



UNIVERSITÀ
DEGLI STUDI
DI PADOVA

Appunti di Algoritmi e Strutture Dati

a.a. 2017/2018

Autore:
Timoty Granziero

Repository:
<https://github.com/Vashy/ASD-Notes>

20 marzo 2018

Indice

1	Lezione del 28/02/2018	3
1.1	Problem Solving	3
1.2	Cosa analizzeremo nel corso	4
1.2.1	Approfondimento sul tempo di esecuzione $T(n)$	4
1.3	Problema dell'ordinamento (sorting)	4
1.4	Insertion Sort	5
1.4.1	Invarianti e correttezza	6
2	Lezione del 02/03/2018	7
2.1	Modello dei costi	7
2.2	Complessità di IS	8
2.2.1	Caso migliore	8
2.2.2	Caso peggiore	8
2.2.3	Caso medio	9
2.3	Divide et Impera	9
2.4	Merge Sort	9
2.4.1	Invarianti e correttezza	11
3	Lezione del 07/03/2018	13
3.1	Approfondimento sull'induzione	13
3.1.1	Induzione ordinaria	13
3.1.2	Induzione completa	13
3.2	Complessità di Merge Sort	13
3.3	Confronto tra IS e MS	15
4	Lezione dell'08/03/2018	16
4.1	Notazione asintotica	16
4.1.1	Limite asintotico superiore	17
4.1.2	Limite asintotico inferiore	19
4.1.3	Limite asintotico stretto	20
4.2	Metodo del limite	21
4.3	Alcune proprietà generali	21
5	Lezione del 09/03/2018	22
5.1	Complessità di un problema	22
5.2	Esempio: limite inferiore per l'ordinamento basato su scambi .	22
5.3	Soluzione di ricorrenze	23
5.3.1	Metodo di sostituzione	24
6	Lezione del 14/03/2018	26

7 Lezione del 15/03/2018	29
7.1 Master Theorem	29
7.1.1 Esercizi (Master Theorem)	30
Appendices	34
A Raccolta algoritmi	34
A.1 Insertion Sort	34
A.2 Merge Sort	34
A.3 Insertion Sort ricorsivo	35
A.3.1 Correttezza di Insertion-Sort(A, j)	35
A.3.2 Correttezza di Insert(A, j)	36
A.4 CheckDup	36
A.4.1 Correttezza di DMerge(A, p, q, r)	37
A.5 SumKey	37
A.5.1 Correttezza di Sum(A, key)	38
B Esercizi	40
B.1 Ricorrenze	40

1 Lezione del 28/02/2018

1.1 Problem Solving

1. Formalizzazione del problema;
2. Sviluppo dell'**algoritmo** (focus del corso);
3. Implementazione in un programma (codice).

Algoritmo Sequenza di passi elementari che risolve il problema.

Input \rightarrow **Algoritmo** \rightarrow Output

Dato un problema, ci sono tanti algoritmi per risolverlo.

e.g.¹ Ordinamento dei numeri di una Rubrica. L'idea è quella di trovare tutte le permutazioni di ogni numero.

30 numeri: *complessità* $30! \cong 2 \times 10^{32} ns \Rightarrow$
 3^{19} anni (con ns = nanosecondi)

std::vector È un esempio nel C++ delle ragioni per cui si studia questa materia. Nella documentazione della STL, sono riportati i seguenti:

- **Random access**: complessità $O(1)$;
- **Insert**: complessità $O(1)$ ammortizzato.

Il **random access** è l'accesso a un elemento casuale del **vector**. $O(1)$ implica che l'accesso avviene in tempo costante (pari a 1).

Per **insert** si intende l'inserimento di un nuovo elemento in coda. Avviene in tempo $O(1)$ ammortizzato: questo perchè ogni N inserimenti, è necessario un resize del vector e una copia di tutti gli elementi nel nuovo vettore (questa procedura è nascosta al programmatore).

¹For the sake of example.

1.2 Cosa analizzeremo nel corso

- Tempo di esecuzione;
- Spazio (memoria);
- Correttezza;
- Manutenibilità.

1.2.1 Approfondimento sul tempo di esecuzione $T(n)$

- *P Problems*: complessità polinomiale. L'algoritmo è trattabile
- *NP Complete*: problemi NP completi. **e.g**: Applicazione sugli algoritmi di sicurezza. Si basano sull'assunzione che per essere risolti debbano essere considerate tutte le soluzioni possibili.
- *NP Problems*: problemi con complessità (ad esempio) esponenziale/fattoriale. Assolutamente non trattabili.

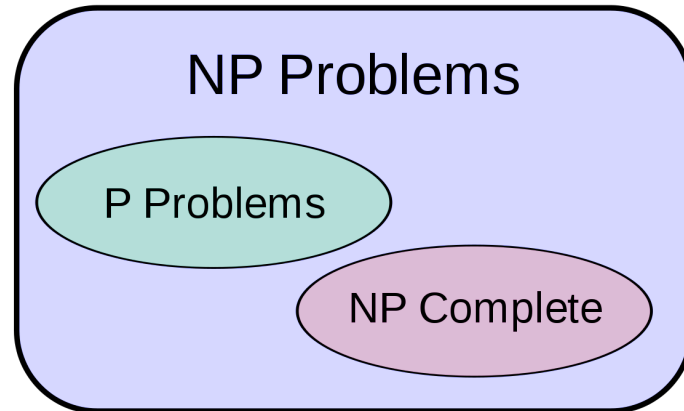


Figura 1: Complessità $T(n)$.

1.3 Problema dell'ordinamento (sorting)

Input: sequenza di numeri

$$a_0 a_1 \dots a_n;$$

Output: permutazione

$$a'_0 a'_1 \dots a'_n$$

tale che

$$a'_0 \leq a'_1 \leq \dots \leq a'_n$$

Vedremo due algoritmi:

- Insertion Sort;
- Merge Sort.

1.4 Insertion Sort

Insertion Sort un algoritmo di *sorting incrementale*. Viene applicato naturalmente ad esempio quando si vogliono ordinare le carte nella propria mano in una partita a scala 40: si prende ogni carta a partire da sinistra, e la si posiziona in ordine crescente.

Astrazione Prendiamo ad esempio il seguente array:

5	2	8	4	7
---	---	---	---	---

Partiamo dal primo elemento: 5. È già ordinato con se stesso, quindi procediamo con il secondo elemento.

Confronto il numero 2 con l'elemento alla sua sinistra:

$2 \geq 5$? No, quindi lo inverte con l'elemento alla sua sinistra, come segue

2	5	8	4	7
---	---	---	---	---

 Key:

8

La key analizzata è 8.

$8 \geq 5$? Sì, quindi è ordinato in modo corretto.

2	5	8	4	7
---	---	---	---	---

 Key:

4

La key analizzata è 4.

$4 \geq 8$? No, quindi lo sposto a sinistra invertendolo con 8.

$4 \geq 5$? No, lo sposto a sinistra invertendolo con 5.

$4 \geq 2$? Sì, quindi è nella posizione corretta.

2	4	5	8	7
---	---	---	---	---

 Key:

7

Key analizzata 7.

$7 \geq 8$? No, lo sposto a sinistra invertendolo con 8.

$7 \geq 5$? Sì, è nella posizione corretta.

Ottengo l'array ordinato:

2	4	5	7	8
---	---	---	---	---

Algoritmo Passiamo ora all'implementazione dell'algoritmo, con uno pseudocodice simile a Python¹

Input: $A[1, \dots, n]$, $A.length$.

È noto che: $A[i] \leq key < A[i + 1]$

Pseudocodice Segue lo pseudocodice dell'Insertion Sort.

INSERTION-SORT(A)

```
1   $n = A.length$ 
2  for  $j = 2$  to  $n$  // il primo elemento è già ordinato
3       $key = A[j]$  //  $A[1..j-1]$  ordinato
4       $i = j - 1$ 
5      while  $i > 0$  and  $A[i] > key$ 
6           $A[i + 1] = A[i]$ 
7           $i = i - 1$ 
8       $A[i + 1] = key$ 
```

Quando il **while** termina, ci sono due casi:

- $i = 0$: tutti gli elementi prima di j sono maggiori di key ; key va al primo posto (1);
- $(i > 0)$ and $(A[i] \leq key)$: $A[i+1] = key$.

1.4.1 Invarianti e correttezza

for $A[1..j-1]$ è ordinato e contiene gli elementi in $(1, j-1)$ iniziali.

while $A[1..i]A[i+2..j]$ ordinato e $A[i+2..j] > key$.

In uscita abbiamo:

- $j = n+1$;
- $A[1..n]$ ordinato, come da invariante: vale $A[1..j-1]$ ordinato, e j vale $n+1$.

