30)$
74, 14b	$A_7 : (1, 2, 3, 5, 20, 25, 30)$	$A_7 : (1, 2, 3, 20, 25, 30)$
77, 9b	per conto correnti	per conti correnti
78, 15a	da non confondere	da non confondere
82, 1a	la 356.942.781 ...	la chiave 356.942.781 ...

<i>Pagina e riga</i>	<i>Errore</i>	<i>Correzione</i>
b = dal basso a = dall'alto		
83, 15a	$I_i = \dots$	$I_i = (a + (i - 1)L, a + iL) \ 1 \leq i \leq j$
83, 6b	$H_i(k) = \lceil M \times P_i(k) \rceil$	$H(k) = \lceil M \times P_i(k) \rceil - 1$
84, fig.	$H := \lceil M \dots \rceil$	$H := \lceil M \dots \rceil - 1$
84, 8b	$H(k) = \lceil M \dots \rceil = \lceil \dots \rceil = 73$	$H(k) = \lceil M \dots \rceil - 1 = \lceil \dots \rceil - 1 = 72$
90, 11a	$\sum_{x>1} \dots$	$M \sum_{x>1} \dots$
90, 5b	$N_t = M \times N_p = \frac{N}{M} \dots$	$N_t = M \times N_p = \frac{N}{m} \dots$
94, Fig.4.6	then ... la registrazione	then (... la registrazione; exit)
94, Fig.4.6	then Registrazione non esiste exit	then (Registrazione non esiste; exit)
96,2a	$\frac{1}{1-i/M}$	$\frac{1}{1-k/M}$
98, Fig.4.7	<i>Trasferisci la pagina</i>	<i>Trasferisci la pagina;</i>
100, Fig.4.8	<i>Trasferisci la pagina</i>	<i>Trasferisci la pagina;</i>
102, 4b	L_k la lunghezza della chiave ($L_k \ll L_r$)	L_{TID} la lunghezza del riferimento ad una registrazione ($L_{TID} \ll L_r$)
102, 2b	i parametri nei due casi	i parametri dell'organizzazione <i>hash</i> tradizionale e con indirizzamento indiretto
102, 17b	0,8	0,8
103, 1a	$M' \times c' \times L_k + \dots$	$M' \times c' \times L_{TID} + \dots$
103, 4a	$\frac{1}{1+L_k/(L_r \times d^b)}$	$\frac{1}{1+L_{TID}/(L_r \times d^b)}$
107, 14b	pagine occorre distribuire	pagine distribuire
111, 5a	inferiore	superiore
116, 10a	... la distribuzione.	... la distribuzione. Si pone $p := p+1$.
118, 5b	tra questa	tra queste
120, 12a	$\lceil w^{z+1} \rceil - \lceil w^z \rceil + 1$	$\lceil w^{z+1} \rceil - \lceil w^z \rceil$
121, 2a	$(M - 1)/(w - 1)$	$M/(w - 1)$
124, 2b	si riutilizza immediatamente anche la pagina espansa,	si fa in modo che la prima pagina da aggiungere prenda il suo posto,
125, 3a	La corrispondenza ...	Nell'ipotesi che l'area dati iniziale sia di $M = \lceil w^{z+1} \rceil - \lceil w^z \rceil$ pagine, con $z = 0$, la corrispondenza ...
125, 4a	$l = \lfloor m/w \rfloor$ e $h = \lfloor (1 + m)/w \rfloor$	$l = \lfloor (m - 1)/w \rfloor$ e $h = \lfloor m/w \rfloor$
125, 5a	$A(l)$ se $l < h$	$A(h)$ se $l < h$
125, 6a	$m - l$ altrimenti	$m - h - 1$ altrimenti
132, 12a	$h \leq \log \dots$	$h \leq 1 + \log \dots$
132, 8b	ogni nodo,	ogni nodo diverso da una foglia,
133, 3a	nei nodi terminali	nelle foglie
133, 10a	radice p.	radice il nodo riferito da p.
138, 2b	dei figli sotto il limite $\lceil m/2 \rceil$.	delle chiavi sotto il limite $\lceil m/2 \rceil - 1$.
146, fig.5.8	(45 ●) (65 78 ●) (81 85 90 ●)	(45 ∞) (65 78 ∞) (81 85 90 ∞)
172, 2b	$(A_i \lfloor)$	$(A_i \rfloor)$
172, 8b	$N_{leaf}(A_i) = \dots \times L_k(A_i)$	$N_{leaf}(A_i) = \dots \times (L_k(A_i) + L_R)$
174, 5b	avvicina	avvicina
174, Fig.6.8	(k, n)	$\Phi(k, n)$

