
Appunti di Algoritmi e Strutture Dati

Algoritmi e Strutture Dati (prof. Pirola) - CdL Informatica
Unimib - 23/24

Federico Zotti

13 maggio 2024



Indice

1	Introduzione	5
1.1	Algoritmo: Definizione dell'ordinamento di un vettore	5
1.2	Scelta di un algoritmo	5
1.2.1	Tempo di esecuzione	5
1.3	Algoritmo: Ricerca sequenziale	6
2	Problema computazionale	7
2.1	Esempio: Ricerca in un vettore	8
2.2	Esempio: Ricerca in un vettore ordinato	8
3	Trovare il miglior algoritmo	8
3.1	Esempio	9
4	Notazioni asintotiche	9
4.1	Limite asintotico superiore	9
4.2	Limite asintotico inferiore	11
4.3	Limite asintotico stretto	12
4.4	Scala degli asintoti	15
4.5	Esempi	16
5	Selection Sort	16
5.1	Problema: Trova minimo	16
5.1.1	Dimostrare che l'algoritmo è corretto	16
5.2	Problema: Ordinamento di vettori	17
5.2.1	Esempio	17
5.2.2	Implementazione	18
5.2.3	Analisi dei tempi di calcolo	18
5.2.4	Considerazioni accessorie	19
6	Insertion sort	20
6.1	Esempio	20
6.2	Implementazione	21

6.3	Analisi dei tempi di calcolo	21
6.4	Considerazioni accessorie	22
7	Ricorsione	22
7.1	Problema: Esponenziale di un numero	22
7.1.1	Implementazione iterativa	22
7.1.2	Implementazione ricorsiva	22
7.1.3	Tempi dell'implementazione ricorsiva	22
7.1.4	Seconda implementazione ricorsiva	23
7.2	Ricerca dicotomica	24
7.2.1	Implementazione	25
7.2.2	Analisi dei tempi	25
7.3	Merge sort	26
7.3.1	Implementazione	26
7.3.2	Analisi dei tempi	27
7.3.3	Differenze di implementazione	27
7.3.4	Altre considerazioni	28
7.4	Teorema dell'esperto	28
7.4.1	Esempi	29
7.5	Problema: Ricerca del minimo	30
7.5.1	Selection sort ricorsivo	31
8	Quick Sort	31
8.1	Tempi di calcolo	32
8.2	Random partition	32
9	Problema di selezione	32
9.1	Esempio	33
9.2	Implementazioni	33
9.2.1	Naive	33
9.2.2	Selez	33
9.3	Tempi	33

10 Counting Sort	34
10.1 Calcolo dei tempi	34
11 Radix Sort	34
11.1 Calcolo dei tempi	35
12 Binary Heap	35
12.1 Proprietà dello heap	35
12.2 Esempi	36
12.3 Generare un binary heap	36
12.3.1 MaxHeapify	36
12.4 Heap Sort	37
13 Insiemi dinamici	37
13.1 Dizionari	38
13.1.1 Inserimento in fondo	38
13.1.2 Inserimento in posizione data	38
13.1.3 Inserimento in cima	39
13.1.4 Cancellazione in fondo	39
13.1.5 Cancellazione in posizione data	39
13.1.6 Cancellazione in cima	40
13.1.7 Ricerca valore	40
13.1.8 Cancellazione elementi uguali a un valore dato	41
13.1.9 Limitazioni	41
13.2 Liste concatenate	41
13.2.1 Inserimento in testa	42
13.2.2 Inserimento dopo un nodo dato	42
13.2.3 Inserimento in coda	43
13.2.4 Cancellazione in testa	43
13.2.5 Cancellazione in coda	43
13.2.6 Cancellazione di un nodo dato	44
13.2.7 Ricerca elemento	44
13.2.8 Cancellazione nodo con valore dato	45

13.2.9	Cancellazione di tutti i nodi con valore dato	45
13.3	Riepilogo	46
13.4	Liste doppiamente concatenate	46
13.4.1	Inserimento in testa	47
13.4.2	Inserimento in coda	47
13.4.3	Cancellazione in testa	47
13.4.4	Cancellazione di un nodo dato	48
13.4.5	Inserimento successore	48
13.4.6	Cancellazione in coda	49
13.5	Riepilogo 2	49
13.6	Confronto strutture dati per dizionari	49

1 Introduzione

Un'**algoritmo** è una sequenza di istruzioni **elementari** (devono essere comprese e eseguite dall'esecutore) che permettono di risolvere un problema computazionale (ovvero per ogni possibile input produce l'output corretto).

Per definire un **problema** è necessario specificare:

- Il tipo del parametro in input
- Il tipo del risultato in output
- Il legame tra input e output

Un'**istanza** di un problema si ottiene specificando uno dei possibili valori in input specifico per il problema.

1.1 Algoritmo: Definizione dell'ordinamento di un vettore

Sort:

- Input: `Array Int (Dim n)` $\rightarrow A = \langle a_1, a_2, \dots, a_n \rangle$
- Output: `Array Int (Dim n)` $\rightarrow A' = \langle a'_1, a'_2, \dots, a'_n \rangle$

A' è una permutazione di A , tale che $a'_1 \leq a'_{i+1} \quad \forall i. 1 \leq i \leq n - 1$.

1.2 Scelta di un algoritmo

L'algoritmo migliore è quello che utilizza il minor numero di risorse.

Le risorse sono:

- Il tempo di esecuzione
- Lo spazio (memoria) utilizzato

1.2.1 Tempo di esecuzione

Per calcolare il tempo utilizziamo una funzione $T(n)$. n rappresenta la quantità di dati in input.

- $T_p(n)$ rappresenta il caso peggiore
- $T_n(n)$ rappresenta il caso “medio” (non è la media dei due)
- $T_m(n)$ rappresenta il caso migliore

1.2.1.1 Esempio

- Algoritmo 1: $T(n) = 100000 \cdot n$
- Algoritmo 2: $T(n) = 10 \cdot n^3$
- Algoritmo 3: $T(n) = 1 \cdot 2^n$

In questo caso il migliore dipende dal grado di n , dunque l'algoritmo 1 risulta quello più veloce. Per numeri di n molto piccoli invece è meglio calcolare caso per caso il tempo. Nel caso ci siano più n , si considera quello con il grado maggiore.

$$T(n) = 7n^3 + 2n + 10000 \sim n^3$$

1.3 Algoritmo: Ricerca sequenziale

- V : vettore di interi
- k : intero da cercare nel vettore
- p : posizione nel vettore

```

1 Ricerca_Seq(V, k)
2   p = 1
3   while (V[p] != k) and (p <= V.length)
4     p = p + 1
5   if p > V.length
6     return -1
7   else
8     return p

```

Analisi del tempo di esecuzione:

- Caso peggiore: $k \neq V[] \Rightarrow T(n) = 3 + 2 \cdot n + 1 \sim n$
- Caso migliore: $k = V[1] \Rightarrow T(n) = 4 \sim c$
- Caso medio: $k = V[\frac{n}{2}] \Rightarrow 3 + 2 \cdot \frac{n}{2} (\pm 1) \sim n$

Se V è ordinato ci si può fermare appena trova un numero più grande di k .

```

1 Ricerca_Seq(V, k)
2   p = 1

```

```

3  while (V[p] < k) and (p <= V.length)
4      p = p + 1
5  if (V[p] != k) or (p > V.length)
6      return -1
7  else
8      return p

```

Analisi del tempo di esecuzione:

- Caso migliore: $V[p] \geq k \Rightarrow 4 \sim c$
- Caso peggiore: $k > V[p] \Rightarrow 3 + 2n \sim n$
- Caso medio: $k = V\left[\frac{n}{2}\right] \Rightarrow 3 + 2\frac{n}{2} \cdot \frac{1}{2}$

Per avere un'ottimizzazione significativa si può sfruttare il fatto che il vettore è ordinato per implementare una semplice ricerca binaria (spezzare il vettore e guardare solo una metà).

```

1  Ricerca_Dic(V, k)
2      sx = 1
3      dx = V.length
4      p = (dx + sx) div 2
5      while (V[p] != k) and (sx < dx)
6          if k > V[p]
7              sx = p + 1
8          else
9              dx = p - 1
10             p = (dx + sx) div 2
11
12     if V[p] = k
13         return p
14     else
15         return -1

```

Analisi del tempo di esecuzione:

- Caso migliore: $V\left[\frac{n}{2}\right] = k \Rightarrow t_m(n) = 6 \sim c$
- Caso peggiore: $k \notin V \Rightarrow T_p(n) = 5 + 4 \cdot (\log_2 n) + 1 \sim \log_2 n$
- Caso medio: $T(n) = \frac{T_p(n)}{2} \sim \log_2 n$

2 Problema computazionale

Un problema computazionale è una relazione tra input e output.

$$P \subseteq I \times O$$

2.1 Esempio: Ricerca in un vettore

Input:

- Un vettore V di n elementi
- Un valore k

Output:

- Un intero i , t.c. $i = -1$ se $k \notin V$ altrimenti $V[i] = k$

Ci sono tanti algoritmi per risolvere questo problema. Un esempio è la **ricerca sequenziale**.