¹**ATTENZIONE:** verranno usati array con indici che partono da 1.

2 Lezione del 02/03/2018

2.1 Modello dei costi

Assunzione Tutte le istruzioni richiedono un tempo costante.
Rivediamo l'algoritmo:

INSERTION-SORT(A)

```
1   $n = A.length$ 
2  for  $j = 2$  to  $n$  // il primo elemento è già ordinato
3       $key = A[j]$  //  $A[1..j-1]$  ordinato
4       $i = j - 1$ 
5      while  $i > 0$  and  $A[i] > key$ 
6           $A[i+1] = A[i]$ 
7           $i = i - 1$ 
8       $A[i+1] = key$ 
```

Diamo il nome c_0 alla chiamata del metodo, InsertionSort(A); A ogni riga numerata, diamo il nome c_1, c_2, \dots, c_8 ¹.

Vediamo il *costo* di ogni istruzione:

$$c_0 \rightarrow 1$$

$$c_1 \rightarrow 1$$

$$c_2 \rightarrow n$$

$$c_3 \rightarrow (n - 1)$$

$$c_4 \rightarrow (n - 1)$$

$$c_5 \rightarrow \sum_{j=2}^n t_j + 1$$

$$c_6, c_7 \rightarrow \sum_{j=2}^n t_j$$

$$c_8 \rightarrow (n - 1)$$

¹(c_1 corrisponde alla riga 1, c_2 alla riga 2 e così via).

2.2 Complessità di IS

$$T^{IS}(n) = c_0 + c_1 + c_2n + (c_3 + c_4 + c_8)(n - 1) + c_5 \sum_{j=2}^n (t_j + 1) + (c_6 + c_7) \sum_{j=2}^n t_j$$

t_j dipende, oltre che da n , dall'istanza dell'array che stiamo considerando. È chiaro che questo calcolo non dà indicazioni precise sull'effettiva complessità dell'algoritmo.

Andiamo ad analizzare i 3 possibili casi:

- a) Caso migliore (2.2.1)
- b) Caso peggiore (2.2.2)
- c) Caso medio (2.2.3)

2.2.1 Caso migliore

→ A ordinato $\Rightarrow t_j = 0 \forall j$

La **complessità** diventa:

$$T_{min}^{IS}(n) = c_0 + c_1 + c_2n + (c_3 + c_4 + c_5 + c_8)(n - 1) = an + b \approx n$$

Ossia, si comporta come n . Il *caso migliore* **non** è interessante, visto che è improbabile si presenti.

2.2.2 Caso peggiore

→ A ordinato in senso inverso $\Rightarrow \forall j \ t_j = j - 1$

La **complessità** diventa:

$$T_{max}^{IS}(n) = c_0 + c_1 + c_2n + (c_3 + c_4 + c_8)(n - 1) + c_5 \sum_{j=2}^n j + (c_6 + c_7) \sum_{j=2}^n (j - 1)$$

Per valutare il costo di $\sum_{j=2}^n j$ e di $\sum_{j=2}^n (j - 1)$, usiamo la **somma di Gauss**:

$$\sum_{i=1}^n i = \frac{n(n+1)}{2} \tag{1}$$

Otteniamo:

$$\sum_{j=2}^n j = \frac{n(n+1)}{2} - 1$$

$$\sum_{j=2}^n (j-1) = \sum_{i=1}^n n = \frac{(n-1)n}{2}$$

Per finire, ricalcoliamo $T_{max}^{IS}(n)$

$$T_{max}^{IS}(n) = a'n^2 + b'n + c' \approx n^2$$

2.2.3 Caso medio

Il caso medio è *difficile da calcolare*, e in una considerevole parte dei casi, coincide con il caso peggiore.

Comunque, l'idea è la seguente:

$$\frac{\sum_{\text{perm. di input}} T^{IS}(p)}{n!} \approx n^2 \quad \text{posso pensare che } t_j \cong \frac{j-1}{2}$$

2.3 Divide et Impera

Un algoritmo di sorting *divide et impera* si può suddividere in 3 fasi:

divide divide il problema dato in sottoproblemi più piccoli;

impera risolve i sottoproblemi:

- ricorsivamente;
- la soluzione è nota (e.g. array con un elemento);

combina compone le soluzioni dei sottoproblemi in una soluzione del problema originale.

2.4 Merge Sort

Merge Sort¹ è un esempio di algoritmo *divide et impera*. Andiamo ad analizzarlo.

¹Si consiglia di dare uno sguardo all'algoritmo anche da altre fonti, poichè presentarlo graficamente in \LaTeX , come è stato visto a lezione, non è facile.

Astrazione Consideriamo il seguente array A.

5	2	4	7	1	2	3	6
---	---	---	---	---	---	---	---

Lo divido a metà, ottenendo due parti separate.

5	2	4	7
---	---	---	---

1	2	3	6
---	---	---	---

Consideriamo il primo, ossia A[1..4] (A originale). Divido anche questo a metà.

5	2
---	---

4	7
---	---

Divido nuovamente a metà, ottenendo:

5

2

5 e 2 sono due blocchi già ordinati. Scelgo il minore tra i due e lo metto in prima posizione, mentre l'altro in seconda posizione, ottenendo un blocco composto da 2 e 5.

Riprendo con il blocco composto da 4 e 7. Lo divido in due blocchi da un elemento. Faccio lo stesso procedimento fatto per 2 e 5: metto in prima posizione 4 e in seconda posizione 7. La situazione è la seguente:

2	5
---	---

4	7
---	---

So che i blocchi ottenuti contengono elementi ordinati. Con questa assunzione, posso ragionare nel seguente modo: considero il primo elemento dei due blocchi (2 e 4 in questo caso) e metto in prima posizione il minore tra i due. Ora considero il successivo elemento del blocco che è stato scelto e lo stesso elemento dell'altro blocco, e inserisco nell'array l'elemento minore. Continuo fino ad ottenere un blocco ordinato.

2	4	5	7
---	---	---	---

Faccio lo stesso procedimento con la parte di array originale A[5..8], ottenendo

2	4	5	7
---	---	---	---

1	2	3	6
---	---	---	---

A questo punto, i blocchi da 4 contengono elementi tra loro ordinati. Faccio lo stesso ragionamento usato per comporli, per ottenere l'array originale ordinato. Considero¹:

¹Questo procedimento è stato applicato anche ai passaggi precedenti; qui è spiegato più rigorosamente.

- $L[1..4] = A[1..4]$: indice $i = 1$ per scorrerlo;
- $R[1..4] = A[5..8]$: indice $j = 1$ per scorrerlo;

Valuto $L[i]$ e $R[j]$.

- Se $L[i] \leq R[j]$, inserisco $L[i]$ e incremento i .
- Altrimenti, inserisco $R[j]$ e incremento j .
- Itero finchè entrambi gli indici non sono out of bounds.

Pseudocodice Segue lo pseudocodice del Merge Sort.

MERGE-SORT(A, p, r)

```

1  if  $p < r$ 
2       $q = \lfloor \frac{p+r}{2} \rfloor$  // arrotondato per difetto
3      MERGE-SORT( $A, p, q$ ) // ordina  $A[p..q]$ 
4      MERGE-SORT( $A, q+1, r$ ) // ordina  $A[q+1..r]$ 
5      MERGE( $A, p, q, r$ ) // "Merge" dei due sotto-array

```

MERGE(A, p, q, r)

```

1   $n1 = q - p + 1$  // gli indici partono da 1
2   $n2 = r - q$ 
   // L sotto-array sx, R sotto-array dx
3  for  $i = 1$  to  $n1$ 
4       $L[i] = A[p + i - 1]$ 
5  for  $j = 1$  to  $n2$ 
6       $R[j] = A[q + j]$ 
7   $L[n1 + 1] = R[n2 + 1] = \infty$ 
8   $i = j = 1$ 
9  for  $k = p$  to  $r$ 
10     if  $L[i] \leq R[j]$ 
11          $A[k] = L[i]$ 
12          $i = i + 1$ 
13     else //  $L[i] > R[j]$ 
14          $A[k] = R[j]$ 
15          $j = j + 1$ 

```

2.4.1 Invarianti e correttezza

L e **R** contengono rispettivamente $A[p..q]$ e $A[q+1..r]$. L'indice k scorre **A**. Il sotto-array $A[p..k-1]$ è ordinato, e contiene $L[1..i-1]$ e $R[1..j-1]$.

$$\begin{aligned} A[p..k-1] &\leq L[i..n1], R[j..n2] \\ &\quad \downarrow \\ A[p..k-1] &= A[p..r+1-1] \implies A[p..r] \text{ ordinato} \end{aligned}$$

Dimostrazione per induzione su r-p

\Rightarrow Se $r - p == 0$ (oppure -1) abbiamo al più un elemento \implies array già ordinato.

