

Esercizio A1 – Complessità – Punti ≥ 4

È facile vedere che $T(n) = \Omega(n)$, a causa della parte non ricorsiva. Proviamo quindi a dimostrare che $T(n) = O(n)$:

- Caso base: Per $n = 1$, $T(1) = 1 \leq c - b$, ovvero $c \geq b + 1$;
- Ipotesi induttiva: $T(n') \leq cn', \forall n' < n$;
- Passo induttivo:

$$\begin{aligned}
 T(n) &= T\left(\frac{1}{10}n\right) + T\left(\frac{5}{6}n\right) + T\left(\frac{1}{16}n\right) + n \\
 &\leq \frac{1}{10}cn + \frac{5}{6}cn + \frac{1}{16}cn + n \\
 &= \frac{24 + 200 + 15}{240}cn \\
 &= \frac{239}{240}cn \\
 &\leq cn
 \end{aligned}$$

L'ultima disequazione è vera per $c \geq 240$; abbiamo quindi dimostrato che $T(n) = O(n)$.

Ne consegue che $T(n) = \Theta(n)$.

Esercizio A2 – Silicon Valley 1 – Punti ≥ 6

È possibile risolvere il problema con una visita in profondità, restituendo ad ogni chiamata ricorsiva su un nodo T una coppia di valori: il profitto dell'albero radicato in T , e il minimo profitto di tutti i sottoalberi contenuti nel sottoalbero radicato in T . La complessità è quella di una visita in profondità – $O(n)$.

(int, int)minProfit(TREE u)

```

if  $u == \text{nil}$  then
  | return  $(0, \infty)$ ;
 $profit = u.productivity - u.salary$ 
 $minProfit = +\infty$ 
 $f = u.leftmostChild()$ 
while  $f \neq \text{nil}$  do
  |  $tot, min = \text{minProfit}(f)$ 
  |  $profit = profit + tot$ 
  |  $minProfit = \min(minProfit, min)$ 
  |  $f = f.rightSibling()$ 
 $minProfit = \min(minProfit, profit)$ 
return  $(profit, minProfit)$ 
    
```

Esercizio B1 – Silicon Valley 2 – Punti ≥ 11

Questo esercizio è identico all'esercizio di laboratorio "Node cover su albero non pesato" proposto da Guerrieri. È possibile risolverlo con due equazioni di ricorrenza. $S[u]$ restituisce il numero di nodi necessari per coprire l'albero radicato in u , con u scelta obbligata. $L(u)$ restituisce il numero di nodi necessari per coprire l'albero radicato in u , con il nodo u che può essere scelto oppure no. Utilizziamo $C(u)$ per denotare i figli di u .

$$S[u] = \begin{cases} 1 + \sum_{f \in C(u)} L[f] & u \neq \mathbf{nil} \\ 0 & u = \mathbf{nil} \end{cases}$$

$$L[u] = \begin{cases} \min(S[u], \sum_{f \in C(u)} S[f]) & u \neq \mathbf{nil} \\ 0 & u = \mathbf{nil} \end{cases}$$

Per risolvere il problema, si calcola il valore di $S[T]$, dove T è la radice dell'albero. Essendo un albero generale, utilizziamo la notazione figlio sinistro - fratello destro. Vista la doppia ricorsione, è possibile che lo stesso chiamata più volte, ed è quindi necessario utilizzare memoization. La complessità è quella di una visita, $O(n)$ per un albero di n nodi.

```
int computeS(TREE u, int[] S, int[] L)
```

```

if u == nil then
  | return 0
if S[u] == nil then
  | int tot = 0
  | f = u.leftmostChild()
  | while f ≠ nil do
  |   | tot = tot + computeL(f, S, L)
  |   | f = f.rightSibling()
  | S[u] = 1 + tot
return S[u]

```

```
int computeL(TREE u, int[] S, int[] L)
```

```

if u == nil then
  | return 0
if L[u] == nil then
  | int tot = 0
  | f = u.leftmostChild()
  | while f ≠ nil do
  |   | tot = tot + computeS(f, S, L)
  |   | f = f.rightSibling()
  | L[u] = min(computeS(u), tot)
return L[u]

```

Esercizio B2 – Vettori ordinati – Punti ≥ 9

Sia $DP[n][k]$ il numero di vettori ordinati di lunghezza n , contenenti k valori distinti (compresi fra 1 e k). $DP[n][k]$ può essere calcolato in maniera ricorsiva come segue:

$$DP[n][k] = \begin{cases} 1 & n = 0 \\ \sum_{i=1}^k DP[n-1][i] & \end{cases}$$

In altre parole, è possibile scegliere il valore più basso, ed avere ancora k oggetti possibili; il secondo valore più basso, ed avere $k - 1$ oggetti possibili; e così via fino a scegliere il valore più alto, limitando ogni futura scelta a quel valore, per cui si ha 1 solo valore possibile.

L'equazione ricorsiva di cui sopra può essere trasformata nel codice seguente, basato su memoization:

```

int orderedPermutation(int n, int k)
  int[][] DP = new int[1...n][1...k] = {-1}           % Initialized to -1
  return opRec(n, k, DP)

```

```

int opRec(int n, int k, int[][] DP)
  if n == 0 then
    ⊥ return 1
  if DP[n][k] < 0 then
    DP[n][k] = 0
    for i = 1 to k do
      ⊥ DP[n][k] = DP[n][k] - opRec(n - 1, i, DP)
  return DP[n][k]

```

Ovviamente, questo richiede una tabella $O(nk)$, per calcolare ogni elemento delle quale saranno necessarie $O(k)$ operazioni, per un costo totale di $O(nk^2)$.

Una soluzione alternativa, più efficiente, calcola $DP[n][k]$ nel modo seguente:

$$DP[n][k] = \begin{cases} k & n = 1 \\ 0 & k = 0 \\ DP[n-1][k] + DP[n][k-1] & \text{altrimenti} \end{cases}$$

In altre parole, se ho un solo elemento, ho k possibili valori; se non mi sono rimasti più valori disponibile, restituisco 0, perchè non è possibile formare il vettore. Altrimenti, possono darsi due casi: posso considerare sempre n valori, ma utilizzando un numero ridotto di valori ($k-1$) oppure posso tenere fisso k e ridurre il numero di elementi del vettore.

Lo pseudocodice basato su memoizaton che implementa l'equazione ricorsiva di cui sopra è il seguente. La funzione wrapper è identica alla precedente.

```

int opRec(int n, int k, int[][] DP)
  if n == 1 then
    ⊥ return k
  if k == 0 then
    ⊥ return 0
  if DP[n][k] < 0 then
    ⊥ DP[n][k] = opRec(n - 1, k, DP) + opRec(k, n - 1, DP)
  return DP[n][k]

```

Ovviamente, questo richiede una tabella $O(nk)$, per calcolare ogni elemento delle quale saranno necessarie $O(1)$ operazioni, per un costo totale di $O(nk)$.