<i>Pagina e riga</i> b = dal basso a = dall'alto	<i>Errore</i>	<i>Correzione</i>
175, 8a	per liste invertite	per liste invertite (nel caso peggiore di insieme di riferimenti disordinato)
175, 5b	... solo gli indici e si procede gli indici e l'archivio e si procede ...
178, 13b	$t = \lfloor n/2 \rfloor$	$t = \lceil n/2 \rceil$
178, 11b	con una combinazione dei valori di un numero i di chiavi, con $(n-t) \leq i \leq t$	che soddisfano interrogazioni che riguardano un numero i di chiavi, con $1 \leq i \leq n$
179, 2a	... con k chiavi	... con k chiavi (per semplicità si indica il numero di chiavi con k e non N_k)
179, 3a	di 2^h pagine,	di $M = 2^h$ pagine,
179, 4b	H multiplo di k	h multiplo di k
179, 3b	H/k cifre binarie	h/k cifre binarie
179, 2b	$(2^{H/k})^t$	$(2^{h/k})^t$
179, 1b	$= 2^{Ht/k} = N^{t/k}$	$= 2^{ht/k} = M^{t/k}$
179, 1b	sono $N^{(k-t)/k}$	sono $M^{(k-t)/k}$
180, 1a	Questa organizzazione	Questa organizzazione
183, Fig. 6.12b	Mancano i " \leq " nei predicati associati alle foglie	
184, 10a	$= (l(P) + 1) \bmod k$	$= (l(P) \bmod k) + 1$
184, 5b	$\lg N$	$\lg N$
186, 4b	A_r con $r = (i + 2) \bmod k$	successiva a A_r , cioè A_{i+1} se $i < k$, altrimenti A_1 .
190, 4a	rappresentazione <i>raster</i>	rappresentazione <i>raster</i>
195, Fig 6.17	piccoli sottoinsiemi	piccoli sottoinsiemi
197, 5b	occorre	occorre
200, 17b	e dei trabocchi.	e dei trabocchi (si veda la Figura 7.2).
204, 4b	medianti indici	mediante indici
208, 5b	Sono previste	Sono previsti
210, 2a	primaria contenente	primaria contenente
214, Fig.7.11	Definizione di una basi	Definizione di una base
221, 13a	VIA EsamiFatti SET	VIA SET EsamiFatti
222, 6b	e le con le righe	e con le righe
222, 14b	$\{t_1, t_2, \dots, t_k\}$	$\{t_1, t_2, \dots, t_k\}$
223, 5a	select	select distinct
223, 12a	select	select distinct
223, 18a	select	select distinct
224, 2a	select	select distinct
275, 4b	<i>Relation</i> \times <i>Attribute</i> ...	<i>Index</i> \times <i>Relation</i> \times <i>Attribute</i> ...
275, 3b	prende il nome della relazione, ...	prende il nome dell'indice, il nome della relazione, ...