\Rightarrow Se $r - p > 0$, vale

$$\#elem(A[p..q]), \#elem(A[q+1..r]) < \#elem(A[p..r])$$

Per ipotesi induttiva:

- `Merge-sort(A, p, q)` ordina $A[p..q]$;
 - `Merge-sort(A, q+1, r)` ordina $A[q+1..r]$;
- Per correttezza di `Merge()`, dopo la sua chiamata ottengo $A[p..r]$ ordinato.

3 Lezione del 07/03/2018

3.1 Approfondimento sull'induzione

3.1.1 Induzione ordinaria

Proprietà $P(n)$, e.g. $P(n) =$ “Se n è pari, $n + 1$ è dispari” oppure “tutti i grafi con n nodi ...”.

Per dimostrare che $P(n)$ vale per ogni n

- $P(0)$: **caso base**;
- assumo vera $P(n) \rightarrow$ dimostro $P(n+1)$, allora $P(n)$ è vera per ogni n .

3.1.2 Induzione completa

- $[P(0)]$ (non necessaria, è un'istanza del passo successivo);
- dimostro $P(m) \forall m < n \rightarrow$ vale $P(n) \forall n$.

3.2 Complessità di Merge Sort

$n = \#$ elementi da ordinare¹

Merge(A,p,q,r)

inizializzazione: $a'n + b'$;

ciclo: $a'n + b'$;

Sommandoli, ottengo una complessità all'incirca di:

$$T^{merge}(n) = an + b$$

Nel dettaglio:

$$T^{MS}(n) = \begin{cases} c_0 & \text{se } n \leq 1 \\ T^{MS}(n_1) + T^{MS}(n_2) + T^{merge}(n) & \text{altrimenti} \end{cases}$$

\Downarrow

¹Il simbolo $\#$ verrà usato per indicare la cardinalità di un insieme.

$$T^{MS}(n) = \begin{cases} c_0 & \text{se } n \leq 1 \\ T^{MS}(n_1) + T^{MS}(n_2) + an + b & \text{altrimenti} \end{cases}$$

con

$$n_1 = \lfloor \frac{n}{2} \rfloor$$

$$n_2 = \lceil \frac{n}{2} \rceil$$

$$T^{MS}(n) = \begin{cases} c_0 & \text{se } n \leq 1 \\ T^{MS}(\lfloor \frac{n}{2} \rfloor) + T^{MS}(\lceil \frac{n}{2} \rceil) + an + b & \text{altrimenti} \end{cases}$$

$$\begin{array}{c} T^{MS}(n) \\ an + b \end{array}$$

$$\begin{array}{cc} T^{MS}(n_1) & T^{MS}(n_2) \\ an_1 + b & an_2 + b \end{array}$$

$$\begin{array}{cccc} T^{MS}(n_{11}) & T^{MS}(n_{12}) & T^{MS}(n_{21}) & T^{MS}(n_{22}) \\ an_{11} + b & an_{12} + b & an_{21} + b & an_{22} + b \end{array}$$

...

$$\begin{array}{cccccc} c_0 & c_0 & \dots & \dots & \dots & c_0 & c_0 \end{array}$$

Otteniamo c_0 ripetuto n volte all'ultimo livello dell'albero. L'altezza dell'albero è circa $\log_2 n$. Vediamo nel dettaglio la complessità nelle varie iterazioni.

$$\mathbf{i = 0} \quad an + b$$

$$\mathbf{i = 1} \quad a(n_1 + n_2) + 2b \approx an + 2b$$

$$\mathbf{i = 2} \quad a(n_{11} + n_{12} + n_{21} + n_{22}) + 4b \approx an + 4b$$

...

$$\mathbf{i = h} \quad c_0 n$$

Poniamo $n = 2^h$. Abbiamo

$$\begin{aligned}
 T^{MS}(n) &= \sum_{i=0}^{h-1} (an + 2^i b) + c_0 n \\
 &= an h + b \sum_{i=0}^{h-1} 2^i & (h = \log_2 n) \\
 &= an \log_2 n + b 2^h - b + c_0 n & (2^h = n) \\
 &= an \log_2 n + (b + c_0)n - b \\
 T^{MS}(n) &= an \log_2 n + b''n + c'' \approx n \log_2 n
 \end{aligned}$$

3.3 Confronto tra IS e MS

$$\begin{aligned}
 T^{IS}(n) &= a'n^2 + b'n + c' \\
 T^{MS}(n) &= a''n \log_2 n + b''n + c''
 \end{aligned}$$

Posso calcolare il limite del rapporto:

$$\lim_{n \rightarrow +\infty} \frac{T^{MS}(n)}{T^{IS}(n)} = \lim_{n \rightarrow +\infty} \frac{a''n \log_2 n + b''n + c''}{a'n^2 + b'n + c'} = 0$$

Per definizione

$$\begin{aligned}
 \forall \varepsilon > 0 \quad \exists n_0 : \forall n \geq n_0 \quad \frac{T^{MS}(n)}{T^{IS}(n)} < \varepsilon \\
 \Downarrow \\
 T^{MS}(n) < \varepsilon T^{IS}(n) = \frac{T^{IS}}{m} \quad (\text{Ponendo, ad esempio, } \varepsilon = \frac{1}{m})
 \end{aligned}$$

Detto a parole, c'è un certo n oltre il quale, ad esempio, **Merge Sort** su un *Commodore 64* esegue più velocemente di un **Insertion Sort** su una macchina moderna. Possiamo vedere una comparazione tra i due algoritmi nella seguente tabella.

n	$T^{IS}(n) = n^2$	$T^{MS}(n) = n \log n$
10	0.1ns	0.033ns
1000	1ms	10μs
10^6	17 minuti	20ms
10^9	70 anni	30s

4 Lezione dell'08/03/2018

4.1 Notazione asintotica

Il **tempo di esecuzione** è difficile da calcolare, come visto nella sezione 2.2. Il modo in cui è stato calcolato è pieno di dettagli “inutili”.

Rivediamo le complessità di Insertion Sort e Merge Sort:

$$\begin{aligned}T^{IS} &= an^2 + bn + c \\ T^{MS} &= an \log_2 n + bn + c\end{aligned}$$

A noi interessa calcolare $T(n)$ per n “grande”. Non consideriamo le costanti moltiplicative, che sono non fondamentali. Ecco una lista di possibili complessità ordinate in senso decrescente (le prime due categorie appartengono alla classe degli *NP problems*, ossia non trattabili):

- 3^n
- 2^n
- n^k
- n^2
- $n \log n$
- n
- $\log n$
- 1

Prendiamo in esame due funzioni: $f(n)$, $g(n)$:

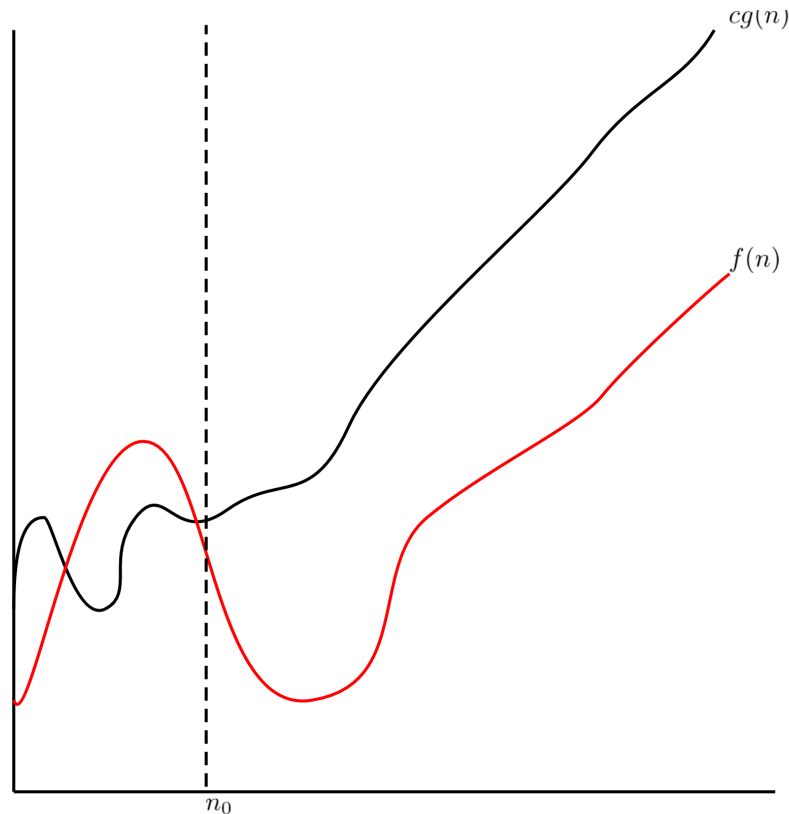
$$f, g : \mathbb{R}^+ \rightarrow \mathbb{R}^+$$

- $f(n)$ è la funzione in esame della complessità del nostro problema P;
- $g(n)$ è la funzione che, moltiplicata per un'opportuna costante c_i , dopo un certo n , fa da limite superiore o inferiore per ogni punto di $f(n)$.

