

Esercizio 1

La complessità è rappresentata dalla seguente equazione di ricorrenza:

$$T(n) = \begin{cases} 3T(\frac{2}{3}n) + 1 & n > 6 \\ 1 & n \leq 6 \end{cases}$$

Utilizzando il teorema delle ricorrenze lineari con partizione bilanciata, si ottiene che $a = 3$, $b = 3/2$, da cui $\alpha = \log_{3/2} 3$; inoltre, $\beta = 0$. Siamo quindi nel caso $T(n) = n^\alpha$.

Non avete una calcolatrice e non sapete quanto sia $\log_{3/2} 3$? E' semplice: $(\frac{3}{2})^2 = \frac{9}{4} < 3$, mentre $(\frac{3}{2})^3 = \frac{27}{8} > 3$. Quindi α è compreso fra 2 e 3, e quindi questo algoritmo è addirittura peggiore di Insertion Sort. Il prof. Sortino non finirà nel mio libro.

Per rispondere alla domanda sulla correttezza dell'algoritmo, ragioniamo in maniera induttiva. Per tutti i valori di $n \leq 6$, utilizziamo Insertion Sort quindi l'algoritmo è corretto.

Supponiamo ora di aver dimostrato che l'algoritmo funziona correttamente per tutti i valori $n' < n$, e cerchiamo di dimostrarlo per n . Affinché $2\lceil n/3 \rceil < n$, è sufficiente che $2(n/3 + 1) < n$, ovvero che $\frac{2}{3}n + 2 < n$, ovvero che $n > 6$ (da cui il nostro algoritmo). Quindi le varie chiamate ricorsive producono ordinamenti corretti sui valori a cui sono applicati.

Dopo il primo e il secondo ordinamento, tutti i valori nel terzo terzile sono correttamente ordinati. Infatti, si consideri un valore che apparterebbe al terzo terzile ma si trova inizialmente nel primo. Dopo il primo ordinamento, si troverà necessariamente nel secondo; altrimenti, esisterebbero più di un terzo di elementi maggiori di esso, ma questo è assurdo in quanto appartiene al terzo terzile ordinato. Dopo il secondo ordinamento, qualunque valore appartenente al terzo terzile che si trova nel secondo terzile viene spostato nel terzo terzile.

Il terzo ordinamento serve quindi a ordinare i primi due terzili, che contengono solo valori minori del terzo terzile. Il vettore così risultante è ordinato.

Esercizio 2

Consideriamo i punti *come se* fossero ordinati e calcoliamo la distanza fra tutte le $n - 1$ coppie di punti consecutivi. Se per assurdo tutte le distanze fossero maggiori di d , allora $\max(A) - \min(A) > (n - 1)d$, il che contraddice la definizione di d .

Per individuare una coppia, dividiamo la retta reale fra $\max(A)$ e $\min(A)$ in $n - 1$ "caselle" di dimensione d ; utilizzando un meccanismo simile a PigeonHole Sort, memorizziamo i punti a seconda di dove si trovano lungo la retta. La prima volta che due punti vengono assegnati alla stessa casella, hanno una distanza necessariamente inferiore a d .

(integer, integer) closePoints(real[] A, integer n)

```

integer[] B ← new real[0...n-2]
for i ← 0 to n-2 do B[i] ← ⊥
integer min ← min(A)
integer max ← max(A)
real d ← (max - min)/(n-1)
for i ← 1 to n do
    integer j ← ⌊(A[i] - min)/d⌋
    if B[j] = ⊥ then
        | B[j] ← i
    else
        | return (B[j], i)

```

La complessità è ovviamente $O(n)$, in quanto sono presente due soli cicli non annidati limitati da n .

Esercizio 3

Utilizziamo una matrice $M[1 \dots n][1 \dots n]$ per memorizzare, in $M[i, j]$, la dimensione del massimo quadrato il cui angolo alto/sinistro si trova nella cella i, j .

Tutte le celle i, j che hanno valore $A[i, j] = 0$ hanno una dimensione massima pari a 0. Per le celle pari a 1, se si trovano sui bordi basso ($i = n$) o destro ($j = n$) hanno un valore pari a 1. Altrimenti, per fare un quadrato di dimensione k a partire da i, j è necessario che esistano quadrati di dimensione almeno $k - 1$ nelle celle sotto $(i + 1, j)$, sotto a destra $(i + 1, j + 1)$ e a destra $(i, j + 1)$; prendiamo quindi il valore minimo fra queste celle e sommiamo 1.

$$M[i, j] = \begin{cases} 0 & A[i, j] = \mathbf{false} \\ 1 & A[i, j] = \mathbf{true} \wedge i = n \vee j = n \\ \min\{A[i+1, j], A[i+1, j+1], A[i, j+1]\} + 1 & \text{altrimenti} \end{cases}$$

E' possibile calcolare M con due cicli annidati; il risultato è dato quindi dal valore massimo memorizzato in M .

```

integer maxSquare(boolean[][]  $A$ , integer  $n$ )


---


integer[][]  $M \leftarrow$  new integer[1... $n$ ][1... $n$ ]
for  $i \leftarrow 1$  to  $n$  do
   $M[i, n] \leftarrow A[i, n]$ 
   $M[n, i] \leftarrow A[n, i]$ 
for  $i \leftarrow n - 1$  downto 1 do
  for  $j \leftarrow n - 1$  downto 1 do
    if  $A[i, j] = 0$  then
       $M[i, j] \leftarrow 0$ 
    else
       $M[i, j] \leftarrow \min(A[i+1, j], A[i+1, j+1], A[i, j+1]) + 1$ 
return  $\max(A, n)$ 

```

% Ritorna il valore massimo contenuto nella matrice, $O(n^2)$

La complessità di questo algoritmo è ovviamente $O(n^2)$. L'esecuzione sulla matrice di esempio del compito dà origine alla seguente matrice M , in cui si possono notare due celle da cui può avere origine un quadrato 4×4 :

```

1 0 1 0 1 0 0
1 0 4 3 2 1 0
0 1 4 3 2 1 0
0 0 3 3 2 1 0
2 2 2 2 2 1 0
1 1 1 1 1 1 0

```

Esercizio 4

Per quanto riguarda le foglie, esse hanno una lunghezza di sequenza pari ad 1. Nei nodi interni, bisogna verificare se il valore contenuto nei figli è maggiore di quello contenuto nel nodo stesso (sequenza crescente). Se questo avviene, prendiamo la sequenza più lunga e sommiamo 1.

```

integer longestSequence(TREE  $t$ )


---


integer  $max \leftarrow 1$ 
if  $t.left \neq \mathbf{nil}$  and  $t.left.key > t.key$  then
   $max \leftarrow \max(max, \text{longestSequence}(t.left) + 1)$ 
if  $t.right \neq \mathbf{nil}$  and  $t.right.key > t.key$  then
   $max \leftarrow \max(max, \text{longestSequence}(t.right) + 1)$ 
return  $max$ 

```

Il costo è quella di una visita, $O(n)$.