

Esercizio 1

L'equazione di ricorrenza della funzione `crazy()` è la seguente:

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

E' facile vedere che $T(n) = \Omega(n^2)$; proviamo a dimostrare che $T(n) = O(n^2)$.

- Caso base: $n = 1$, $T(n) = 1 \leq cn^2 = c$, ovvero $c \geq 1$.
- Ipotesi induttiva: $\forall n' < n : T(n') \leq c(n')^2$
- Passo induttivo:

$$\begin{aligned} T(n) &= 2T(\lfloor n/4 \rfloor) + T(\lfloor n/2 \rfloor) + n^2 \\ &\leq 2c\lfloor n/4 \rfloor^2 + c\lfloor n/2 \rfloor^2 + n^2 \\ &\leq 2cn^2/16 + cn^2/4 + n^2 \\ &= 3/8cn^2 + n^2 \leq cn^2 \end{aligned}$$

L'ultima disequazione è vera per $c \geq 8/5$.

Abbiamo quindi dimostrato che $T(n) = \Theta(n^2)$, con $c \geq 8/5$ e $m = 1$.

Esercizio 2

Il problema proposto è quello della bi-colorazione di un grafo, che è possibile se e solo se il grafo è bipartito. La bi-colorazione può essere ottenuta facilmente tramite una visita DFS:

```
boolean good-bad-guys(GRAPH G)
int[] C ← new int[1...G.n]
for u ← 1 to n do
    C[u] ← -1
foreach u ∈ G.V() do
    if C[u] < 0 then
        if not dfsVisit(G, u, 0, C) then
            return false
return true
```

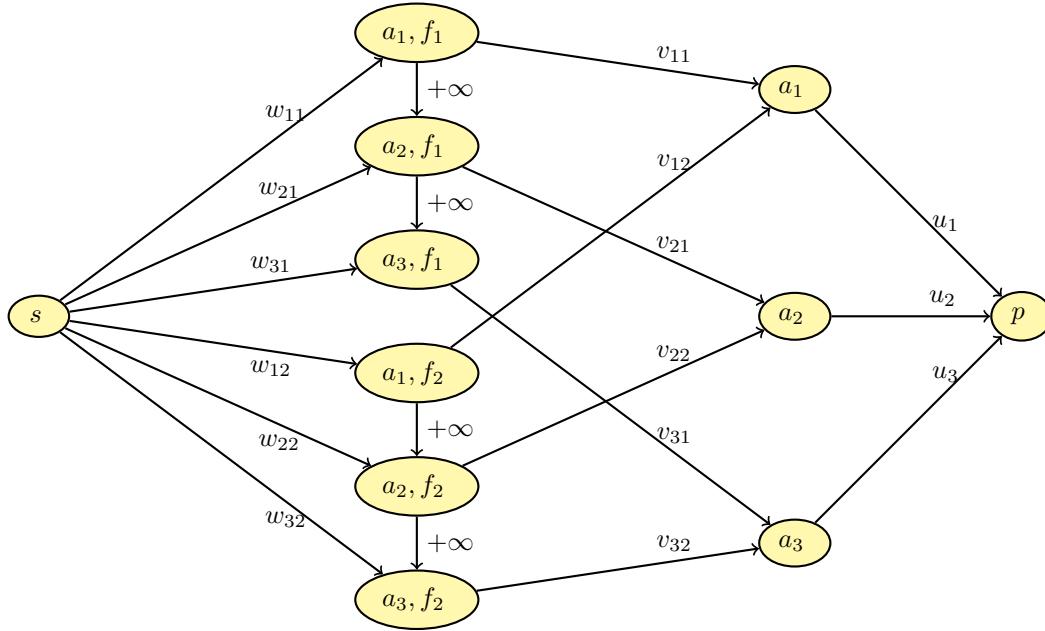
```
boolean dfsVisit(GRAPH G, int u, int c, int[] C)
C[u] ← c
foreach v ∈ G.adj(u) do
    if C[v] < 0 then
        if not dfsVisit(G, v, 1 - c, C) then
            return false
    else if C[v] = c then
        return false
return true
```

Esercizio 3

Creiamo una rete di flusso contenente una sorgente s , un nodo (a_i, f_j) per ogni coppia (anno i -esimo, foresta j -esima), un nodo a_i per ogni anno, e un nodo pozzo p .