<i>Pagina e riga</i>	<i>Errore</i>	<i>Correzione</i>
b = dal basso a = dall'alto		
276, 1a	<i>IdeIndex</i> ...	<i>Index</i> ...
276, 2a	<i>IdeRel</i> ...	<i>Relation</i> ...
276, 5a	<i>Relation</i> ...	<i>RefRel</i> ...
276, 8a	delle operazioni su di essa	delle operazioni la relazione
276, 8a	<i>RefRel</i> è un riferimento a un'ennupla ...	<i>RefRel</i> è un riferimento a un'area di memoria che contiene tra l'altro un riferimento a un'ennupla ...
276, 13a	— dell'ennupla della relazione	— della relazione
277, 17a	end <i>CloseRel</i> ("Studenti")	<i>CloseRel</i> (<i>Relazione</i>)
277, 9b	while NOT <i>eor</i> ... do	while NOT (<i>eor</i> ...) do
278, 4a	end <i>CloseRel</i> ("Studenti")	<i>CloseRel</i> (<i>Relazione</i>)
278, 13a	<i>IdeIndex</i> ...	<i>Index</i> ...
278, 14a	<i>IdeIndex</i> ...	<i>RefIndex</i> ...
278, 20a	<i>RefIndex</i> è un riferimento a un elemento ...	<i>RefIndex</i> è un riferimento a un'area di memoria che contiene tra l'altro un riferimento a un elemento ...
278, 1b	(<i>Value</i> × <i>TID</i>) ...	<i>RefIndex</i> ...
279, 11a	<i>OpenIndex</i> (<i>IdeProvincia</i> , ...)	<i>OpenIndex</i> ("IdeProvincia", ...)
279, 17a	end <i>CloseRel</i> ("Studenti"); <i>CloseIndex</i> (<i>IdeProvincia</i>)	<i>CloseRel</i> (<i>Relazione</i>) <i>CloseIndex</i> (<i>Cursore</i>)
279, 6b	<i>OpenRel</i> (<i>IdeR</i> , "M")	<i>OpenRel</i> ("R", "M")
279, 5b	<i>OpenIndex</i> (<i>IndA</i> , ...)	<i>OpenIndex</i> ("IndA", ...)
280, 4a	end <i>CloseRel</i> (<i>IdeR</i>); <i>CloseIndex</i> (<i>IndA</i>) end	<i>CloseRel</i> (<i>Relazione</i>) <i>CloseIndex</i> (<i>Cursore</i>) end
281, 2a	numero attributi	numero di attributi
281, 8a	codice attributo	codice dell'attributo
281, 9a	tipo valori	tipo dei valori
281, 14a	identificatore relazione	identificatore della relazione
281, 16a	tipo di valori	tipo dei valori
282, 18a	una spreco	uno spreco
291, 16b	Si possono distinguono	Si possono distinguere
300, 2b	di tutte relazioni	di tutte le relazioni
307, 3a	oppure $v_i \in v_{i-1}$ se	oppure $v_i \in v_{i-1}.A_i$, se
313, 2b	occorra	occorre
313, 4b	occorra	occorre
314, 11a	L_2 a L_3	L_2 a L_3 .
315, 1a	eliminare le proprietà di correttezza e isolamento	
329, Def.10.8	una modifica sia fatta direttamente	una modifica possa essere riportata



Rappresentazione interna di un'espressione SQL

Figura 1.

Pagina e riga b = dal basso a = dall'alto	Errore	Correzione
330, Def.10.11	prima che le sue modifiche vengano	senza che le sue modifiche vengano preventivamente
333, Fig.10.9	Commit(T) ...	Commit(T) ...
	scrivi nella BD la <i>after image</i> di <i>P</i> nel <i>Log</i>	copia nel buffer la <i>after image</i> di <i>P</i> dal <i>Log</i> come 'sporca'
335, 17b	un prevista	una prevista
342, 12b	$[r_1[x]e_1(y := \dots)]$	$[r_1[x]; e_1(y := \dots)]$
348, 5b	alle base di dati ...	alle basi di dati ...
350, 4a	seguenti	seguenti
350, fig.	acquisizione di un blocco	↑ acquisizione di un blocco
350, fig.	rilascio di un blocco	↓ rilascio di un blocco
353, fig.	acquisizione di un blocco	↑ acquisizione di un blocco
353, fig.	rilascio di un blocco	↓ rilascio di un blocco
354, 1a	$\{T_0, T_1, \dots\}$	$\{T_1, \dots\}$
354, 8b	$\{T_0, T_1, \dots\}$ tali che T_0	$\{T_1, \dots\}$ tali che T_1
354, 7b	da $T_1, T_1 \dots T_2$	da $T_2, T_2 \dots T_3$
354, 6b	da T_0 .	da T_1 .
360, 3a	è modellato da una	è modellata da una
360, 10b	$\{H_1, H_1, \dots\}$	$\{H_1, H_2, \dots\}$
362, 10a	la cui la bontà	la cui bontà
374, 9b	$N_{leaf}(A_i) = \dots \times L_k(A_i)$	$N_{leaf}(A_i) = \dots \times (L_k(A_i) + L_R)$
377, 13a	ψ_i AND NOT (ψ_i)	ψ_i AND NOT ψ_i