Aggiungere algo. #todo-uni

2.2 Esempio: Ricerca in un vettore ordinato

Input:

- Un vettore **ordinato** V di n elementi
- Un valore k

Output:

- Un intero i , t.c. $i = -1$ se $k \notin V$ altrimenti $V[i] = k$

Questo problema è diverso dal precedente, perché i dati in input sono diversi. Essendo che l'algoritmo della ricerca sequenziale è corretto per tutti i vettori in input, è corretto anche per i vettori ordinati. Esistono però algoritmi specifici per questo problema. Per esempio la **ricerca binaria** (o dicotomica).

Inserire algo. #todo-uni

3 Trovare il miglior algoritmo

Generalmente il **tempo di esecuzione** e lo **spazio utilizzato** da un algoritmo sono legati alla grandezza dell'input. Dunque è possibile esprimere questi due dati come funzioni di n .

$$T(n)$$

$$S(n)$$

In questo corso ci si concentrerà di più su $T(n)$.

Il tempo di esecuzione non può essere espresso in secondi, perché questi dipendono dalla velocità dell'elaboratore (da quanto tempo viene impiegato ad eseguire ogni singola istruzione). Dunque il tempo viene espresso in quante istruzioni devono essere eseguite.

Non sempre però il tempo dipende soltanto da n . Per esempio $300 + 200$ risulta molto più semplice di $345 + 783$, nonostante abbiano lo stesso numero di cifre. Dunque $T(n)$ oscilla tra il caso migliore $T_{migl}(n)$ e il caso peggiore $T_{pegg}(n)$.

3.1 Esempio

Riprendendo gli algoritmi di ricerca si possono definire i tempi di esecuzione.

- **Ricerca sequenziale:**

- $T_{migl}(n) = a_1$
- $T_{pegg}(n) = a_2 + b_2 n$

- **Ricerca binaria:**

- $T_{migl}(n) = a_3$
- $T_{pegg}(n) = a_4 + b_4 \log_2 n$

4 Notazioni asintotiche

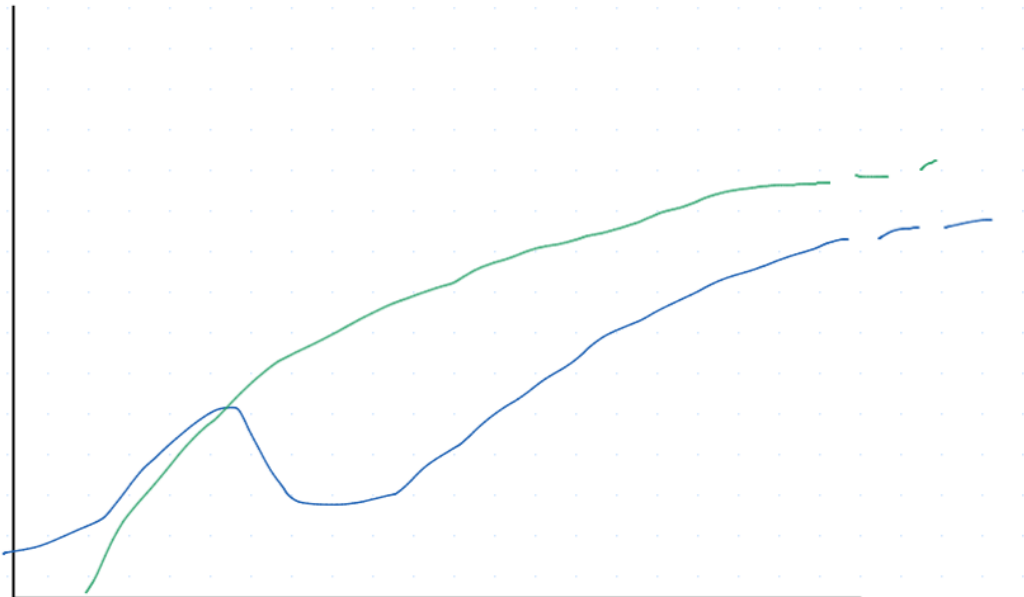
4.1 Limite asintotico superiore

Assunzioni:

- Le funzioni $T(n)$, $S(n)$ sono definite nei numeri naturali, ma i grafici vengono definiti nei reali per semplicità

- Le funzioni sono definitivamente positive

Aggiungere grafico con una funzione casuale e una funzione def maggiore. #todo-uni



- Blu: $T_{\text{pegg}}(n) = f(n)$
- Verde: $O(g(n))$

$$O(g(n)) = \{f(n) \mid \exists n_0 > 0, c > 0 : 0 \leq f(n) \leq c \cdot g(n) \forall n > n_0\}$$

Ovvero $O(g(n))$ è l'insieme delle funzione superiormente limitate da $g(n)$ per una costante c ($g(n) \cdot c$).

Esempio:

- $f(n) = 3n^2$
- $3n^2 \in O(n^3)$? ovvero
- $\exists n_0, c > 0 : 0 \leq 3n^2 \leq c \cdot n^3 \forall n > n_0$?

$n \geq \frac{3}{c}$? Questo è verificato per esempio con $c = 3, n_0 = 1$.

È possibile però che esista una funzione $g(n)$ “minore”: $3n^2 = O(n^2)$?

$c \geq 3$? Questo è verificato per esempio con $c = 4, n_0 = 1$.

Dunque $3n^2 = O(n^2)$.

Si può provare con una funzione ancora più “bassa”, ma facendo i calcoli la condizione non viene soddisfatta.

Esempio:

- $f(n) = 5n^3 + n^2$
- $f(n) \in O(n^3)$? ovvero
- $\exists n_0, c > 0 : 0 \leq 5n^3 + n^2 \leq c \cdot n^3 \forall n > n_0$?

$6n^3 \leq cn^3$? Questo è verificato per esempio con $c = 7, n_0 = 1$.

Si può provare con una funzione ancora più “bassa”, ma facendo i calcoli la condizione non viene soddisfatta.

4.2 Limite asintotico inferiore

Aggiungere grafico con funzione $T(n)$ e una funzione def inferiore.

$$\Omega(g(n)) = \{ f(n) \mid \exists n_0 > 0, c > 0 \text{ t.c. } 0 \leq c \cdot g(n) \leq f(n) \forall n > n_0 \}$$

Es:

- $f(n) = 3n^2$
- $g(n) = n$
- $3n^2 \in \Omega(n)$?

$$\exists c > 0, n_0 > 0 \quad 0 \leq cn \leq 3n^2 \quad \forall n > n_0$$

$$3n^2 \geq cn$$

$$n \geq \frac{c}{3}$$

$$c = 3 \quad n_0 = 1$$

Dunque è verificato.

Si può dire che $3n^2 = \Omega(n)$ (*impropriamente*).

Proseguendo, $3n^2 = \Omega(n^2)$?

$$\exists c > 0, n_0 > 0 \quad 0 \leq cn^2 \leq 3n^2 \quad \forall n > n_0$$

$$3n^2 \geq cn^2$$

$$3 \geq c$$

$$c = 3 \quad n_0 = 1$$

Dunque è verificato.

Continuando, $3n^2 = \Omega(n^3)$?

$$\exists c > 0, n_0 > 0 \quad 0 \leq cn^3 \leq 3n^2 \quad \forall n > n_0$$

$$3n^2 \geq cn^3$$

$$3 \geq cn$$

$$n \leq \frac{3}{c}$$

Questo non è verificato definitivamente. $3n^2 \notin \Omega(n^3)$. Lo stesso vale per tutti gli $\Omega(n^\epsilon) \quad \forall \epsilon > 2$.

4.3 Limite asintotico stretto

Devo trovare due costanti c_1, c_2 tale che la funzione $T(n)$ è compresa definitivamente tra $c_1g(n)$ e $c_2g(n)$.