4.1.1 Limite asintotico superiore

Data $g(n)$, indichiamo con $O(g(n))$ il *limite asintotico superiore*, definito come segue:

$$O(g(n)) = \{f(n) \mid \exists c > 0 \quad \exists n_0 (\in \mathbb{N}) \mid \forall n \geq n_0 \Rightarrow (0 \leq) f(n) \leq c \cdot g(n)\}$$



Esempi

- $f_1(n) = 2n^2 + 5n + 3 = O(g(n^2))$? Sì.

Deve valere $f_1(n) < cn^2 \quad \exists c > 0, n \geq n_0$

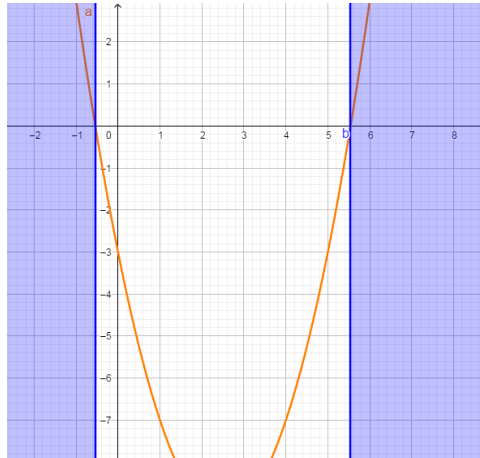
Ipotizziamo $c = 3$

$$2n^2 + 5n + 3 \leq 3n^2$$

$$n^2 - 5n - 3 \geq 0$$

$$\frac{5 \pm \sqrt{2 \cdot 5 + 12}}{2} = \frac{5 \pm \sqrt{37}}{2} \cong 5.54$$

(Non considero la soluzione
negativa, poiché siamo in \mathbb{R}^+)



Prendo $c = 3$ e $n_0 = 6$. Vale dunque:

$$f_1(n) \leq cn^2 \quad \forall n \geq n_0$$

◦ $f_1(n) = O(g(n^3))$? Sì.

$$c = 3$$

$$n_0 = 6 \quad \forall n \geq n_0$$

$$f_1(n) \leq cn^2 \leq cn^3$$

◦ $f_2(n) = 2 + \sin(n) = O(1)$? Sì.

$$-1 \leq \sin(n) \leq 1$$

$$1 \leq f_2(n) \leq 3$$

Vale la seguente

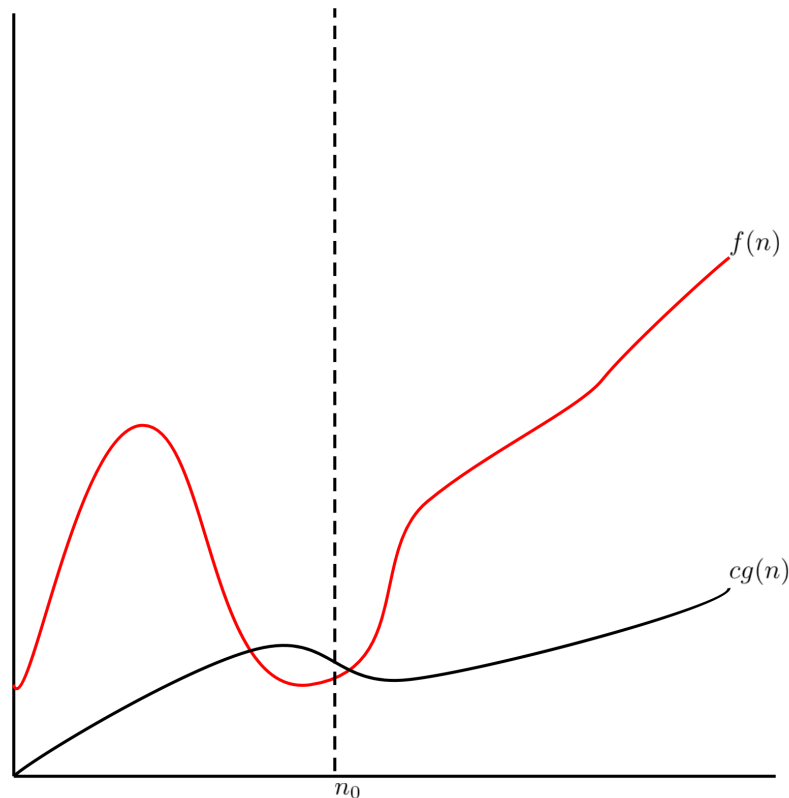
$$\exists c > 0 \quad \exists n_0 : n \geq n_0 \Rightarrow f_2(n) \leq c \cdot 1$$

ok per $c = 3$, $n_0 = 0$

4.1.2 Limite asintotico inferiore

Data $g(n)$, indichiamo con $\Omega(g(n))$ il *limite asintotico inferiore*, definito come segue:

$$\Omega(g(n)) = \{f(n) \mid \exists c > 0 \quad \exists n_0 (\in \mathbb{N}) \mid \forall n \geq n_0 \Rightarrow c \cdot g(n) \leq f(n)\}$$



Esempi

- $f_1(n) = 2n^2 + 5n + 3 = \Omega(g(n^2))$? Sì.

Deve valere:

$$\exists c > 0 \quad \exists n_0 : \forall n \geq n_0 \Rightarrow cn^2 \leq 2n + 5n + 3$$

Basta porre $c = 1$, $n_0 = 0$.

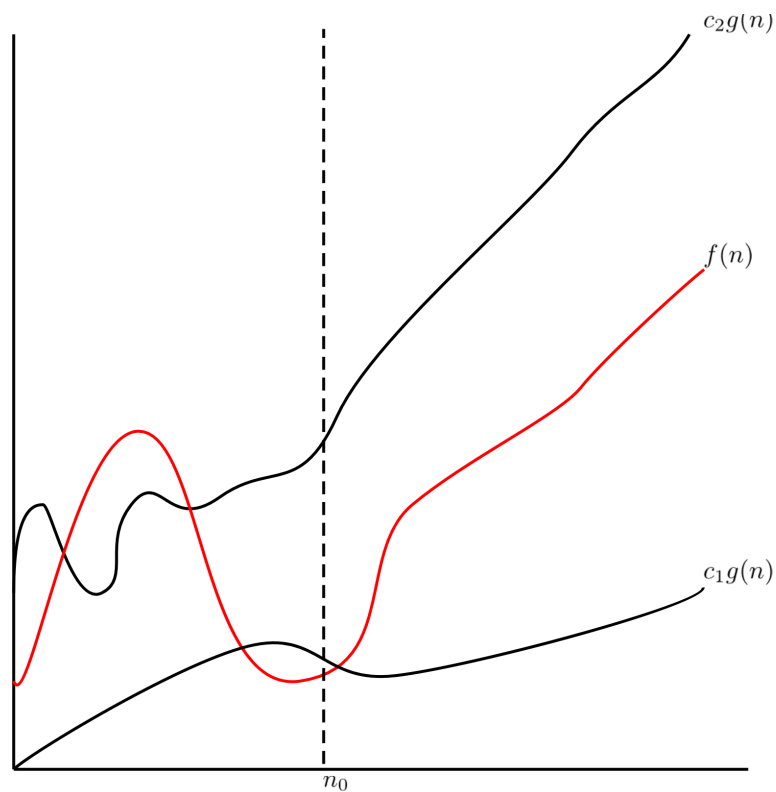
- $f_2(n) = 2 + \sin(n) = \Omega(1)$? Sì.

$$1 \leq f_2(n) \leq 3 \quad c = 1, \quad n_0 = 0$$

4.1.3 Limite asintotico stretto

Data $g(n)$, indichiamo con $\Theta(g(n))$ il *limite asintotico stretto*, definito come segue:

$$\Theta(g(n)) = \{f(n) \mid \exists c_1, c_2 > 0 \quad \exists n_0 (\in \mathbb{N}) \mid \forall n \geq n_0 \\ \Rightarrow c_1 \cdot g(n) \leq f(n) \leq c_2 \cdot g(n)\}$$