<i>Pagina e riga</i>	<i>Errore</i>	<i>Correzione</i>
b = dal basso a = dall'alto		
377, 10a	prodotto di somme logiche;	prodotto di somme logiche. La rappresentazione interna dell'espressione SQL è di solito un albero le cui foglie sono le relazioni e i nodi interni sono gli operatori dell'algebra; i figli di un nodo interno N sono gli operandi dell'operatore associato al nodo N (vedi figura).
377, 10b	(sostituire il punto 6)	6. eliminazione dell'operatore NOT che precede una condizione semplice, sostituendo la condizione con la sua complementare; ad esempio NOT $(A > 20) \equiv (A \leq 20)$.
378, 10a	Commutatività della proiezione e della giunzione	Commutatività della proiezione e del prodotto
378, 11a	$\dots \bowtie \dots = \dots \bowtie \dots$	$\dots \times \dots = \dots \times \dots$
378, 5b	(aggiungere nuovo punto)	6. Anticipazione della proiezione rispetto alla giunzione $\pi_Z(R \bowtie S) \rightarrow \pi_Z(\pi_A(R) \bowtie \pi_B(S))$ dove X sono gli attributi di R , Y gli attributi di S , $A = (X \cap ZY)$ e $B = (Y \cap ZX)$.
382, 10b	Le A nelle tre formule sono A_i	
383, 10b	Essendo ... mai N_{pag} .	<i>eliminare</i>
383, 7b	$\dots N_{leaf}(A_i) + f_s(\phi_{A_i}) \dots$	$\dots N_{leaf}(A_i)] + [f_s(\phi_{A_i}) \dots$
383, 12b	$C_D = \dots (A_i) \times \Phi \dots$	$C_D = \dots (A_i)] \times [\Phi \dots$
383, 4b	$C_A = \dots (A_i) \times \Phi \dots$	$C_D = \dots (A_i)] \times [\Phi \dots$
386, 4b	$C_A = \dots (A_i) \times \Phi \dots$	$C_D = \dots (A_i)] \times [\Phi \dots$
386, 7b	$\dots (\psi_{A_i}) \times N_{leaf}(A_i) + f_s(\psi_{A_i}) \dots$	$\dots (\psi_{A_i}) \times N_{leaf}(A_i)] + [f_s(\psi_{A_i}) \dots$
386, 5b	$\dots (A) \dots (A) \dots$	$\dots (A_i) \dots (A_i) \dots$
391, 8b	Tabella 10.1	Tabella 11.1
391, 6b	Tabella 10.2	Tabella 11.2
392, Fig.11.3	Nome "Rossi"	Nome \neq "Rossi"
393, Fig.11.4	Nome "Rossi"	Nome \neq "Rossi"
393, Fig.11.4	LP = Qualifica ...	LP = [Qualifica ...
393, Fig.11.4	LP = Stipendio ...	LP = [Stipendio ...
393, Fig.11.5	Nome "Rossi"	Nome \neq "Rossi"
393, 3a	non risolubile.8	non risolubile.
400, 6a	A_i	A_o
401, 15a	$C_W^{Codice} = \dots = 180$	$C_W^{Codice} = \dots = 190$
409, 12b	$R1$ interna.	$R1$ esterna.
409, 13b	$100 + 22.000 + 1.000 = 23.100$	$100 + 20.000 + 1.000 = 21.100$
409, 15b	$1 + \lceil \log_z$	$\lceil \log_z$

Sostituire il testo a pag. 64 da “Un tipico metodo di ordinamento esterno, . . .” fino a **Fase di ordinamento** con:

Un tipico metodo di ordinamento esterno, noto con il nome di *ordinamento per fusione* (*sort-merge*), opera secondo lo schema:

1. Si ordinano in memoria temporanea le registrazioni di Z pagine alla volta dell'archivio, producendo delle sequenze ordinate, dette *corse* (*run*), che si distribuiscono in archivi ausiliari distinti, che si pensano numerati da 1 ad n . Le sequenze hanno tutte la stessa lunghezza, eccetto l'ultima.
2. Si ripetono i seguenti passi finché esiste più di un archivio ausiliario (ovvero, più di una sequenza ordinata):
 - (a) Si crea un nuovo archivio con identificatore $(n + 1)$, con n il massimo identificatore degli archivi ausiliari presenti attualmente.
 - (b) Si fondono le sequenze dei primi Z archivi (o di quelli rimasti) nel nuovo archivio e si eliminano i primi Z archivi. Il parametro Z è detto *ordine della fusione*. Per procedere con fusioni di ordine Z occorrono $Z + 1$ pagine in memoria temporanea.
3. L'archivio ausiliario rimasto contiene i dati ordinati.