Disegnare grafico #todo-uni : funzione casuale $T(n)$ con due “rette”/“curve” che stanno def. sopra e def. sotto $T(n)$.

$$\Theta(g(n)) = \{ f(n) \mid \exists n_0, c_1, c_2 > 0 : 0 \leq c_1g(n) \leq f(n) \leq c_2g(n) \quad \forall n > n_0 \}$$

$$\Theta(g(n)) = O(g(n)) \cap \Omega(g(n))$$

Es 1: continuando gli esempi precedenti, sappiamo che

$$3n^2 = \Omega(n^2) \wedge 3n^2 = O(n^2) \implies 3n^2 = \Theta(n^2)$$

Es 2:

- $f(n) = 5n^3 + n^2$
- $g(n) = n^3$
- $5n^3 + n^2 = \Omega(n^3)$?

$$5n^3 + n^2 \geq 5n^3 = \Omega(n^3)$$

$$5n^3 + n^2 = O(n^3) \implies 5n^3 + n^2 = \Theta(n^3)$$

Es 3:

- $f(n) = 5n^3 - 10n^2 - 30n$
- $g(n) = n^3$
- $f(n) = \Omega(n^3)$?

$$\exists c, n_0 > 0 \quad 0 \leq cn^3 \leq 5n^3 - 10n^2 - 30n \quad \forall n > n_0$$

$$5n^3 - 10n^2 - 30n \geq cn^3$$

$$5n^3 - cn^3 \geq 10n^2 + 30n$$

$$(5 - c)n^3 \geq 10n^2 + 30n$$

Sapendo che

- $10n^2 \leq 10n^2$
- $30n \leq 30n^2$

possiamo scrivere $10n^2 + 30n \leq 10n^2 + 30n^2$. Adesso dobbiamo stabilire se $(5 - c)n^2 \geq 10n^2 + 30n^2$ (perché implica la disuguaglianza precedente).

$$(5 - c)n^2 \geq 10n^2 + 30n^2$$

$$n \geq \frac{40}{5 - c} \quad \text{con } c < 5$$

$$c = 1 \quad n_0 = 9$$

Dunque è verificato.

Inoltre $f(n) = O(n^3) \implies f(n) = \Theta(n^3)$.

Dim: $\Omega()$ è uguale a n al grado massimo del polinomio?

- $f(n) = a_k n^k + a_{k-1} n^{k-1} + \dots + a_0 \quad a_k > 0$
- $g(n) = n^k$
- $f(n) = \Omega(n^k)$?

$$\exists c, n_0 > 0 \quad 0 \leq cn^k \leq f(n) \quad \forall n > n_0$$

$$a_k n^k + a_{k-1} n^{k-1} + \dots + a_0 \geq cn^k$$

$$(a_k - c)n^k \geq -a_{k-1} n^{k-1} - \dots - a_0$$

$$-a_{k-1} n^{k-1} - \dots - a_0 \leq |a_{k-1}| n^{k-1} + |a_{k-2}| n^{k-1} + \dots + |a_0| n^{k-1}$$

$$(a_k - c)n^k \geq \sum_{i=0}^{k-1} |a_i| n^{k-1}$$

$$(a_k - c)n^k \geq n^{k-1} \sum_{i=0}^{k-1} |a_i|$$

$$(a_k - c)n \geq \sum_{i=0}^{k-1} |a_i|$$

$$n \geq \frac{\sum_{i=0}^{k-1} |a_i|}{a_k - c} \quad \text{con } c < a_k$$

Dimostrato che un polinomio è un omega di n al grado massimo.

Dim: un'esponenziale è limitato inferiormente da un polinomio.

- $f(n) = 2^n$
- $2^n = O(2^n)$
- $2^n = \Omega(n^b) \quad \forall b > 0$?

$$\lim_{n \rightarrow +\infty} \frac{n^b}{2^n} = 0$$

$$\implies \exists n_0 \quad \forall n > n_0 \quad \frac{n^b}{2^n} < 1$$

$$2^n > 1n^b$$

Quindi tutti i polinomi limitano inferiormente un esponenziale. E sapendo che $2^n =$

| $\Omega(2^n)$, si considera questo perché è “il più grande”. Ciò implica $2^n = \Theta(2^n)$.

Dim: lo stesso per i logaritmi.

- $f(n) = \log_2^a n$
- $\log_2^a n = O(n^b) \quad \forall b > 0?$

$$\lim_{n \rightarrow +\infty} \frac{\log_2^a n}{n^b} = 0$$

$$\Rightarrow \exists n_0 \quad \forall n > n_0 \quad \frac{\log_2^a n}{n^b} < 1$$

$$\log_2^a n = O(n^b)$$

Quindi tutti i polinomi limitano inferiormente un logaritmo. E sapendo che $\log_2^a = O(\log_2^a)$, si considera questo perché è “il più piccolo”. Ciò implica $\log_2^a = \Theta(\log_2^a)$.

4.4 Scala degli asintoti

- 1
- $\log n$
- $n^b \quad \forall 0 < b < 1$
- n
- $n \cdot \log n$
- $n^{1+\epsilon} \quad \forall 0 < \epsilon < 1$
- n^2
- $n^2 \cdot \log n$
- $n^{2+\epsilon} \quad \forall 0 < \epsilon < 1$
- n^3
- $n^3 \cdot \log n$
- $n^{2+\epsilon} \quad \forall 0 < \epsilon < 1$
- ...
- $a^n \quad \forall a > 1$ (ogni a è una classe a se)
- $n!$
- n^n

4.5 Esempi

Es 1: ricerca in un vettore ordinato.

Algoritmo	Tempo caso migliore	Tempo caso peggiore
Ricerca sequenziale	$a_1 = \Omega(1)$	$a_2 + b_2 n = O(n)$
Ricerca dicotomica	$a_3 = \Omega(1)$	$a_4 + b_4 \log n = O(\log n)$

5 Selection Sort

5.1 Problema: Trova minimo

Attenzione: gli indici degli array partono da 1 e non da 0.

- **Input:** un vettore V di n interi
- **Output:** una posizione i t.c. $V[i] \leq V[j] \quad \forall 1 \leq j \leq n$

```

1 Trova_Minimo(V)
2   posMin = 1
3   for i = 2 to V.length
4       if V[i] < V[posMin]
5           posMin = i
6   return posMin

```

- **Caso migliore:** $1 + n + (n - 1) + 0 + 1 = 2n + 1 = \Omega(n)$
- **Caso peggiore:** $1 + n + (n - 1) + (n - 1) + 1 = 3n = O(n)$

Dunque il tempo di calcolo di questo algoritmo è $\Theta(n)$.

5.1.1 Dimostrare che l'algoritmo è corretto

Riscriviamo l'algoritmo con un **while**.

```

1 Trova_Minimo(V)
2   posMin = 1
3   i = 2
4   while i <= V.length
5       if V[i] < V[posMin]
6           posMin = i
7       i = i + 1
8   return posMin

```

- **Invariante di ciclo** (*condizione che deve essere sempre vera*): `posMin` è la posizione che contiene il valore più piccolo di $V[1 \dots i - 1]$.
- **Inizializzazione** (*prima del while*): `posMin` è la posizione del minimo di $V[1 \dots 1]$? Sì
- **Conservazione** (*ciò che è vero alla prima istr. del ciclo deve essere vero anche alla fine*): l'invariante di ciclo è vera alla fine se è vera anche all'inizio
- **Terminazione** (*la conseguenza dell'inizializzazione e della conservazione*): $i = V.length + 1$. `posMin` è la posizione del minimo di $V[1 \dots V.length] = V$

5.2 Problema: Ordinamento di vettori

- **Input:** A un vettore di n interi
- **Output:** un vettore di n interi che contiene gli stessi valori di A ma ordinati in modo crescente

5.2.1 Esempio

Supponiamo di avere un vettore

$$A = (5, 2, 4, 6, 1, 3)$$

Per ordinarlo si possono seguire questi passi:

1. Trovo il minimo e la sua posizione
2. Scambio il minimo con il primo elemento

$$A = (1, 2, 4, 6, 5, 3)$$

3. Ora continuo considerando la restante parte del vettore $(2, 4, 6, 5, 3)$ trovando il minimo e la sua posizione (*il secondo elemento più piccolo*)
4. Scambio questo elemento con il secondo elemento di A
5. Continuo così finché non esaurisco il vettore

$$A = (1, 2, 3, 4, 5, 6)$$

5.2.2 Implementazione

```

1 Selection_Sort(A)
2   for i = 1 to A.length
3       // Trova l'elemento minimo
4       posmin = i
5       for j = i + 1 to A.length
6           if A[j] < A[posmin]
7               posmin = j
8
9       scambia A[posmin] con A[i]
```

Per semplificare i calcoli il primo **for** va da 1 a `A.length` al posto che `A.length - 1`, e non entriamo nel secondo **for** quando `i = A.length`. Inoltre consideriamo i parametri come Java, quindi i vettori vengono passati per riferimento e dunque l'algoritmo non necessita di una **return**.

5.2.3 Analisi dei tempi di calcolo

for a to b: $T(n) = b - a + 1 + 1$

Selection Sort	$T_{migl}(n)$	$T_{pegg}(n)$
for i = 1 to A.length	$n + 1$	$n + 1$
posmin = i	n	n
for j = i + 1 to A.length	$\Theta(n^2)$	$\Theta(n^2)$
if A[j] < A[posmin]	$\Theta(n^2)$	$\Theta(n^2)$
posmin = j	0	$\Theta(n^2)$
scambia A[posmin] con A[i]	n	n

- **Caso migliore:** $T_{migl}(n) = \Omega(n^2)$
- **Caso peggiore:** $T_{migl}(n) = O(n^2)$

Dunque l'algoritmo è $\Theta(n^2)$.