Esempi

$$\begin{aligned} f_1(n) &= 2n^2 + 5n + 3 = \Theta(n^2) \\ c_1 &= 1 \quad c_2 = 3 \quad n_0 = 6 \\ f_2(n) &= 2 + \sin(n) = \Theta(1) \\ c_1 &= 1 \quad c_2 = 3 \quad n_0 = 0 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} f_1(n) &\neq \Theta(n^3) \\ f_1(n) &= O(n^3) \\ f_1(n) &\neq \Omega(n^3) \end{aligned}$$

$$\Downarrow \\ \frac{f_1(n)}{n^3} \rightarrow 0$$

4.2 Metodo del limite

$$f(n), g(n) > 0 \quad \forall n$$

Se $\lim_{n \rightarrow +\infty} \frac{f(n)}{g(n)}$ esiste, allora:

1. Se $\lim_{n \rightarrow +\infty} \frac{f(n)}{g(n)} = k > 0$ allora $f(n) = \Theta(g(n))$.

$$\begin{aligned} \text{Infatti } \forall \varepsilon > 0 \exists n_0 : \forall n \geq n_0 \Rightarrow \left| \frac{f(n)}{g(n)} - k \right| \leq \varepsilon \\ \Rightarrow -\varepsilon \leq \frac{f(n)}{g(n)} - k \leq \varepsilon \end{aligned}$$

$$k - \varepsilon \leq \frac{f(n)}{g(n)} \leq k + \varepsilon$$

$$(k - \varepsilon)g(n) \leq f(n) \leq (k + \varepsilon)g(n) \quad \text{per } 0 < \varepsilon < k$$

2. Se $\lim_{n \rightarrow +\infty} \frac{f(n)}{g(n)} = 0$ allora $f(n) = O(g(n))$ e $f(n) \neq \Omega(g(n))$.
3. Se $\lim_{n \rightarrow +\infty} \frac{f(n)}{g(n)} = \infty$ allora $f(n) = \Omega(g(n))$ e $f(n) \neq O(g(n))$.

4.3 Alcune proprietà generali

- $f(n) = a_k n^k + a_{k-1} n^{k-1} + \dots + a_1 n + a_0 = \Theta(n^k)$
- $h \neq k \quad \Theta(n^h) \neq \Theta(n^k)$
- $a \neq b \quad \Theta(a^k) \neq \Theta(b^k)$
- $h \neq k \quad \Theta(a^{n+h}) = \Theta(a^{n+k})$
- $a \neq b \quad \Theta(\log_a n) = \Theta(\log_b n)$

In generale

$$O(1) \subseteq O(\log n) \subseteq O(n) \subseteq O(n \log n) \subseteq O(n^2) \subseteq \dots$$

Rivediamo **Insertion Sort** con le notazioni asintotiche:

$$T^{IS}(n) = O(n^2) \quad T_{max}^{IS}(n) = \Theta(n^2)$$

Vale anche la proprietà seguente:

$$\begin{aligned} 2n^k + \Theta(n^{k-1}) &= O(n^k) (\subseteq \Theta(n^k)) \\ &= \Theta(n^k) \quad \forall k > 0 \end{aligned}$$

5 Lezione del 09/03/2018

5.1 Complessità di un problema

Dato un problema¹ P ci sono (possono esserci) algoritmi che risolvono P . La **complessità** di P è la complessità dell'algoritmo di complessità più bassa che lo risolve.

Limite superiore per complessità di P Se A è un algoritmo per P con complessità $f(n)$, allora P è $O(f(n))$.

Vediamo un paio di esempi:

- Insertion Sort algoritmo di ordinamento $O(n^2)$;
- Merge Sort algoritmo di ordinamento $O(n \log n)$.

Limite inferiore per complessità di P Se ogni algoritmo che risolve P ha complessità $\Omega(f(n))$ allora P è $\Omega(f(n))$

$$\implies \text{ se } P \text{ è } O(f(n)) \text{ e } \Omega(f(n)) \Rightarrow P \text{ è } \Theta(f(n))$$

5.2 Esempio: limite inferiore per l'ordinamento basato su scambi

Def (inversione) Dato $A[1..n]$, una *inversione* è una coppia (i, j) con $i, j \in [1, n]$ con $i < j$ e $A[i] > A[j]$.

Operazione disponibile: $A[k] \leftrightarrow A[k+1]$ (scambio tra gli elementi in posizione k e $k+1$).

$$\begin{aligned} \#inv(A) &= \text{numero di inversioni di } A \\ &= \left| \{(i, j) \mid 1 \leq i < j \leq n \wedge A[i] > A[j]\} \right| \end{aligned}$$

1. A è ordinato sse $\#inv(A) = 0$;
2. A è ordinato in senso inverso sse

$$\sum_{j=2}^n j - 1 = \sum_{j=1}^{n-1} j = \frac{n(n-1)}{2}$$

Ossia, $\#inv(A)$ è massimizzato.

¹Relazione/funzione INPUT \rightarrow OUTPUT

Vediamo cosa succede alle coppie (i, j) e a $\#inv(A)$ nel caso avvenga uno scambio $A[k] \leftrightarrow A[k+1]$.

- $i, j \neq k$ e $i, j \neq k+1 \implies (i, j)$ è inversione prima sse è inversione dopo;
- $i = k, j = k+1$

$$\implies \begin{cases} A[k] < A[k+1] & +1 \text{ inversione} \\ A[k] = A[k+1] & \#inv(A) \text{ non cambia} \\ A[k] > A[k+1] & -1 \text{ inversione} \end{cases}$$

- $i = k$ oppure $i = k+1, j > k+1 \implies (k, j)$ è inversione prima sse $(k+1, j)$ è inversione dopo;
- $j = k$ oppure $j = k+1, i < k$, analogo al caso precedente.

Per concludere, possiamo dire che l'operazione $A[k] \leftrightarrow A[k+1]$ riduce $\#inv(A)$ al massimo di 1.

$$\implies \text{qualsunque algoritmo di ordinamento è } \Omega\left(\frac{n(n-1)}{2}\right) = \Omega(n^2)$$

Insertion Sort è “quasi” basato su scambi \Rightarrow è $O(n^2) \Rightarrow$ è $\Theta(n^2)$

5.3 Soluzione di ricorrenze

Abbiamo visto per Merge Sort la complessità nel modo seguente:

MERGE-SORT(A, p, r)

```

1  if  $p < r$ 
2       $q = \lfloor \frac{p+r}{2} \rfloor$ 
3      MERGE-SORT( $A, p, q$ )
4      MERGE-SORT( $A, q+1, r$ )
5      MERGE( $A, p, q, r$ ) // complessità  $an + b$ 
```

$$T^{MS}(n) = \begin{cases} c_0 & \text{se } n \leq 1 \\ T^{MS}(\lfloor \frac{n}{2} \rfloor) + T^{MS}(\lceil \frac{n}{2} \rceil) + an + b & \text{se } n > 1 \end{cases}$$

È stato tuttavia un approccio non molto preciso. Ci sono due metodi per risolvere precisamente i problemi di ricorrenza:

- *Metodo di sostituzione* (5.3.1);
- *Master Theorem* (7.1).

5.3.1 Metodo di sostituzione

Dato una ricorrenza, si può provare a “indovinare” la soluzione, oppure si può sviluppare l’*albero delle ricorrenze*:

- *radice*: chiamata di cui vogliamo la complessità;
- per ogni nodo:
 - costo della parte non ricorsiva;
 - un figlio per ogni chiamata.

Esempio

$$T(n) = \begin{cases} 4 & \text{se } n = 1 \\ 2T(\frac{n}{2}) + 6n & \text{se } n > 1 \end{cases}$$

In generale, si può benissimo trascurare il caso base per poter ottenere espressioni meno verbose, in questo caso otterremmo:

$$T(n) = 2T(\frac{n}{2}) + 6n$$

Per questa volta, facciamo il procedimento per intero. Proviamo a “indovinare” la soluzione¹. Assomiglia a **Merge Sort**, quindi ipotizziamo abbia una complessità con un andamento simile

$$T(n) = an \log n + bn + c$$

Facciamo la prova induttiva.

$$\begin{array}{ll} (n = 1) & T(1) = 4 \\ & = a \cdot 1 \cdot \log 1 + b \cdot 1 + c \quad (\log 1 = 0) \\ & = b + c \quad \text{ok se } b + c = 4 \\ (n > 1) & T(n) = 2T(\frac{n}{2}) + 6n \end{array}$$

¹In classe, è stato visto anche un esempio con un albero. Ho scelto di ometterlo per la poca praticità nel rappresentarlo in L^AT_EX.

