

Analisi – Ordinamento funzioni

Ordinare le seguenti funzioni in accordo alla loro complessità asintotica. Si scriva $f(n) < g(n)$ se $O(f(n)) \subset O(g(n))$. Si scriva $f(n) = g(n)$ se $O(f(n)) = O(g(n))$, ovvero se $f(n) = \Theta(g(n))$.

$$f_1(n) = 2^{n+2}$$

$$f_2(n) = \log^2 n$$

$$f_3(n) = \log_n(n \cdot (\sqrt{n})^2) + \frac{1}{n^2}$$

$$f_4(n) = 3n^{0.5}$$

$$f_5(n) = 16^{n/4}$$

$$f_6(n) = 2\sqrt{n} + 4n^{1/4} + 8n^{1/8} + 16n^{1/16}$$

$$f_7(n) = \sqrt{(\log n)(\log n)}$$

$$f_8(n) = \frac{n^3}{(n+1)(n+3)}$$

$$f_9(n) = 2^n$$

Ricorrenza $2T(n/8) + 2T(n/4) + n$

Trovare un limite asintotico superiore e un limite asintotico inferiore alla seguente ricorrenza, facendo uso del metodo di sostituzione:

$$T(n) = \begin{cases} 1 & n \leq 1 \\ 2T(n/8) + 2T(n/4) + n & n > 1 \end{cases}$$

Ricorrenza

Trovare i limiti superiore e inferiori più stretti possibili per la seguente equazione di ricorrenza:

$$T(n) = \begin{cases} 2T(\lfloor n/2 \rfloor) + 4T(\lfloor n/4 \rfloor) + 15T(\lfloor n/8 \rfloor) + n^2 & n > 8 \\ 1 & n \leq 8 \end{cases}$$

Analisi – Algoritmo di selezione deterministico

Si consideri la seguente equazione di ricorrenza:

$$T(n) = \begin{cases} T(\lfloor n/5 \rfloor) + T(\lfloor 7n/10 \rfloor) + \frac{11}{5}n & n > 1 \\ 1 & n \leq 1 \end{cases}$$

Individuare limiti inferiori e superiori tramite il metodo di sostituzione.

Analisi – MergeSortK

Si supponga di scrivere una variante di MergeSort chiamata MergeSortK che, invece di suddividere l'array da ordinare in 2 parti, lo suddivide in K parti, ri-ordina ognuna di esse applicando ricorsivamente MergeSortK, e le riunifica usando un'opportuna variante MergeK di Merge, che fonde K sottoarray invece di 2. Come cambia, se cambia, la complessità temporale di MergeSortK rispetto a quella di MergeSort?

Spoiler alert!

Analisi – Ordinamento funzioni

Le funzioni da ordinare:

$$f_1(n) = 2^{n+2} = 4 \cdot 2^n = \Theta(2^n)$$

$$f_2(n) = \log^2 n = \Theta(\log^2 n)$$

$$f_3(n) = \log_n(n \cdot (\sqrt{n})^2) + \frac{1}{n^2} = (\log_n n^2) + 1/n^2 = 2 + 1/n^2 = \Theta(1)$$

$$f_4(n) = 3n^{0.5} = \Theta(n^{1/2})$$

$$f_5(n) = 16^{n/4} = (2^4)^{n/4} = 2^{4n/4} = \Theta(2^n)$$

$$f_6(n) = 2\sqrt{n} + 4n^{1/4} + 8n^{1/8} + 16n^{1/16} = \Theta(n^{1/2})$$

$$f_7(n) = \sqrt{(\log n)(\log n)} = \Theta(\log n)$$

$$f_8(n) = \frac{n^3}{(n+1)(n+3)} = \Theta(n)$$

$$f_9(n) = 2^n = \Theta(2^n)$$

Una volta stabilito l'ordine Θ delle funzioni, è abbastanza semplice stabilire l'ordine corretto:

$$f_3 < f_7 < f_2 < f_4 = f_6 < f_8 < f_1 = f_5 = f_9$$

Ricorrenza $2T(n/8) + 2T(n/4) + n$

$$T(n) = \begin{cases} 1 & n \leq 1 \\ 2T(n/8) + 2T(n/4) + n & n > 1 \end{cases}$$

È facile dimostrare che ovviamente, la funzione $T(n)$ è $\Omega(n)$; infatti,
$$T(n) = 2T(n/8) + 2T(n/4) + n \geq n \geq c_1 n$$

per $c_1 \leq 1$. Non è necessario dimostrare il caso base, perché abbiamo rimosso gli elementi ricorsivi e quindi non abbiamo bisogno di induzione.

Ricorrenza $2T(n/8) + 2T(n/4) + n$

$$T(n) = \begin{cases} 1 & n \leq 1 \\ 2T(n/8) + 2T(n/4) + n & n > 1 \end{cases}$$

Una prima osservazione che si potrebbe fare per “indovinare” un limite superiore è la seguente:

$$\begin{aligned} T(n) &= 2T(n/8) + 2T(n/4) + n \\ &\leq 2T(n/4) + 2T(n/4) + n \\ &\leq 4T(n/4) + n \end{aligned}$$

In base a questo risultato, il master theorem dice che $T(n) = O(n \log n)$.

Ricorrenza $2T(n/8) + 2T(n/4) + n$

$$T(n) = \begin{cases} 1 & n \leq 1 \\ 2T(n/8) + 2T(n/4) + n & n > 1 \end{cases}$$

A questo punto, non ci resta che vedere quale dei due risultati ($\Omega(n)$ e $O(n \log n)$) è stretto. Proviamo con $O(n)$.

Ipotesi induttiva: $\forall k < n : T(k) \leq ck$. Proviamo che il risultato è valido anche per n .

$$\begin{aligned} T(n) &= 2T(n/8) + 2T(n/4) + n \\ &\leq 2cn/8 + 2cn/4 + n \\ &= 3/4cn + n \\ &\leq cn \end{aligned}$$

L'ultima disequazione è vera se $3/4c + 1 \leq c$, ovvero se $c \geq 4$.

Analisi – MergeSortK

La funzione di ricorrenza per MergeSortK è la seguente:

$$T(n) = \begin{cases} k(T(n/k)) + O(kn) & n > 1 \\ 1 & n = 1 \end{cases}$$

Un modo per implementare MergeK consiste nel trovare il minimo dei k valori, presenti, operazione che ha complessità $O(k)$. Ripetendo l'operazione n volte, la complessità di MergeK è pari a $O(kn)$.

Calcolando $\alpha = \log_k k = 1$ e confrontandolo con n^1 , è possibile vedere che il costo di MergeSortK è $O(kn \log n)$. Per valori costanti di k , questo corrisponde a $O(n \log n)$.