

# Cheatsheet di Algoritmi e Strutture Dati

Giacomo Scampini

10 luglio 2025

# 1 Complessità

## 1.1 Notazioni di Complessità Asintotica in Elenco

- $f(n) = O(g(n))$  - **O grande** - Limite asintotico superiore
- $f(n) = \Omega(g(n))$  - **Omega grande** - Limite asintotico inferiore
- $f(n) = \Theta(g(n))$  - **Theta grande** - Limite asintotico sia superiore che inferiore

## 1.2 Confronto Tramite Limiti

Dato il limite  $L = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{g(n)}$ :

- Se  $L = 0$ , allora  $\Theta(f(n)) < \Theta(g(n))$ .
- Se  $L = c$  (con  $c \neq 0, \infty$ ), allora  $\Theta(f(n)) = \Theta(g(n))$ .
- Se  $L = \infty$ , allora  $\Theta(f(n)) > \Theta(g(n))$ .

## 1.3 Gerarchia Fondamentale degli Ordini di Grandezza

Per costanti  $k, h \in \mathbb{R}^+$  e  $a > 1$ :

$$\Theta(1) < \Theta((\log n)^k) < \Theta(n^h) < \Theta(a^n) < \Theta(n!) < \Theta(n^n)$$

## 1.4 Complessità degli Automi

- **DFSA (Automa a Stati Finiti Deterministico)**
  - Complessità Temporale:  $T_A(n) = \Theta(n)$
  - Complessità Spaziale:  $S_A(n) = \Theta(1)$
- **DPDA (Automa a Pila Deterministico)**
  - Complessità Temporale:  $T_A(n) = \Theta(n)$
  - Complessità Spaziale:  $\Theta(0) \leq \Theta(S_A(n)) \leq \Theta(n)$
- **k-DTM (Macchina di Turing Deterministica a k-nastri)**
  - Complessità Temporale: Nessun limite generale.
  - Complessità Spaziale:  $\Theta(S_M(n)) \leq \Theta(T_M(n))$
- **SDTM (Macchina di Turing Deterministica a nastro singolo)**
  - Complessità Temporale: Nessun limite generale.
  - Complessità Spaziale:  $S_M(n) = \Omega(n)$

## 1.5 Complessità delle RAM

### 1.5.1 Criteri di Costo

- **Costo Costante:** Ogni istruzione ha costo 1. Ogni cella di memoria ha costo 1, indipendentemente dal valore contenuto.
- **Costo Logaritmico:** Il costo di un'operazione e dello spazio occupato dipende dalla dimensione (logaritmo) dei valori numerici coinvolti.

$$l(x) := \begin{cases} \lfloor \log_2 x \rfloor + 1 & \text{se } x \neq 0 \\ 1 & \text{se } x = 0 \end{cases} \quad \text{N.B.: } l(x) = \Theta(\log x)$$

- **Quando sceglierli:** I due criteri sono equivalenti se la dimensione degli operandi è limitata da una costante. Se i numeri possono diventare arbitrariamente grandi, il criterio logaritmico è più realistico.

### 1.5.2 Calcolo del Costo Logaritmico (caso semplificato)

Sotto l'ipotesi di usare un numero costante di celle di memoria:

- **Costo Spaziale:** Lo spazio totale è la somma della "lunghezza" (logaritmo) di tutti i numeri più grandi salvati in ogni cella di memoria utilizzata.
- **Gestione di un intero  $i$**  (es. LOAD, STORE, READ, WRITE, JZ)
  - Costo Temporale:  $\Theta(\log i)$
- **Operazioni Aritmetiche** (su operandi  $n_1, n_2$ )
  - Addizione (+), Sottrazione (-):  $\Theta(\log n_1 + \log n_2)$
  - Moltiplicazione (\*), Divisione (/):  $\Theta(\log n_1 \cdot \log n_2)$

### 1.6 Classi di Complessità Comuni

- $\mathcal{O}(1)$ : Costante (es. accesso a un elemento di un array)
- $\mathcal{O}(\log n)$ : Logaritmica (es. ricerca binaria)
- $\mathcal{O}(n)$ : Lineare (es. scansione di una lista)
- $\mathcal{O}(n \log n)$ : Lineare-logaritmica (es. merge sort, heapsort)
- $\mathcal{O}(n^2)$ : Quadratica (es. bubble sort, selection sort)
- $\mathcal{O}(2^n)$ : Esponenziale (es. problemi risolti con la forza bruta)
- $\mathcal{O}(n!)$ : Fattoriale (es. problema del commesso viaggiatore con forza bruta)

## 2 Strutture Dati

### 2.1 Vettori (Array)

- `A.length` = lunghezza dell'array.
- `A[i]` = accesso a elemento  $i$  dell'array.
- `A[i..j]` = sottoarray da  $i$  a  $j$ .
- `n` = dimensione dell'array che è uguale a `A.length`.

### 2.2 Matrici

- `M.height` = numero di righe.
- `M.width` = numero di colonne.
- `M[i][j]` = accesso a riga  $i$  colonna  $j$ .
- `n` = dimensione dell'input che è uguale al numero di elementi, ovvero `M.height`  $\times$  `M.width`.
- `n := M.size` per una matrice quadrata, dove `size` è il numero di righe (o colonne).