Esempio

Si mostra come si ordinano i dati dell'archivio A_0 , con pagine dell'archivio e della memoria temporanea di capacità 2 (il contenuto di una pagina è fra parentesi quadre), $Z = 2$, distribuendo inizialmente le sequenze ordinate di lunghezza 4 in 4 archivi e procedendo con fusioni di ordine 2:

$A_0 : [20, 1], [25, 2], [30, 3], [40, 5], [60, 6], [12, 15], [21, 17], [50, 45]$

$A_1 : [1, 2], [20, 25]$

$A_2 : [3, 5], [30, 40]$

$A_3 : [6, 12], [15, 60]$

$A_4 : [17, 21], [45, 50]$

Si fondono gli archivi A_1 e A_2 in A_5 e si rimuovono:

$A_3 : [6, 12], [15, 60]$

$A_4 : [17, 21], [45, 50]$

$A_5 : [1, 2], [3, 5], [20, 25], [30, 40]$

Si fondono gli archivi A_3 , A_4 in A_6 e si rimuovono:

$A_5 : [1, 2], [3, 5], [20, 25], [30, 40]$

$A_6 : [6, 12], [15, 17], [21, 45], [50, 60]$

Si fondono gli archivi A_5, A_6 in A_7 e si rimuovono:

$A_7 : [1, 2], [3, 5], [6, 12], [15, 17], [20, 21], [25, 30], [40, 45], [50, 60]$

L'archivio A_7 contiene i dati l'archivio ordinato.

Operando su archivi, il costo dell'ordinamento si valuta in termini di di letture e scritture di pagine, che dipende dal numero di *passaggi* dei dati, cioè dal numero di volte che i dati da ordinare vengono copiati da un archivio ad un altro. Ad esempio il passo di distribuzione iniziale e ogni fusione dei dati comportano ciascuna un passaggio dei dati.

Il numero dei passaggi dipende dal numero delle pagine p dell'archivio da ordinare, dal numero S di sequenze ordinate create inizialmente e dall'ordine Z del passo di fusione. A sua volta S dipende da p e dal numero Z di pagine disponibili in memoria temporanea, infatti $S = \lceil p/Z \rceil$. Dopo ogni fusione la lunghezza massima delle sequenze ordinate aumenta di un fattore Z e quindi il loro numero si riduce diventando

$$\lceil S/Z \rceil, \lceil S/Z^2 \rceil, \lceil S/Z^3 \rceil, \dots$$

L'algoritmo termina quando la fusione genera una sola sequenza, ovvero per il minimo valore di k tale che $Z^k \geq S$, quantità che, fissato p , diminuisce all'aumentare di Z . Pertanto il numero di passi di fusione è

$$k = \lceil \log_Z S \rceil = \lceil \log_Z(p/Z) \rceil = \lceil \log_Z p \rceil - 1$$

L'algoritmo comporta $k + 1$ passaggi dei dati, uno per la distribuzione iniziale delle sequenze ordinate e k passaggi per le fusioni. Poiché in ogni passaggio si leggono e scrivono p pagine, il costo dell'ordinamento in termini di lettura e scrittura di pagine ha complessità:

$$2p \lceil \log_Z p \rceil$$

il cui ordine è $O(N \lg N)$, con N il numero dei record dell'archivio.

Vediamo più in dettaglio come realizzare il passo iniziale di ordinamento con la tecnica della *coda di priorità*, per aumentare la lunghezza delle sequenze ordinate, e diminuire così il numero dei passi di fusione. Si suppone di disporre di una memoria temporanea di capacità $B = Z \times c$, con c la capacità di una pagina,