Per ipotesi induttiva

$$T\left(\frac{n}{2}\right) = a\frac{n}{2} \cdot \log \frac{n}{2} + b\frac{n}{2} + c$$

Calcolo ora $T(n)$

$$\begin{aligned} T(n) &= an \log_2 \frac{n}{2} + bn + 2c + 6n = \\ &= an \log_2 n - an \log_2 2 + bn + 6n + 2c = \quad (\log_2 2 = 1) \\ &= an \log_2 n + n(b + 6 - a) + 2c = \\ &= an \log_2 n + bn + c \\ &\quad \Downarrow \end{aligned}$$

$$b + 6 - a = b \Rightarrow a = 6$$

$$2c = c \Rightarrow c = 0$$

$$b + c = 4 \Rightarrow b = 4$$

$$\begin{aligned} T(n) &= an \log n + bn + c \\ &= 6n \log n + 4n \end{aligned}$$

6 Lezione del 14/03/2018

Esercizio (importante)

$$\begin{aligned} T(n) &= 2T\left(\frac{n}{2}\right) + 6n \\ &= 2T\left(\frac{n}{2}\right) + \Theta(n) = \Theta(n \log n) \\ \text{vale } \exists c > 0 \exists n_0 : \forall n \geq n_0 \Rightarrow \Theta(n) &\leq cn \end{aligned}$$

Voglio dimostrare che

1. $T(n) = O(n \log n)$
 2. $T(n) = \Omega(n \log n)$
1. $T(n) = O(n \log n)$

significa che $\exists d > 0 \exists n_1 \in \mathbb{N} \mid T(n) \leq dn \log n \quad \forall n \geq n_1$

Dimostro per induzione $T(n) \leq dn \log n \quad \forall n \geq n_1$.

Ometto il caso base, poiché non è molto interessante (mi basterebbe aumentare ulteriormente d per avere un valore accettabile).

$$\begin{aligned} T(n) &\leq 2T\left(\frac{n}{2}\right) + cn & \text{ip. induttiva } T\left(\frac{n}{2}\right) &= d\frac{n}{2} \log \frac{n}{2} \\ &\leq 2 \cdot \frac{n}{2} d \log \frac{n}{2} + cn & \left(\log \frac{n}{2} &= \log n - \log 2\right) \\ &= dn \log n - dn \log 2 + cn \\ &= dn \log n - n(d \log 2 - c) \leq dn \log n \\ &\Rightarrow -n(d \log 2 - c) \leq 0 \\ n(d \log 2 - c) &\geq 0 \\ d \log 2 - c &\geq 0 \\ d &\geq \frac{c}{\log 2} \end{aligned}$$

2. $T(n) = \Omega(n \log n)$ è analoga.

$$\exists \delta > 0 : \forall n > n_0 \Rightarrow T(n) \geq \delta n \log n$$

Ho l'ipotesi induttiva $T(\frac{n}{2}) \geq \delta \frac{n}{2} \log \frac{n}{2}$

$$\begin{aligned} T(n) &\geq 2\delta \frac{n}{2} \log \frac{n}{2} + cn = \\ &= \delta n \log n - \delta n \log 2 + cn = \\ &= \delta n \log n + n(c - \delta \log 2) \geq \delta n \log n \\ &\text{Deve valere } c - \delta \log 2 \geq 0 \\ &\Rightarrow 0 < \delta \leq \frac{c}{\log 2} \end{aligned}$$

Esercizio $T(n) = T(\frac{n}{3}) + T(\frac{2n}{3}) + \Theta(n)$ ($\Theta(n) \leq c \cdot n$)

Ipotizzo un andamento simile a Merge Sort: $\Theta(n \log n)$. Dimostro:

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

2. $T(n) = \Omega(n \log n)$

1. $T(n) = \Omega(n \log n)$

$$\exists d > 0 : \forall n > n_0 \Rightarrow T(n) \leq dn \log n$$

Ometto il caso base. L'ipotesi induttiva è la seguente:

$$T(n) \leq d \frac{n}{3} \log \frac{n}{3} + d \frac{2n}{3} \log \frac{2n}{3} + cn$$

Procedo con i calcoli ...

$$\begin{aligned} T(n) &\leq T\left(\frac{n}{3}\right) + T\left(\frac{2n}{3}\right) + cn \\ &\leq d \frac{n}{3} \log \frac{n}{3} + \frac{2n}{3} \log \frac{2n}{3} = \\ &= \frac{dn}{3} \left(\log n - \log 3 \right) + d \frac{2n}{3} \left(\log n - \log \frac{2}{3} \right) + cn = \\ &= dn \log n - \frac{dn}{3} \left(\log 3 - 2 \log \frac{2}{3} \right) + cn = \\ &= dn \log n - \frac{dn}{3} \left(\log 3 - \log \frac{4}{9} \right) + cn = \\ &= dn \log n - n \left(\frac{d}{3} \log \frac{27}{4} - c \right) \leq dn \log n \\ &\quad \frac{d}{3} \log \frac{27}{4} - c \geq 0 \\ &\Rightarrow d \geq \frac{3c}{\log \frac{27}{4}} \quad \left(\log \frac{27}{4} > 1 \text{ poiché } \arg > 1 \right) \end{aligned}$$

2. $T(n) = \Omega(n \log n)$ è analoga

$$\exists \delta > 0 : \forall n > n_0 \Rightarrow T(n) \geq \delta n \log n$$

L'ipotesi induttiva è la seguente:

$$T(n) \geq \delta \frac{n}{3} \log \frac{n}{3} + \delta \frac{2n}{3} \log \frac{2n}{3} + cn$$

Calcoli ...

$$\begin{aligned} T(n) &\geq T\left(\frac{n}{3}\right) + T\left(\frac{2n}{3}\right) + cn \\ &\geq \delta \frac{n}{3} \log \frac{n}{3} + \frac{2n}{3} \log \frac{2n}{3} = \\ &= \delta \frac{n}{3} \left(\log n - \log 3 \right) + \delta \frac{2n}{3} \left(\log n - \log \frac{2}{3} \right) + cn = \\ &= \delta n \log n + \frac{\delta n}{3} \left(-\log 3 + 2 \log \frac{2}{3} \right) + cn = \\ &= \delta n \log n + \frac{\delta n}{3} \left(-\log 3 + \log \frac{4}{9} \right) + cn = \\ &= \delta n \log n + n \left(-\frac{\delta}{3} \log \frac{27}{4} + c \right) \geq \delta n \log n \\ &\quad - \frac{\delta}{3} \log \frac{27}{4} + c \geq 0 \\ &\Rightarrow 0 < \delta \leq \frac{3c}{\log \frac{27}{4}} \end{aligned}$$

7 Lezione del 15/03/2018

7.1 Master Theorem

Dato un problema con **size** n , vogliamo dividerlo in a sottoproblemi con **size** $\frac{n}{b}$. Otteniamo la seguente ricorrenza (ricordiamo che il caso base è omesso per semplicità):

$$T(n) = a \cdot T\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$$

con $a \geq 1$, $b > 1$, allora possiamo confrontare

- $f(n)$;
- $n^{\log_b a}$.

Tre possibili casi:

1. Se $f(n) = O(n^{\log_b a - \varepsilon})$ per qualche $\varepsilon > 0$, allora

$$T(n) = \Theta(n^{\log_b a})$$

2. Se $f(n) = \Theta(n^{\log_b a})$ allora

$$T(n) = \Theta(n^{\log_b a} \cdot \log n)$$

3. Se $f(n) = \Omega(n^{\log_b a} + \varepsilon)$ per qualche $\varepsilon > 0$, e vale la *regolarità*

$$\exists 0 < k < 1 \text{ tale che } a \cdot f\left(\frac{n}{b}\right) \leq k \cdot f(n)$$

allora

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

Breve “dimostrazione” sul perchè $n^{\log_b a}$

$$T(n) = f(n) + af\left(\frac{n}{b}\right) + a^2f\left(\frac{n}{b^2}\right) + \dots + a^{\log_b n}f\left(\frac{n}{b^{\log_b n}}\right) + c \cdot a^{\log_b n}$$

$$a^{\log_b n} = (b^{\log_b a})^{\log_b n} = (b^{\log_b n})^{\log_b a} = n^{\log_b a}$$

$$\text{Nota bene: } af\left(\frac{n}{b}\right) \leq k \cdot f(n) \text{ con } k < 1$$

Vediamo ora i casi in cui sarà possibile finire, e le conclusioni legate ad essi.