5.2.4 Considerazioni accessorie

5.2.4.1 Stabilità In applicazioni più complesse gli elementi del vettore da ordinare sono **chiavi** a strutture con dati aggiuntivi. Dunque molto raramente due elementi (considerando anche questi dati aggiuntivi) risultano uguali. Se però bisogna ordinare il vettore, il selection sort si comporta nel seguente modo:

$$(5, 6, 3^A, 1, 3^B)$$
$$(1, 6, 3^A, 5, 3^B)$$
$$(1, 3^A, 6, 5, 3^B)$$
$$(1, 3^A, 3^B, 5, 6)$$
$$(1, 3^A, 3^B, 5, 6)$$

In questo caso 3^A risulta “prima” di 3^B . In quest’altro esempio invece:

$$(3^A, 5, 6, 3^B, 1)$$
$$(1, 5, 6, 3^B, 3^A)$$
$$(1, 3^B, 6, 5, 3^A)$$
$$(1, 3^B, 3^A, 5, 6)$$
$$(1, 3^B, 3^A, 5, 6)$$

3^B risulta “prima” di 3^A .

Ciò indica che **il selection sort non è stabile** perché non preserva l’ordine degli elementi di ugual valore.

5.2.4.2 In-place Un algoritmo è **in-place** se lavora direttamente sul vettore in input, e non su un’altra copia.

Il selection sort è in-place.

6 Insertion sort

- **Input:** un vettore A di n interi
- **Output:** un vettore di n interi che contiene gli stessi valori di A ma ordinati in modo crescente

6.1 Esempio

Supponiamo di avere un vettore

$$A = (5, 2, 4, 6, 1, 3)$$

1. Controlliamo il secondo elemento (2) con il primo elemento (5).
2. Essendo minore spostato il 2 a sinistra del 5
3. Non ci sono altri elementi a sinistra, quindi mi fermo

$$A = (2, 5, 4, 6, 1, 3)$$

4. Controllo il terzo elemento (4) con il precedente (5)
5. Essendo minore spostato il 4 a sinistra del 5
6. Controllo il 4 con il precedente (2)
7. Essendo il 4 maggiore di 2, mi fermo

$$A = (2, 4, 5, 6, 1, 3)$$

8. Controllo il quarto elemento (6) con il precedente (5)
9. Essendo maggiore, mi fermo

$$A = (2, 4, 5, 6, 1, 3)$$

10. Controllo il quinto elemento (1) con il precedente (6)
11. Essendo minore spostato l'1 a sinistra del 6
12. Controllo l'1 con il precedente

13. Essendo minore sposto l'1 a sinistra del 5
14. Continuo così finché l'elemento precedente è minore di 1 o non ci sono più elementi
15. Continuo così per tutti gli elementi restanti nel vettore

$$A = (1, 2, 3, 4, 5, 6)$$

Il vettore è ordinato.

6.2 Implementazione

```

1 Insertion_Sort(A)
2   for i = 1 to A.length
3     key = A[i]
4     j = i - 1
5
6     while (j > 0) and (A[j] > key)
7       A[j+1] = A[j]
8       A[j] = key
9       j = j - 1

```

6.3 Analisi dei tempi di calcolo

Insertion sort	$T_{migl}(n)$	$T_{pegg}(n)$
for i = 1 to A.length	$n + 1$	$n + 1$
key = A[i]	n	n
j = i - 1	n	n
while (j > 0) and (A[j] > key)	n	$\Theta(n^2)$
A[j+1] = A[j]	0	$\Theta(n^2)$
A[j] = key	0	$\Theta(n^2)$
j = j - 1	0	$\Theta(n^2)$

- **Caso migliore:** (*A è già ordinato in modo crescente*) $T_{migl}(n) = \Omega(n)$
- **Caso peggiore:** (*A è ordinato in modo decrescente*) $T_{pegg}(n) = O(n^2)$

6.4 Considerazioni accessorie

L'insertion sort è **stabile** e **in-place**.

7 Ricorsione

7.1 Problema: Esponenziale di un numero

- **Input:** un reale a e un naturale n
- **Output:** un reale b tale che $b = a^n$

7.1.1 Implementazione iterativa

```
1 EsponenzialeIt(a, n)
2   ris = 1
3   for i = 1 to n
4       ris = a * ris
5   return ris
```

$$T(n) = \Theta(n)$$

7.1.2 Implementazione ricorsiva

```
1 EsponenzialeRic(a, n)
2   if n == 0
3       return 1
4
5   return a * EsponenzialeRic(a, n-1)
```

7.1.3 Tempi dell'implementazione ricorsiva

In questo specifico esempio non ha senso calcolare i tempi migliore e peggiori perché la quantità in input invariabile.

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(1) & \text{se } n = 0 \\ T(n-1) + \Theta(1) & \text{se } n \neq 0 \end{cases}$$

Il problema è che rimane la ricorrenza anche all'interno del calcolo.

Riscrivo il caso $n \neq 0$:

$$\begin{aligned}
 T(n) &= T(n-1) + \Theta(1) \\
 &= T(n-1) + c \\
 &= (T(n-2) + c) + c \\
 &= T(n-3) + 3c \\
 &= \dots \\
 &= T(n-i) + ic
 \end{aligned}$$

Ad un certo punto si arriverà che $n-i = 0$. A quel punto si sarà nel caso $T(n) = \Theta(1)$.
Dunque il tutto si può riscrivere come

$$T(n) = T(0) + nc = \Theta(1) + nc = \Theta(n)$$

Attenzione: questi casi non sono il peggiore e il migliore, perché in quei casi non si può fissare n . Questi sono solo in casi in cui n è fissato.

Nonostante le due implementazioni siano asintoticamente equivalenti, nella realtà le versioni iterative sono più veloci di quelle ricorsive.

7.1.4 Seconda implementazione ricorsiva

$$a^n = \begin{cases} 1 & \text{se } n = 0 \\ a^{\frac{n}{2}} \cdot a^{\frac{n}{2}} & \text{se } n \text{ è pari} \\ a \cdot a^{\lfloor \frac{n}{2} \rfloor} \cdot a^{\lfloor \frac{n}{2} \rfloor} & \text{se } n \text{ è dispari} \end{cases}$$

```

1  EsponenzialeRicV2(a, n)
2      if n == 0
3          return 1
4
5      if n == 1
6          return a
7
8      m = floor(n/2)
9      ris = EsponenzialeRicV2(a, m)

```



```
10   ris = ris * ris
11
12   if dispari(n)
13       ris = a * ris
14
15   return ris
```

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(1) & \text{se } n = 0 \\ \Theta(1) & \text{se } n = 1 \\ T\left(\left\lfloor \frac{n}{2} \right\rfloor\right) + \Theta(1) & \text{altrimenti} \end{cases}$$

Supponendo che n sia sempre pari, e che tutti i $\frac{n}{2}$ siano pari:

$$\begin{aligned} T(n) &= T\left(\frac{n}{2}\right) + c \\ &= T\left(\frac{n}{4}\right) + 2c \\ &= \dots \\ &= T\left(\frac{n}{2^i}\right) + ic \end{aligned}$$

Il tutto termina quando $i = \log_2 n$. A quel punto si può riscrivere come

$$\begin{aligned} T(n) &= T(1) + ic \\ &= T(1) + c \log_2 n \\ &= \Theta(\log_2 n) \\ &= \Theta(\log n) \end{aligned}$$

7.2 Ricerca dicotomica

$$A = (1, 5, 7, 11, 15, 18, 21, 32, 35, 39, 40, 45, 48, 51, 57, 61)$$

Dobbiamo trovare 40 all'interno di A .

1. Trovo l'elemento a metà (pos. 8): 32
2. Lo confronto con 40: è minore, dunque scarto tutta la metà inferiore
3. Trovo l'elemento a metà della parte superiore (35, 39, 40, 45, 48, 51, 57, 61) (pos. 12):
45

4. Lo confronto con 40: è maggiore, allora scarto la parte superiore
5. Trovo l'elemento a metà della parte inferiore (35, 39, 40, 45) (pos. 11): 40
6. Lo confronto con 40: è minore *o uguale*, allora scarto la parte inferiore
7. Trovo l'elemento a metà della parte superiore (40, 45) (pos. 11): 40
8. Continuo così finché il vettore considerato avrà dimensione 1, a quel punto l'elemento dovrebbe essere l'elemento cercato se è presente.
9. Confronto l'elemento trovato con quello che stavo cercando

7.2.1 Implementazione

- **Input:** A vettore ordinato di interi, x elemento da cercare
- **Input ricorsivi:** $input + l$ indice sinistro, r indice destro
- **Output:** un valore booleano che indica se l'elemento x è presente nell'array

```

1 Ricerca_Dic_Ric(A, x, l, r)
2     if l == r
3         return x == A[l]
4
5     if l > r
6         return FALSE
7
8     mid = floor( ( l + r ) / 2 )
9
10    if x <= A[mid]
11        return Ricerca_Dic_Ric(A, x, l, mid)
12    else
13        return Ricerca_Dic_Ric(A, x, mid+1, r)
14
15 Ricerca_Dic_Entry(A, x)
16    return Ricerca_Dic_Ric(A, x, 1, A.length)

```

7.2.2 Analisi dei tempi

$n = \text{dim input} = r - l + 1$.