### 2.3 Liste Concatenate

- `L.head` = puntatore alla testa della lista.
- `x_f.next` = NIL, dove `x_f` è l'ultimo elemento della lista.

#### 2.3.1 Liste Singolarmente Concatenate

- `x.key` = dato contenuto nell'elemento  $x$ .
- `x.next` = puntatore all'elemento successivo.

### 2.3.2 Liste Doppiaemente Concatenate

- `x.key` = dato contenuto nell'elemento  $x$ .
- `x.next` = puntatore all'elemento successivo.
- `x.prev` = puntatore all'elemento precedente.
- `L.head.prev` = NIL

## 3 Algoritmi di Ordinamento

### 3.1 Algoritmi comuni

Algoritmo	Complessità temporale	Complessità spaziale
Insertion sort	$\Theta(n^2)$	$\Theta(1)$
Merge sort	$\Theta(n \log n)$	$\Theta(n)$
Heapsort	$\Theta(n \log n)$	$\Theta(1)$
Quicksort	$\Theta(n^2)$	$\Theta(1)$
Counting sort	$\Theta(n + k)$	$\Theta(k)$

## 4 Confronto SDTM, KTM e RAM

## 5 Organizza Dati con Strutture Dati

## 6 Equazioni di Ricorrenza

### 6.1 Algoritmo Divide et Impera

Un algoritmo che segue la strategia *divide et impera* si articola in tre fasi:

- **Dividi:** Il problema è scomposto in sottoproblemi più semplici della stessa forma.
- **Impera:** I sottoproblemi vengono risolti ricorsivamente.
- **Combina:** Le soluzioni dei sottoproblemi sono combinate per ottenere la soluzione del problema originale.

La sua complessità temporale  $T(n)$  è descritta da un'equazione di ricorrenza, tipicamente nella forma  $T(n) = a \cdot T(n/b) + f(n)$ .

### 6.2 Metodi di Risoluzione delle Ricorrenze

#### 6.2.1 Risoluzione Diretta Esplicita

Consiste nello sviluppare iterativamente la ricorrenza fino a individuare un modello generale per esprimerne l'ordine di grandezza.

#### 6.2.2 Metodo di Sostituzione

Consiste nel formulare un'ipotesi per la soluzione e nel verificarla rigorosamente tramite dimostrazione per induzione.

#### 6.2.3 Metodo dell'Albero di Ricorsione

È una tecnica visuale per sviluppare le chiamate ricorsive e sommarne i costi livello per livello. È utile per formulare un'ipotesi di soluzione, da verificare poi con il metodo di sostituzione. Esempio di albero:

#### 6.2.4 Metodo per Ricorrenze Lineari

Si applica a ricorrenze della forma  $T(n) = \sum_{i=1}^h a_i T(n-i) + cn^k$ . Posto  $a := \sum a_i$ , la soluzione (come limite superiore) è:

- $T(n) = O(n^{k+1})$  se  $a = 1$ .
- $T(n) = O(n^k a^n)$  se  $a \geq 2$ .

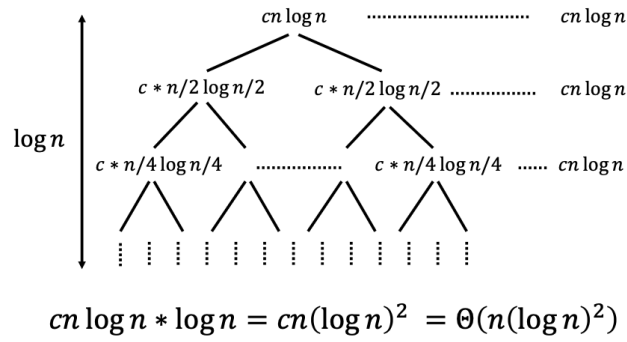


Figura 1: Esempio di un albero di ricorsione.

### 6.2.5 Teorema Master

Fornisce una soluzione "pronta" per ricorrenze della forma  $T(n) = a \cdot T(n/b) + f(n)$  (con  $a \geq 1, b > 1$ ). Si confronta  $f(n)$  con  $n^{\log_b a}$ :

- **Caso 1:** Se  $f(n) = O(n^{\log_b a - \epsilon})$  per qualche  $\epsilon > 0$ , allora  $T(n) = \Theta(n^{\log_b a})$ .
- **Caso 2:** Se  $f(n) = \Theta(n^{\log_b a})$ , allora  $T(n) = \Theta(n^{\log_b a} \log n)$ .
- **Caso 3:** Se  $f(n) = \Omega(n^{\log_b a + \epsilon})$  per qualche  $\epsilon > 0$  e se  $f(n)$  soddisfa una condizione di regolarità, allora  $T(n) = \Theta(f(n))$ .

### Corollario del Teorema Master (Caso Polinomiale)

Una versione semplificata del teorema si applica quando  $f(n)$  è un polinomio della forma  $\Theta(n^k)$ . Data la ricorrenza  $T(n) = a \cdot T(n/b) + \Theta(n^k)$ :

- **Caso 1:** Se  $k < \log_b a$ , allora  $T(n) = \Theta(n^{\log_b a})$ .
- **Caso 2:** Se  $k = \log_b a$ , allora  $T(n) = \Theta(n^k \log n)$ .
- **Caso 3:** Se  $k > \log_b a$ , allora  $T(n) = \Theta(n^k)$ .