
Appunti di Algoritmi e Strutture Dati

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

Federico Zotti

02 May 2024



Indice

1	Introduzione	3
1.1	Algoritmo: Definizione dell'ordinamento di un vettore	3
1.2	Scelta di un algoritmo	3
1.2.1	Tempo di esecuzione	3
1.3	Algoritmo: Ricerca sequenziale	4
2	Problema computazionale	5
2.1	Esempio: Ricerca in un vettore	6
2.2	Esempio: Ricerca in un vettore ordinato	6
3	Trovare il miglior algoritmo	6
3.1	Esempio	7
4	Notazioni asintotiche	7
4.1	Limite asintotico superiore	7
4.2	Limite asintotico inferiore	9
4.3	Limite asintotico stretto	10
4.4	Scala degli asintoti	13
4.5	Esempi	14
5	Selection Sort	14
5.1	Problema: Trova minimo	14
5.1.1	Dimostrare che l'algoritmo è corretto	14
5.2	Problema: Ordinamento di vettori	15
5.2.1	Esempio	15
5.2.2	Implementazione	16
5.2.3	Analisi dei tempi di calcolo	16
5.2.4	Considerazioni accessorie	17
6	Insertion sort	18
6.1	Esempio	18
6.2	Implementazione	19

6.3	Analisi dei tempi di calcolo	19
6.4	Considerazioni accessorie	20
7	Ricorsione	20
7.1	Problema: Esponenziale di un numero	20
7.1.1	Implementazione iterativa	20
7.1.2	Implementazione ricorsiva	20
7.1.3	Tempi dell'implementazione ricorsiva	20
7.1.4	Seconda implementazione ricorsiva	21
7.2	Ricerca dicotomica	22
7.2.1	Implementazione	23
7.2.2	Analisi dei tempi	23
7.3	Merge sort	24
7.3.1	Implementazione	24
7.3.2	Analisi dei tempi	25
7.3.3	Differenze di implementazione	25
7.3.4	Altre considerazioni	26
7.4	Teorema dell'esperto	26
7.4.1	Esempi	27
7.5	Problema: Ricerca del minimo	28
7.5.1	Selection sort ricorsivo	29
8	Quick Sort	29
8.1	Tempi di calcolo	30
8.2	Random partition	30
9	Problema di selezione	30
9.1	Esempio	31
9.2	Implementazioni	31
9.2.1	Naive	31
9.2.2	Selez	31
9.3	Tempi	31

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

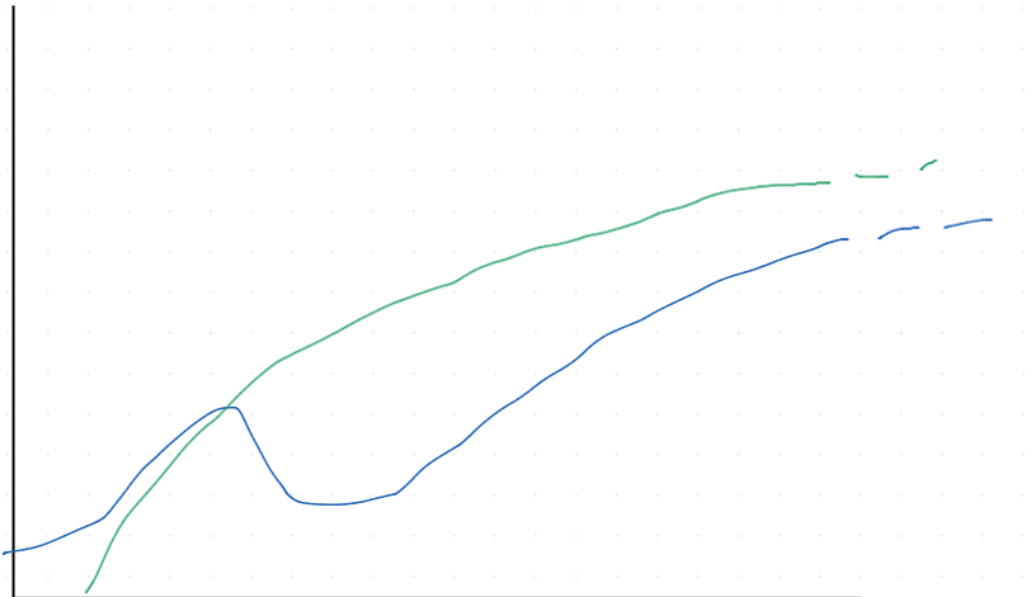
4.1 Limite asintotico superiore

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: $T_{pegg}(n) = f(n)$
- 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?

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

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

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

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

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

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

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

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

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

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

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

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

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

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

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

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.

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

$$\begin{aligned} \lim_{n \rightarrow +\infty} \frac{\log_2^a n}{n^b} &= 0 \\ \implies \exists n_0 \quad \forall n > n_0 \quad \frac{\log_2^a n}{n^b} &< 1 \\ \log_2^a n &= O(n^b) \end{aligned}$$

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

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

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

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

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

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