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(1) & \text{se } n \leq 1 \\ \Theta(1) + T\left(\frac{n}{2}\right) & \text{altrimenti} \end{cases}$$

Semplificando la ricorsione si ottiene

$$T(n) = \Theta(\log n)$$

7.3 Merge sort

Vogliamo ordinare il seguente vettore

$$A = (11, 5, 8, 7, 13, 6, 9, 1)$$

Possiamo dividere l'array in due parti e ordinarle separatamente:

$$(5, 7, 8, 11) \quad (1, 6, 9, 13)$$

A questo punto confronto i primi elementi delle due metà. Sicuramente uno dei due è il primo elemento di A . Continuo così fino a “svuotare” le due metà e ricostruire A ordinato.

Per ordinare le due metà iniziali è possibile svolgere lo stesso algoritmo ricorsivamente.

7.3.1 Implementazione

- **Input:** A vettore di interi
- **Input ricorsivi:** $input + l$ indice sinistro, r indice destro
- **Output:** stesso A ordinato in modo crescente

```
1 Merge(A, l, mid, r)
2   T = new [(r-l+1) int]
3   i = l           // Indice della parte l -> mid
4   j = mid + 1     // Indice della parte mid+1 -> r
5   k = 1           // Indice del vettore T dove inserire i nuovi elementi
6
7   while (i <= mid) and (j <= r)
8     if A[i] <= A[j]
9       T[k] = A[i]
10      i = i + 1
11     if A[i] > A[j]
12       T[k] = A[j]
13       j = j + 1
14     k = k + 1
15
16   while i <= mid
17     T[k] = A[i]
18     i = i + 1
19     k = k + 1
20
21   while j <= r
22     T[k] = A[j]
23     j = j + 1
24     k = k + 1
```

```

25
26     for c = 1 to T.length
27         A[c+l-1] = T[c]
28
29
30 Merge_Sort_Ric(A, l, r)
31     if l < r
32         mid = floor( ( l + r ) / 2 )
33         Merge_Sort_Ric(A, l, mid)
34         Merge_Sort_Ric(A, mid+1, r)
35
36         Merge(A, l, mid, r)
37
38
39 Merge_Sort_Entry(A)
40     return Merge_Sort_Ric(A, 1, A.length)

```

7.3.2 Analisi dei tempi

$n = \text{dim input} = r - l + 1$

$$T_{\text{Merge}}(n) = \Theta(n)$$

$$T_{\text{MSort}}(n) = \begin{cases} \Theta(1) & \text{se } n \leq 1 \\ 2T\left(\frac{n}{2}\right) + \Theta(n) & \text{altrimenti} \end{cases}$$

$$= \Theta(n \log n)$$

7.3.3 Differenze di implementazione

Primo tipo:

```

1 if l < r
2     mid = floor( ( l + r ) / 2 )
3     Merge_Sort_Ric(A, l, mid)
4     Merge_Sort_Ric(A, mid+1, r)
5     Merge(A, l, mid, r)

```

Secondo tipo:

```

1 if l >= r
2     return
3 mid = floor( ( l + r ) / 2 )
4 Merge_Sort_Ric(A, l, mid)
5 Merge_Sort_Ric(A, mid+1, r)
6 Merge(A, l, mid, r)

```

Nel secondo caso viene evidenziato il caso base rispetto al passo ricorsivo. I due tipi sono equivalenti.

7.3.4 Altre considerazioni

Questo algoritmo non è in-place, perché la **Merge** utilizza un array di appoggio. Inoltre è stabile con questa implementazione di **Merge**.

La merge sort è un esempio classico di un algoritmo **divide et impera** (*divide, impera, combina*). Questa tipologia di algoritmi divide un problema in più sottoproblemi. Vengono risolti questi sottoproblemi e vengono ricombinati per ottenere la soluzione al problema iniziale.

Questi algoritmi hanno

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(1) & \text{se } n \text{ suff. piccolo } \forall n \leq n_0 \\ aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n) & \text{se } n > n_0 \end{cases}$$

7.4 Teorema dell'esperto

Se abbiamo un algoritmo **divide et impera** (come il merge sort precedente), dunque avente la formula

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(1) & \text{se } n \text{ suff. piccolo } \forall n \leq n_0 \\ aT\left(\frac{n}{b}\right) + f(n) & \text{se } n > n_0 \end{cases}$$

con $a \geq 1$, $b > 1$ e $f(n)$ asintoticamente non negativa, possiamo semplificare la formula con i seguenti casi:

1. Se $f(n) = O(n^{\log_b a - \varepsilon})$ per $\varepsilon > 0 \implies T(n) = \Theta(n^{\log_b a})$
2. Se $f(n) = \Theta(n^{\log_b a}) \implies T(n) = \Theta(n^{\log_b a} \cdot \log n)$
3. Se $f(n) = \Omega(n^{\log_b a + \varepsilon})$ per $\varepsilon > 0$ e $\exists c < 1$ t.c. $af\left(\frac{n}{b}\right) \leq cf(n)$ per n suff. grandi $\implies T(n) = \Theta(f(n))$

7.4.1 Esempi

Es 1: $T(n) = T\left(\frac{n}{2}\right) + \Theta(1)$

- $a = 1$
- $b = 2$
- $n^{\log_b a} = n^{\log_2 1} = n^0 = 1$
- $f(n) = \Theta(1) = c$

Vediamo i casi:

1. $\exists \epsilon > 0$ t.c. $c = O(n^{0-\epsilon})$? **NO**
2. $c = \Theta(n^0) = \Theta(1)$? **Sì**

Dunque $T(n) = \Theta(n^0 \cdot \log n) = \Theta(\log n)$.

Es 2: $T(n) = 2T\left(\frac{n}{2}\right) + \Theta(n)$

- $a = 2$
- $b = 2$
- $n^{\log_b a} = n^{\log_2 2} = n^1 = n$
- $f(n) = \Theta(n) = cn$

Vediamo i casi:

1. $\exists \epsilon > 0$ t.c. $c = O(n^{1-\epsilon})$? **NO**
2. $n = \Theta(n)$? **Sì**

Dunque $T(n) = \Theta(n \log n)$.

Es 3: $T(n) = T\left(\frac{2n}{3}\right) + \Theta(1)$

- $a = 1$
- $b = \frac{3}{2}$
- $n^{\log_b a} = n^{\log_{\frac{3}{2}} 1} = n^0 = 1$
- $f(n) = \Theta(1) = c$

Vediamo i casi:

1. $\exists \varepsilon > 0$ t.c. $c = O(n^{0-\varepsilon})$? **NO**
2. $c = \Theta(n^0) = \Theta(1)$? **SÌ**

Dunque $T(n) = \Theta(n^0 \log n) = \Theta(\log n)$.

Es 3: $T(n) = 3T\left(\frac{n}{2}\right) + n^3$

- $a = 3$
- $b = 2$
- $n^{\log_b a} = n^{\log_2 3} = n^{1, \dots}$
- $f(n) = n^3$

Vediamo i casi:

1. $\exists \varepsilon > 0$ t.c. $c = O(n^{1, \dots - \varepsilon})$? **NO**
2. $n^3 = \Theta(n^{1, \dots})$? **NO**
3. $\exists \varepsilon > 0$ $n^3 = \Omega(n^{1, \dots + \varepsilon})$ **SÌ**

Condizione di regolarità: $\exists c < 1$ t.c. $af\left(\frac{n}{b}\right) < cf(n)$ **SÌ**, $c = \frac{3}{8}$

Dunque $T(n) = \Theta(n^3)$.