A)

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{n^{\log_b a}} = l (> 0) \neq \infty$$

$$\text{Caso 2} \Rightarrow T(n) = \Theta(n^{\log_b a} \cdot \log n)$$

B)

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{n^{\log_b a}} = 0$$

Potrei essere nel *Caso 1* \Rightarrow se $\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{n^{\log_b a - \varepsilon}} = l \neq \infty$ ($\varepsilon > 0$)

$$\Rightarrow T(n) = \Theta(n^{\log_b a})$$

C)

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{n^{\log_b a}} = \infty \quad \& \quad \exists \varepsilon > 0 : \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{n^{\log_b a + \varepsilon}} = l \neq 0$$

$$\& \text{Regolarità} \Rightarrow \text{Caso 3: } T(n) = \Theta(f(n))$$

7.1.1 Esercizi (Master Theorem)

- $T^{MS} = 2T\left(\frac{n}{2}\right) + a'n + b'$

Abbiamo (rispetto alla forma $T(n) = a \cdot T\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$)

$$a = 2, \quad b = 2$$

$$f(n) = a'n + b' \quad n^{\log_2 2} = n$$

È chiaro che le due funzioni hanno lo stesso andamento (di ordine $\Theta(n)$):

$$a'n + b' = \Theta(n)$$

$$\text{Caso 2} \Rightarrow T(n) = \Theta\left(n^{\log_2 2} \log n\right) = \Theta(n \log n)$$

- $T(n) = 5T\left(\frac{n}{2}\right) + 2n^2 + n \log n$

Abbiamo (rispetto alla forma $T(n) = a \cdot T\left(\frac{n}{b}\right) + f(n)$)

$$a = 5, \quad b = 2$$

$$f(n) = n^2 + n \log n \quad n^{\log_2 5} \quad (\log_2 5 > 2)$$

$$0 < \varepsilon < \log_2 5 - 2 \Rightarrow \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{2n^2 + n \log n}{n^{\log_2 5 - \varepsilon}} = 0 \Rightarrow f(n) = O(n^{\log_2 5})$$

$$\text{Caso 1} \Rightarrow T(n) = \Theta(n^{\log_2 5})$$

- $T(n) = 5T(\frac{n}{2}) + n^3$ per esercizio.
- $T(n) = 5T(\frac{n}{2}) + n^3 \log n$

Abbiamo

$$\begin{aligned} a &= 5, \quad b = 2 \\ f(n) &= n^3 \log n \quad n^{\log_2 5} \quad (\log_2 5 < 3) \\ 0 < \varepsilon < 3 - \log_2 5 &\Rightarrow \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{n^3 \log n}{n^{\log_2 5 + \varepsilon}} = \infty \end{aligned}$$

Possibile caso 3. *Regolarità?*

$$\begin{aligned} af\left(\frac{n}{b}\right) &\leq kf(n) \quad \text{per } 0 < k < 1 \text{ opportuno} \\ 5\left(\frac{n}{2}\right)^3 \log \frac{n}{2} &= \frac{5}{8}n^3 \log \frac{n}{2} \leq \frac{5}{8}n^3 \log n \leq kn^3 \log n \quad \text{per } 0 < k \leq \frac{5}{8} < 1 \\ &\Downarrow \\ \text{Caso 3: } T(n) &= \Theta(f(n)) = \Theta(n^3 \log n) \end{aligned}$$

- $T(n) = 27T(\frac{n}{3}) + n^3 \log n$

$$\begin{aligned} f(n) &= n^3 \log n \quad n^{\log_3 27} \quad (\log_3 27 = 3) \\ \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{n^3 \log n}{n^{3+\varepsilon}} &= +\infty \quad \forall \varepsilon > 0, \text{ non possiamo dimostrare } 3 \\ &\Rightarrow \text{Non siamo in nessun caso del Master Theorem.} \end{aligned}$$

Anche valutando la *regolarità*, ricadiamo in un assurdo. Dobbiamo dimostrare che $af(\frac{n}{b}) < kf(n)$ per qualche $k > 0$

$$\begin{aligned} 27\left(\frac{n}{3}\right)^3 \log \frac{n}{3} &= n^3(\log n - \log 3) \not\leq kn^3 \log n \quad \text{per nessun } k > 0 \\ \text{Infatti } \frac{(\log n - \log 3)n^3}{n^3 \log n} &\rightarrow 1 \end{aligned}$$

(Posso usare il Metodo di Sostituzione)

$$T(n) = 27T\left(\frac{n}{3}\right) + n^3 \log n$$

Costruiamo l'albero delle ricorrenze:

• *radice*: costo $n^3 \log n$;

- ogni nodo ha 27 figli.
- ◇ i 27 figli del primo livello hanno costo $(\frac{n}{3})^3 \log \frac{n}{3}$;
- ◇ i 27^2 figli del secondo livello hanno costo $(\frac{n}{9})^3 \log \frac{n}{9}$;
- ◇ ...
- ◇ le 27^n foglie terminali hanno costo $O(1)$.

$$\begin{aligned}
 T(n) &= \sum_{j=0}^{\log_3 n} n^3 \log \frac{n}{3^j} = n^3 \sum_{j=0}^{\log_3 n} (\log n - j \log 3) + cn = \\
 &= n^3 (\log n)^2 - n^3 \log 3 \sum_{j=0}^{\log_3 n} j + cn \quad \left(\sum_{j=0}^{\log_3 n} j \cong (\log_3 n)^2 \right)
 \end{aligned}$$

$$T(n) = 27T\left(\frac{n}{3}\right) + n^3 \log n$$

$$T(n) = \Theta(n^3 (\log n)^2) \quad \text{ipotesi ricavata}$$

Devo dimostrare che valgono le seguenti condizioni:

$$T(n) = \Omega(n^3 (\log n)^2)$$

$$1. T(n) = O(n^3 (\log n)^2)$$

$$T(n) \leq c \cdot n^3 (n^3 (\log n)^2) \quad c > 0$$

$$T(n) = 27T\left(\frac{n}{3}\right) + n^3 \log n$$

$$\begin{aligned}
 &\left(\text{ipotesi induttiva } T\left(\frac{n}{3}\right) \leq c \cdot \left(\frac{n}{3}\right)^3 \left(\log \frac{n}{3}\right)^2 \right) \\
 &\leq 27c \left(\frac{n}{3}\right)^3 \left(\log \frac{n}{3}\right)^2 + n^3 \log n = \\
 &= \frac{27cn^3}{27} (\log n - \log 3)^2 + n^3 \log n = \\
 &= cn^3 \left((\log n)^2 - 2 \log 3 \log n + (\log 3)^2 \right) + n^3 \log n = \\
 &= cn^3 (\log n)^2 - n^3 \left(\log n (2c \log 3 - 1) - c(\log 3)^2 \right) \\
 &\leq cn^3 (\log n)^2
 \end{aligned}$$

Per un n abbastanza grande, vale la disuguaglianza con un opportuno valore di c :

$$c > \frac{1}{2 \log 3}$$

$$2. \ T(n) = \Omega(n^3(\log n)^2)$$

$$\begin{aligned} \exists d > 0 : T(n) &\geq dn^3(\log n)^2 \\ &\geq 27\left(\frac{n}{3}\right)^3 \left(\log \frac{n}{3}\right)^2 + n^3 \log n \\ &= \dots = dn^3(\log n)^2 - n^3 \left(\log n(2d \log 3 - 1) - d(\log 3)^2 \right) \\ &\geq dn^3(\log n)^2 \end{aligned}$$

Per un n abbastanza grande, vale la disuguaglianza con un opportuno valore di d :

$$2d \log 3 - 1 < 0 \quad \text{ok per } 0 < d < \frac{1}{2 \log 3}$$

Appendices

A Raccolta algoritmi

A.1 Insertion Sort

Per approfondire, vedi la sezione 1.4

INSERTION-SORT(A)

```
1   $n = A.length$ 
2  for  $j = 2$  to  $n$  // il primo elemento è già ordinato
3       $key = A[j]$  //  $A[1..j-1]$  ordinato
4       $i = j - 1$ 
5      while  $i > 0$  and  $A[i] > key$ 
6           $A[i+1] = A[i]$ 
7           $i = i - 1$ 
8       $A[i+1] = key$ 
```

A.2 Merge Sort

Vedi la sezione 2.4

MERGE-SORT(A, p, r)

```
1  if  $p < r$ 
2       $q = \lfloor \frac{p+r}{2} \rfloor$  // arrotondato per difetto
3      MERGE-SORT( $A, p, q$ ) // ordina  $A[p..q]$ 
4      MERGE-SORT( $A, q+1, r$ ) // ordina  $A[q+1..r]$ 
5      MERGE( $A, p, q, r$ ) // "Merge" dei due sotto-array
```

MERGE(A, p, q, r)

```

1   $n1 = q - p + 1$  // gli indici partono da 1
2   $n2 = r - q$ 
   // L sotto-array sx, R sotto-array dx
3  for  $i = 1$  to  $n1$ 
4       $L[i] = A[p + i - 1]$ 
5  for  $j = 1$  to  $n2$ 
6       $R[j] = A[q + j]$ 
7   $L[n1 + 1] = R[n2 + 1] = \infty$ 
8   $i = j = 1$ 
9  for  $k = p$  to  $r$ 
10     if  $L[i] \leq R[j]$ 
11          $A[k] = L[i]$ 
12          $i = i + 1$ 
13     else //  $L[i] > R[j]$ 
14          $A[k] = R[j]$ 
15          $j = j + 1$ 