7.5 Problema: Ricerca del minimo

- **Input:** vettore A di n interi
- **Output:** la posizione del minimo in A

Per creare un algoritmo ricorsivo è possibile utilizzare il fatto che

$$\min(A) = \min(A[0], \min(A[1 \dots n-1]))$$

Per delimitare la porzione di array su cui opera l'algoritmo usiamo due parametri l e r . Questo evita di copiare ogni volta il sotto-array da passare alla chiamata ricorsiva (con costo $\Theta(n)$). È necessaria una funzione di utilità che inizializza i parametri aggiuntivi per la chiamata ricorsiva iniziale.

```
1 // JAVA Class (LAB)
2
3 // Funzione ricorsiva
4 private static int _findPosMin(int[] A, int l, int r){
5     // Caso base: ho un solo valore
6     if (l + 1 == r)
7         return l;
8     // Chiamata ricorsiva
9     int rest = _findPosMin(A, l+1, r);
10    if (A[l] < A[rest])
11        return l;
12    return rest;
13 }
14
15 // Funzione di inizializzazione parametri
16 public static int findPosMin(int[] A) {
17     return _findPosMin(A, 0, a.length);
18 }
```

7.5.1 Selection sort ricorsivo

Con la funzione appena definita, è possibile riscrivere anche il selection sort in maniera ricorsiva

```
1 // JAVA Class (LAB)
2
3 // Funzione ricorsiva
4 private static void _selectionsort(int [] A, int l, int r) {
5     // Caso base: array vuoto o con un elemento
6     if (l + 1 >= r)
7         return;
8     // Passo ricorsivo:
9     // Cerca posizione minimo
10    int posMin = _findPosMin(A, l, r);
11    // Scambia
12    int tmp = A[posMin];
13    A[posMin] = A[l];
14    A[l] = tmp;
15    // Proseguì ricorsivamente
16    _selectionsort(A, l + 1, r);
17 }
18
19 // Funzione di inizializzazione parametri
20 public static void selectionsort(int[] A) {
21     _selectionsort(A, 0, A.length);
22 }
```

8 Quick Sort

Completare #todo-uni

Noi abbiamo guardato la partizione di Hoare, ma si può seguire tranquillamente quella di Lomuto. Hai fini dell'esame non è importante.

Viene dimostrata anche la correttezza.

8.1 Tempi di calcolo

Nel caso peggiore (array ordinato) l'equazione di ricorrenza è

$$T(n) = T(n - k) + T(k) + \Theta(n) = \Theta(n^2)$$

con k costante.

Nel caso migliore invece è

$$T(n) = T(\alpha n) + T((1 - \alpha)n) + \Theta(n) = \Theta(n \log n)$$

con $0 < \alpha < 1$.

Dunque il Quick Sort è $\Omega(n \log n)$ e $O(n^2)$.

Se l'input è casuale, il tempo atteso però è $\Theta(n \log n)$.

8.2 Random partition

```
1 Rnd_Partition(A, l, r):
2     Scambia A[l] con un A[l-c] scelto casualmente
3     return Partition(A, l, r)
4
5 Rnd_QS(A, l, r):
6     if l < r then
7         cut = Rnd_Partition(A, l, r)
8         Rnd_QS(A, l, cut)
9         Rnd_QS(A, cut+1, r)
```

9 Problema di selezione

- **Input:** un array A di n interi distinti, un intero $i \in [1, n]$
- **Output:** il valore di A tale che è maggiore esattamente di $i-1$ elementi

9.1 Esempio

15 4 8 12 22 26 9 19

- Con $i = 1$ l'output sarà 4 (minimo)
- Con $i = 8$ l'output sarà 26 (massimo)
- Con $i = \frac{n}{2} = 4$ l'output sarà 12 (mediana)

9.2 Implementazioni

9.2.1 Naive

```
1 Naive(A, i):  
2   Ordina A  
3   return A[i]
```

9.2.2 Selez

```
1 Cut(A, l, r):  
2   // Lo stesso del quick sort  
3  
4 Selez(A, i, l, r):  
5   if l == r then  
6       return A[l]  
7  
8   cut = Partition(A, l, r)  
9   dim1 = cut - l + 1  
10  if i <= dim1 then  
11      return Selez(A, i, l, cut)  
12  else  
13      return Selez(A, i-dim1, cut+1, r)
```

Questa implementazione è una ricerca binaria mischiata al quick sort.

9.3 Tempi

Se divide a metà

$$T(n) = \Theta(n) + T\left(\frac{n}{2}\right) = \Theta(n)$$

Se invece toglie un elemento per volta

$$T(n) = \Theta(n) + T(n-1) = \Theta(n^2)$$

Quindi

$$O(n^2) \quad \Omega(n)$$

10 Counting Sort

- **Input:** A vettore di interi e k intero t.c. $\forall i. 0 \leq A[i] \leq k$

```
1 CountingSort(A, k):
2   C = nuovo vettore con indici da 0 a k
3   for i = 0 to k:
4       C[i] = 0
5
6   for i = 1 to A.length:
7       C[A[i]] = C[A[i]] + 1
8
9   for i = 1 to k:
10      C[i] = C[i] + C[i-1]
11
12  B = nuovo vettore da 1 a A.length
13  for i = A.length down to 1:
14      B[C[A[i]]] = A[i]
15      C[A[i]] = C[A[i]] - 1
16
17  return B
```

10.1 Calcolo dei tempi

$$T(n, k) = \Theta(n + k)$$

11 Radix Sort

- **Input:** A vettore di interi, d massimo numero di cifre di ogni elemento

```
1 RadixSort(A, d):
2   for i = 1 to d:
3       applica un alg. di ord. stabile per ordinare A sulla i-esima cifra meno significativa
```

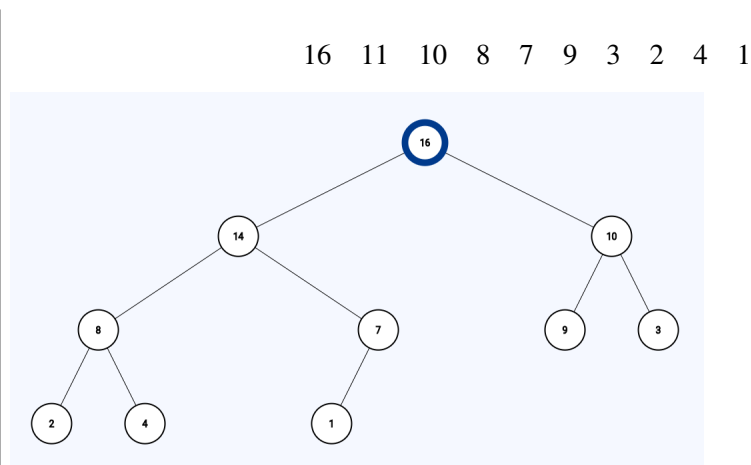
11.1 Calcolo dei tempi

$$T(n, d) = \Theta(d \cdot T_0(n))$$

12 Binary Heap

Un **binary heap** è una struttura dati memorizzata in un array e un certo campo accessorio (**heap size**).

- Essa può essere vista come albero binario quasi completo
- Tutti gli elementi tranne il primo soddisfano la **proprietà dello heap**



$$\text{parent}(i) = \left\lfloor \frac{i}{2} \right\rfloor$$

$$\text{left}(i) = 2i$$

$$\text{right}(i) = 2i + 1$$

$$A.\text{length} = 10$$

$$A.\text{heap_size} = 10$$

12.1 Proprietà dello heap

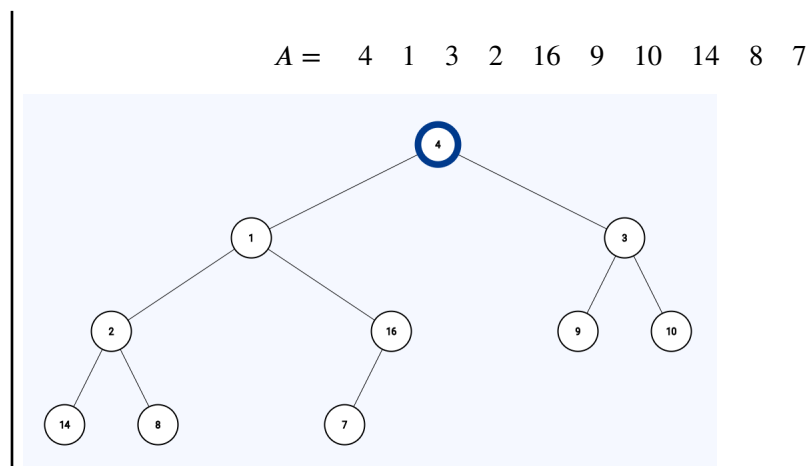
$$\forall i \quad 1 < i \leq A.\text{heap_size}$$

Se A è:

- **Max heap:** $A[\text{parent}(i)] \geq A[i]$
- **Min heap:** $A[\text{parent}(i)] \leq A[i]$

Oss: se A è ordinato in modo decrescente, allora è un heap. Il contrario invece non è sempre vero.

12.2 Esempi



12.3 Generare un binary heap

Per rendere un normale albero un binary heap abbiamo bisogno delle seguenti procedure:

- **BuildMaxHeap** per rendere un array un max heap
- **MinHeapify** per rendere un albero un min heap

12.3.1 MaxHeapify

```

1 MaxHeapify(A, i):
2     l = left(i)
3     r = right(i)
4     largest = i
5     if l <= A.heap_size AND A[largest] < A[l]:
6         largest = l
7     if r <= A.heap_size AND A[largest] < A[r]:
8         largest = r
9     if i != largest:
10        A[i], A[largest] = A[largest], A[i]
11        MaxHeapify(A, largest)
12
13 BuildMaxHeap(A):
14     A.heap_size = A.length
    
```

```
15   for i = floor(A.heap_size / 2) down to 1 do
16       MaxHeapify(A, i)
```

12.3.1.1 Tempi I tempi della `MaxHeapify` sono:

$$T(h) = \Theta(1) + T(h - 1) = O(h)$$

$$T(n) = O(\log n)$$

I tempi di `BuildMaxHeap` sono:

$$T(n) \leq \frac{n}{2} \cdot O(\log n) = O(n \log n)$$

$$T(n) = \Theta(n)$$

12.4 Heap Sort

```
1  HeapSort(A):
2      BuildMaxHeap(A)
3      for i = A.length to 2:
4          scambia A[1] con A[i]
5          A.heap_size = A.heap_size - 1
6          MaxHeapify(A, 1)
```

$$T(n) = O(n \log n)$$

Questo è un algoritmo **in-place**.

13 Insiemi dinamici

Gli insiemi manipolati dagli algoritmi possono crescere, ridursi o cambiare nel tempo. Questi insiemi sono detti **dinamici**.

Molti algoritmi richiedono soltanto la capacità di **inserire** e **cancellare** degli elementi da un insieme e di **verificare l'appartenenza** di un elemento ad un insieme.

Un insieme dinamico che supporta queste operazioni è un **dizionario**.

13.1 Dizionari

Un dizionario può essere implementato tramite un array in cui, oltre all'attributo `length`, viene memorizzato anche l'attributo `size` che specifica quanti valori sono effettivamente presenti nel dizionario.

```
1 private int[] data;  
2 public final int length;  
3 public int size;  
4  
5 C01_DictionaryArray(int length) {  
6     this.data = new int[length];  
7     this.length = length;  
8     this.size = 0;  
9 }
```

13.1.1 Inserimento in fondo

La forma più semplice di inserimento è l'inserimento in fondo al dizionario.

`size` indica direttamente in che punto fare l'inserimento in fondo.

```
1 public void append(int x) {  
2     if (size == length)  
3         // Non ho abbastanza spazio per inserire un nuovo elemento  
4         throw new RuntimeException("overflow");  
5  
6     data[size] = x;  
7     size = size + 1;  
8 }
```

Nota: potresti non aver spazio per inserire un elemento (*overflow*).

Tempi: supponendo di avere n elementi, l'inserimento in fondo richiede $\Theta(1)$.

13.1.2 Inserimento in posizione data

Per inserire un elemento `x` in una data posizione `i` devo "fargli posto" spostando a destra tutti gli elementi in posizioni comprese fra `i` (incluso) e `size` (escluso).

```
1 public void insert(int i, int x) {  
2     if (size == length)  
3         throw new RuntimeException("overflow");  
4     if (i > size)  
5         throw new RuntimeException("impossibile inserire lasciando buchi");  
6  
7     for (int j = size; j > i; --j)  
8         data[j] = data[j - 1];  
9  
10    data[i] = x;
```

```
11     size = size + 1;
12 }
```

Tempi: supponendo di avere n elementi, l'inserimento richiede $O(n)$ nel caso peggiore.

13.1.3 Inserimento in cima

L'inserimento in cima (*prepend*) potrebbe richiamare la `insert(0, x)`. La implementiamo però esplicitamente.

```
1 public void prepend(int x) {
2     if (size == length)
3         throw new RuntimeException("overflow");
4
5     for (int j = size; j > 0; --j)
6         data[j] = data[j - 1];
7
8     data[0] = x;
9     size = size + 1;
10 }
```

Tempi: supponendo di avere n elementi, l'inserimento in cima richiede $\Theta(n)$.

13.1.4 Cancellazione in fondo

La forma più semplice di **cancellazione** è la cancellazione dell'ultimo elemento.

```
1 public int deleteLast() {
2     if (size == 0)
3         throw new RuntimeException("underflow");
4
5     size = size - 1;
6     return data[size];
7 }
```

Note:

- Devo controllare che ci sia almeno un elemento (altrimenti errore di **underflow**)
- Le `delete` spesso restituiscono l'elemento cancellato

Tempi: $\Theta(1)$.

13.1.5 Cancellazione in posizione data

Per cancellare l'elemento in posizione `i` devo spostare a sinistra tutti gli elementi che sono presenti nelle posizioni comprese fra `i` e `size`. L'ultimo elemento resta fisicamente

nell'array, ma non viene considerato perché decrementiamo `size`.

```
1 public int delete(int i) {
2     if (size == 0)
3         throw new RuntimeException("underflow");
4     if (i >= size)
5         throw new RuntimeException("impossibile eliminare");
6
7     int ris = data[i];
8
9     for (int j = i; j < size-1; j++)
10         data[j] = data[j+1]
11
12     size = size - 1;
13     return ris;
14 }
```

13.1.6 Cancellazione in cima

```
1 public int deleteFirst() {
2     if (size == 0)
3         throw new RuntimeException("underflow");
4
5     int first = data[0];
6
7     for (int j = 0; j < size-1; j++)
8         data[j] = data[j+1];
9
10    size = size - 1;
11    return first;
12 }
```

13.1.7 Ricerca valore

Ricerca il valore `x` nel dizionario. Restituisce l'indice dell'elemento o `-1` se non è presente.

```
1 public int search(int x) {
2     int j = 0;
3
4     while (j < size) {
5         if (x == data[j]) {
6             return j;
7         }
8         j++;
9     }
10
11    return -1;
12 }
```

13.1.8 Cancellazione elementi uguali a un valore dato

Elimina tutti gli elementi uguali a x . La funzione restituisce **true** se il valore era presente almeno una volta, **false** altrimenti.

```
1 public boolean deleteAllValues(int x) {
2     int n_found = 0;
3
4     for (int i = 0; i < size; i++) {
5         if (data[i] == x) {
6             n_found++;
7         } else {
8             data[i - n_found] = data[i];
9         }
10    }
11
12    size = size - n_found;
13    return n_found > 0;
14 }
```

13.1.9 Limitazioni

Array consentono di memorizzare insiemi dinamici ma hanno capacità massima ridotta:

- Alzare la capacità riduce la probabilità di overflow ma lascia spazio non utilizzato
- Ridurre la capacità riduce lo spazio non utilizzato ma incrementa la probabilità di overflow
- Con riallocazioni dinamiche si perde tempo per la copia (analisi ammortizzata dei tempi)

13.2 Liste concatenate

Una **lista concatenata** (*linked list*) è una struttura dati in cui ciascun dato è memorizzato in un nodo e i nodi sono collegati tra loro in ordine lineare.

È necessario implementare le operazioni di accesso in modo da preservare la struttura dati.

Definiamo una classe (inner class) **Node** per rappresentare ciascun nodo e manteniamo un riferimento **head** al primo nodo.

```
1 public class SimpleList {
2     public static class Node {
3         int key;
4         Node next;
```

```
5
6     public Node(int key) {
7         this.key = key;
8         this.next = null;
9     }
10
11
12     private Node head;
13 }
```

Una lista vuota non ha nodi, quindi `head = null`.

```
1 SimpleList() {
2     this.head = null;
3 }
```

Di una lista concatenata in genere non si lavora con la sua dimensione, ma si vuole sapere solo se è vuota o se ha almeno un elemento.

```
1 boolean isEmpty() {
2     return this.head == null;
3 }
```

13.2.1 Inserimento in testa

```
1 public Node prepend(Node x) {
2     x.next = this.head;
3     this.head = x;
4     return x;
5 }
```

Tempi: $O(1)$.

13.2.2 Inserimento dopo un nodo dato

`insertAfter(Node i, Node x)` inserisce il nuovo nodo `x` come successore del nodo `i` già presente nella lista. Se `i == null` allora è inserimento in testa.

```
1 public Node insertAfter(Node i, Node x) {
2     if (i == null) { // inserimento in testa == prepend
3         x.next = this.head;
4         this.head = x;
5     } else { // inserimento di x dopo i
6         x.next = i.next;
7         i.next = x;
8     }
9     return x;
10 }
```

Tempi: $O(1)$.