```

A.3 Insertion Sort ricorsivo

INSERTION-SORT(A, j)

```

1  if  $j < 1$ 
2      INSERTION-SORT( $A, j - 1$ ) // ordina  $A[1..j-1]$ 
3      INSERT( $A, j$ ) // inserisce  $A[j]$  in modo ordinato in  $A$ 

```

INSERT(A, j)

```

   // Precondizione:  $A[1..j-1]$  è ordinato
1  if ( $j > 1$ ) and ( $A[j] < A[j - 1]$ )
2       $A[j] \leftrightarrow A[j - 1]$  // scambia le celle  $j$  e  $j-1$ 
   // se le celle sono state scambiate, ordina
   // il nuovo sottoarray  $A[1..j-1]$ 
3      INSERT( $A, j - 1$ )

```

A.3.1 Correttezza di Insertion-Sort(A, j)

Procediamo per induzione:

($j \leq 1$) Caso base. Array già ordinato, non faccio nulla \Rightarrow ok;

($j > 1$) Per ipotesi induttiva, la chiamata INSERTION-SORT($A, j-1$) ordina $A[1..j-1]$. Assumendo la correttezza di INSERT($A, j-1$), esso “inserisce” $A[j]$ \Rightarrow produce $A[1..j]$ ordinato.

A.3.2 Correttezza di `Insert(A, j)`

Anche qui, dimostrazione per induzione:

($j = 1$) Caso base. `A[1]` da inserire nell'array vuoto. Non fa nulla \Rightarrow ok;

($j > 1$) Due sottocasi:

- $A[j] \geq A[j-1]$: non faccio nulla, `A[1..j]` già ordinato;
- $A[j] < A[j-1]$: scambio le chiavi delle due celle. Il nuovo `A[j]` sarà sicuramente maggiore di qualsiasi altro elemento che lo precede, poiché, per preconditione di `Insert`, `A[1..j-1]` era ordinato, e dato che valeva $A[j-1] \geq A[j]$, il nuovo `A[j]` (che è il precedente `A[j-1]`) sarà sicuramente l'elemento con il valore più alto. Dopodichè, chiamo `Insert(A, j-1)` per ordinare la cella `A[j-1]`.

A.4 CheckDup

Algoritmo che verifica la presenza di duplicati in `A[p..r]` e, solo se non ci sono, ordina l'array.

Se `A[p..q]` e `A[q+1..r]` ordinati e privi di duplicati:

- Se `A[p..r]` non contiene duplicati, ordina e restituisce **false**;
- altrimenti, restituisce **true**.

`CHECK-DUP(A, p, r)`

```
1  if  $p < r$ 
2       $q = \lfloor \frac{p+r}{2} \rfloor$  // arrotondato per difetto
3      return CHECK-DUP( $A, p, q$ )
4          or CHECK-DUP( $A, q+1, r$ )
5          or DMERGE( $A, p, q, r$ )
```

DMERGE(A, p, q, r)

```

1   $n1 = q - p + 1$  // gli indici partono da 1
2   $n2 = r - q$ 
   // L sotto-array sx, R sotto-array dx
3  for  $i = 1$  to  $n1$ 
4       $L[i] = A[p + i - 1]$ 
5  for  $j = 1$  to  $n2$ 
6       $R[j] = A[q + j]$ 
7   $L[n1 + 1] = R[n2 + 1] = \infty$ 
8   $i = j = 1$ 
9  while ( $k \leq p$ ) and ( $L[i] \neq R[j]$ )
10     if  $L[i] < R[j]$ 
11          $A[k] = L[i]$ 
12          $i = i + 1$ 
13     else //  $L[i] > R[j]$ 
14          $A[k] = R[j]$ 
15          $j = j + 1$ 
16      $k = k + 1$ 
17 return  $k \leq r$ 

```

A.4.1 Correttezza di DMerge(A,p,q,r)

- $A[p..k-1]$ è ordinato, contiene $L[1..i-1] \cup R[1..j-1]$;
- $A[p..k-1] < L[1..n1], R[1..n2]$.

A.5 SumKey

Dato $A[1..n]$ e key intera, Sum(A, key) restituisce:

- **true** se $\exists i, j \in [1, n] : key = A[i] + A[j]$;
- **false** altrimenti.

Vediamo una prima versione, non efficiente, dell'algoritmo. Ha complessità $O(n^2)$.

SUMB(A, key)

```

1   $n = A.length$ 
2   $i = j = 1$ 
3  while ( $i \leq n$ ) and ( $A[i] + A[j] \neq key$ )
4      if  $j = n$ 
5           $i = i + 1$ 
6      else
7           $j = j + 1$ 
8  return  $i \leq n$ 

```

Ecco ora una versione più efficiente, che però richiede un **sorting** preventivo, che quindi causa *side effect*. Si assume un algoritmo di sorting con complessità $O(n \log n)$. Con questa premessa, la ricerca della coppia di valori ha complessità $O(n)$ nel caso peggiore. Nel complesso, vale quindi:

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

SUM(A, key)

```

1   $n = A.length$ 
2  SORT( $A$ ) // complessità  $O(n \log n)$ 
3   $i = 1, j = n$ 
4  while ( $i \leq j$ ) and ( $A[i] + A[j] \neq key$ )
5      if  $A[i] + A[j] < key$ 
6           $i = i + 1$ 
7      else
8           $j = j - 1$ 
9  return  $i \leq j$ 

```

A.5.1 Correttezza di Sum(A, key)

Valgono i seguenti invarianti:

- (1) $\forall h \in [1, i - 1], \forall k \in [h, n] \Rightarrow A[h] + A[k] \neq key$
- (2) $\forall k \in [j + 1, n], \forall h \in [1, k] \Rightarrow A[k] + A[h] \neq key$

Supponiamo di trovarci in $A[i] + A[j] < key$

→ incremento i ;

(1) **non** cambia;

(2) (vogliamo dimostrare) $\forall k \in [i, n] \quad A[i] + A[k] \neq key$.

Distinguiamo 2 casi.

A. Raccolta algoritmi

· Siccome vale $A[k] \leq A[j]$, allora

$$A[i] + A[k] \leq A[i] + A[j] > key$$

· $k \in [j + 1, n]$ quindi

$$A[i] + A[k] \neq key \text{ per (2)}$$

Se esco perché $i > j$, **non** c'è una soluzione poiché

$$(1) + (2) \Rightarrow \forall h \leq k \quad A[h] + A[k] \neq key$$

Presetiamo ora una terza soluzione, che però richiede un costo in memoria direttamente proporzionale al valore *max* (che chiameremo *top*) dell'array considerato, poiché richiede di allocare un array V di booleani di dimensione dipendente da *top*, in cui il valore $A[i]$ corrisponde alla cella $V[A[i]]$. Assumiamo

$$A[i] \geq 0 \quad \forall i \in [i, n], \quad key \leq top$$

$$V[v] = \text{true} \text{ sse } \exists i : A[i] = v$$

SUMV(A, key)

```

1   $V[0 \dots key] \leftarrow \text{FALSE}$  //  $\Theta(key) = O(top) = O(1)$ 
2   $i = 1$ 
3   $found = \text{FALSE}$ 
4  while ( $i \leq n$ ) and not found
5      if  $A[i] \leq key$ 
6           $V[A[i]] = \text{TRUE}$ 
7           $found = V[key - A[i]]$ 
8       $i = i + 1$ 
9  return  $found$ 
```

Complessità:

- $O(n)$ se *top* costante;
- $O(n \cdot key)$ altrimenti.

B Esercizi

B.1 Ricorrenze

- $T(n) = aT(n-1) + b \quad a, b > 1$
 - *radice*: costo b ;
 - la radice ha a figli di costo b ;
 - ...
 - foglie terminali $O(1)$.

Esplicitando il caso base della ricorrenza otteniamo:

$$T(n) = \begin{cases} c & n = 0 \\ aT(n-1) + b & n > 0 \end{cases}$$

$$\begin{aligned} T(n) &= b + ab + a^2b + \dots + a^{n-1}b + a^nc \\ &= b \sum_{j=0}^{n-1} a^j + a^nc \quad (\text{dimostrare per induzione}) \end{aligned}$$

$$(a = 1) \quad T(n) = nb + c = \Theta(n)$$

$$(a < 1) \quad T(n) = \frac{1-a^n}{1-a} \cdot b + a^nc = \Theta(1)$$

$$(\text{valgono } \frac{1-a^n}{1-a} \leq \frac{1}{1-a}, \quad a^nc < c)$$

$$(a > 1) \quad T(n) = \frac{a^n-1}{a-1}b + a^nc = \Theta(a^n)$$