13.2.3 Inserimento in coda

Per inserire in coda x devo trovare il riferimento i all'ultimo elemento, poi procedo come da `insertAfter(i, x)`.

```
1 public Node append(Node x) {
2     if (this.head == null) {
3         this.head = x;
4     } else { // Cerco l'ultimo nodo (cioè il nodo con next == null)
5         Node i = this.head;
6         while (i.next != null) { // dato che head!=null, allora i.next non mi
7             // darà errore
8             i = i.next;
9         } // Aggiungo x come successore di i
10        i.next = x;
11    }
12    return x;
13 }
```

Tempi: $O(n)$.

13.2.4 Cancellazione in testa

```
1 public Node deleteFirst() {
2     if (isEmpty()) {
3         // se la lista è vuota non faccio nulla return null;
4     }
5     Node x = head;
6     head = head.next; // la lista NON è vuota, quindi posso accedere a head.
7     x.next = null;
8     return x;
9 }
```

Tempi: $O(1)$.

13.2.5 Cancellazione in coda

Come per l'inserimento in coda devo scorrere la lista m ,a devo cercare il *penultimo* elemento (e poi assegnare `null` come successore).

Caso particolare è quando ho un solo elemento:

- Non esiste il penultimo
- Cancellarlo equivale a svuotare la lista

```
1 public Node deleteLast() {
2     if (isEmpty())
3         // se la lista è vuota non faccio nulla
4         return null;
5 }
```

```
5 // se head.next==null ho un solo elemento -> lo cancello
6 if (head.next == null) {
7     Node x = head;
8     head = null;
9     return x;
10 }
11 Node i = head;
12 // Cerco il penultimo..
13 while (i.next.next != null) {
14     i = i.next;
15 }
16 Node x = i.next;
17 // ...e cancello il successivo
18 i.next = null;
19 return x;
20 }
```

Tempi: $O(n)$.

13.2.6 Cancellazione di un nodo dato

Per cancellare il nodo i devo cercare il suo predecessore j per aggiornare il suo `next` a `i.next`.

```
1 public Node delete(Node i) {
2     if (head == i) {
3         // se i==head allora
4         head = i.next;
5         // i non ha predecessore
6     } else {
7         Node j = head;
8         // Cerco il predecessore...
9         while (j.next != i) {
10             j = j.next;
11         }
12         // e aggiorno il suo successore "saltando" i
13         j.next = j.next.next;
14     }
15     i.next = null;
16     return i;
17 }
```

Tempi: $O(n)$.

13.2.7 Ricerca elemento

Cerca il riferimento al primo nodo che contiene la chiave `key`. Deve restituire `null` se `key` non è presente.

```
1 public Node search(int key) {
2     Node i = head;
3     while (i != null && i.key != key) {
4         i = i.next;
5     }
6 }
```

```
6
7     return i;
8 }
```

13.2.8 Cancellazione nodo con valore dato

Elimina il primo nodo che contiene la chiave `key`. Deve restituire il riferimento al nodo che ha cancellato o `null` se non presente.

```
1 public Node deleteValue(int key) {
2     Node prev = null;
3     Node i = this.head;
4
5     while (i != null && i.key != key) {
6         prev = i;
7         i = i.next;
8     }
9
10    if (i != null) {
11        if (i == this.head) {
12            // key è in head, quindi prev == null
13            this.head = i.next;
14        } else {
15            prev.next = i.next;
16        }
17        i.next = null;
18    }
19
20    return i;
21 }
```

13.2.9 Cancellazione di tutti i nodi con valore dato

Elimina tutti i nodi che contengono la chiave `key`. La funzione deve restituire `true` se il valore era presente almeno una volta, `false` altrimenti.

```
1 public boolean deleteAllValues(int key) {
2     boolean deleted = false;
3     Node i = this.head;
4     Node prev = null;
5     while (i != null) {
6         if (i.key == key) {
7             if (i == this.head) {
8                 this.head = i.next;
9             } else {
10                prev.next = i.next;
11            }
12            deleted = true;
13            i = i.next;
14        } else {
15            prev = i;
16            i = i.next;
17        }
18    }
19    return deleted;
20 }
```

13.3 Riepilogo

Operazione	Array	Liste
<code>prepend</code>	$O(n)$	$O(1)$
<code>insert</code>	$O(n)$	$O(1)$
<code>append</code>	$O(1)$	$O(n)$
<code>deleteFirst</code>	$O(n)$	$O(1)$
<code>delete</code>	$O(n)$	$O(n)$
<code>deleteLast</code>	$O(1)$	$O(n)$
<code>search</code>	$O(n)$	$O(n)$

13.4 Liste doppiamente concatenate

Possiamo rendere $O(1)$ le operazioni rimanenti?

- `search` sicuramente no
- `append` avremmo bisogno di mantenere il riferimento all'ultimo nodo (quindi bisogna aggiungere `tail`)
- `delete` avremmo bisogno di conoscere il predecessore di ciascun nodo (quindi bisogna aggiungere `prev` a ciascun nodo)
- `deleteLast` avremmo bisogno di `tail` e `prev`

```

1 public class DoublyLinkedList {
2     public static class Node {
3         int key;
4         Node prev;
5         Node next;
6
7         public Node(int key) {
8             this.key = key;
9             this.prev = this.next = null;
10        }
11    }
12
13    private Node head;
14    private Node tail;
15
16    DoublyLinkedList() {
17        this.head = this.tail = null;
18    }
19 }

```

```
18     }
19
20     boolean isEmpty() {
21         return this.head == null;
22     }
23 }
```

13.4.1 Inserimento in testa

```
1 public Node prepend(Node x) {
2     if (this.isEmpty()) {
3         this.head = this.tail = x;
4     } else {
5         x.next = this.head;
6         this.head.prev = x;
7         this.head = x;
8     }
9
10    return x;
11 }
```

Tempo: $O(1)$.

13.4.2 Inserimento in coda

```
1 public Node append(Node x) {
2     if (this.isEmpty()) {
3         this.head = this.tail = x;
4     } else {
5         this.tail.next = x;
6         x.prev = this.tail;
7         this.tail = x;
8     }
9
10    return x;
11 }
```

Tempi: $O(1)$.

13.4.3 Cancellazione in testa

```
1 public Node deleteFirst() {
2     if (this.isEmpty())
3         return null;
4
5     Node x = head;
6     if (head == tail) {
7         // c'è un solo nodo
8         head = tail = null;
9     } else {
10        // ci sono almeno due nodi
11        head = head.next;
12        head.prev = null;
13        x.next = null;
14    }
15 }
```



```
14     }
15
16     return x;
17 }
```

Tempi: $O(1)$.

La cancellazione in coda è simmetrica (su `tail`).

13.4.4 Cancellazione di un nodo dato

La cancellazione di un nodo `i` dato aggiorna il riferimento `next` di `i.prev` e il riferimento `prev` di `i.next`. Se `i.prev == null` allora `i` è la testa, si aggiorna `head`. Se `i.next == null` allora `i` è la coda, si aggiorna `tail`.

Attenzione: `i` può essere sia testa che coda!

```
1 public Node delete(Node i) {
2     if (i == this.head) {
3         this.head = i.next;
4     } else {
5         i.prev.next = i.next;
6     }
7
8     if (i == this.tail) {
9         this.tail = i.prev;
10    } else {
11        i.next.prev = i.prev;
12    }
13
14    i.prev = null;
15    i.next = null;
16    return i;
17 }
```

Tempi: $O(1)$.

13.4.5 Inserimento successore

Aggiunge `x` come successore di `i`. Se `i == null` deve aggiungere in testa. Restituisce il nodo inserito (`x`).

Tempi: $O(1)$.

13.4.6 Cancellazione in coda

Cancella l'ultimo nodo. Restituisce il nodo cancellato. Non effettua cancellazioni e restituisce **null** se la lista è vuota.

Tempi: $O(1)$.

13.5 Riepilogo 2

Operazione	Array	Liste	Liste D. Conc.
prepend	$O(n)$	$O(1)$	$O(1)$
insert	$O(n)$	$O(1)$	$O(1)$
append	$O(1)$	$O(n)$	$O(1)$
deleteFirst	$O(n)$	$O(1)$	$O(1)$
delete	$O(n)$	$O(n)$	$O(1)$
deleteLast	$O(1)$	$O(n)$	$O(1)$
search	$O(n)$	$O(n)$	$O(n)$

13.6 Confronto strutture dati per dizionari

Spazio occupato per memorizzare elementi:

- **Array:** k elementi con $k \geq n$ la capacità fissa
- **Liste semplici:** n elementi + $n + 1$ puntatori
- **Liste doppiamente concatenate:** n elementi + $2n + 2$ puntatori

Vantaggi e svantaggi:

- Gli array consentono accesso diretto e sono cache-friendly, le liste no.
- Gli array hanno, però, capacità fissa, le liste crescono e si riducono al bisogno.

- Liste dopp. concatenate consentono inserimenti e cancellazioni da entrambi gli estremi in tempo costante, array e liste semplici no.

Qua poi dovrebbero esserci altri tipi di strutture dati.