- Aggiungiamo un arco fra la sorgente e ogni nodo (a_i, f_j) , con capacità w_{ij} ad indicare gli alberi che maturano in un anno.
- Per ogni foresta j , creiamo un arco fra ogni nodo (a_i, f_j) e ogni nodo (a_{i+1}, f_j) , per indicare che gli alberi maturati nell'anno i -esimo possono essere usati nell'anno successivo; la capacità può essere messa a $+\infty$, oppure può essere pari alla somma degli alberi maturati in quell'anno e in quelli precedenti.
- Aggiungiamo un arco ogni coppia (a_i, f_j) e l'anno a_i , con capacità v_{ij} , ad indicare il numero massimo di archi che possono essere tagliati nell'anno i -esimo nella foresta j -esima
- Aggiungiamo un arco fra ogni anno a_i e il pozzo p , con capacità u_i , ad indicare il numero massimo di alberi che possono essere tagliati in un dato anno

Un esempio per $n = 2$ foreste e $m = 3$ anni è presente in figura:



Il numero di nodi è $|V| = nm + m + 2$, il numero di archi è $|E| = 2nm + m$; un limite superiore al flusso massimo è $O(U)$, dove $U = \sum_{i=1}^m a_i$. Il costo computazionale è quindi $O(nmU)$.

Il numero di alberi che devono essere tagliati per ogni anno e per ogni foresta si trova sugli archi $(a_i, f_j) \rightarrow a_i$.

Esercizio 4

Data una stringa di input S , l'esercizio può essere risolto in tempo $\Theta(n^3)$ utilizzando la programmazione dinamica o memoization, utilizzando questa formulazione ricorsiva:

$$D[i, j] = \begin{cases} 1 & i \geq j \\ 1 & i < j \wedge D[i+1, j-1] = 1 \wedge S[i] = S[j] \\ \min_{i \leq k < j} \{D[i, k] + D[k+1, j]\} & \text{altrimenti} \end{cases}$$

$D[i, j]$ contiene il numero di stringhe palindrome che costituiscono la sottostringa $S[i \dots j]$. Nel caso la sottostringa sia vuota oppure lunga 1 carattere, è palindroma e quindi il numero di stringhe palindrome è pari a 1. Se la sottostringa $S[i+1 \dots j-1]$ è palindroma e

$S[i] = S[j]$, allora anche la stringa $S[i, j]$ è palindroma e il numero di stringhe palindrome è pari a 1. Altrimenti, si spezza la stringa in un punto qualsiasi e si restituisce il minimo numero di palindrome dato dalla somma delle palindrome contenuta nelle due sottostringhe.

```

int countPalindrome(ITEM[]  $S$ , int  $i$ , int  $j$ , int[][]  $D$ )
  if  $i \geq j$  then
     $\sqcup$  return 1
  if countPalindrome( $S, i + 1, j - 1, D$ ) = 1 and  $S[i] = S[j]$  then
     $\sqcup$  return 1
  if  $D[i][j] = +\infty$  then
     $\sqcup$  for  $k \leftarrow i$  to  $j - 1$  do
       $\sqcup\sqcup$   $D[i][j] = \min(D[i][j], \text{countPalindrome}(S, i, k, D) + \text{countPalindrome}(S, k + 1, j, D))$ 
  return  $D[i][j]$ 
```

La matrice D viene inizializzata con valori $+\infty$, ad indicare che non sono stati calcolati e pronti per essere utilizzati come valori iniziali per il calcolo del minimo. La chiamata iniziale è $\text{countPalindrome}(S, 1, n, D)$ e restituisce il numero minimo di stringhe palindrome che compongono il codice.

Esiste una soluzione alternativa, che utilizza un vettore D invece che una matrice. $D[j]$ contiene il minimo numero di sottostringhe palindrome necessarie per costituire il prefisso j -esimo di S , ovvero la sottostringa $S[1 \dots j]$. $D[j]$ può essere calcolato nel modo seguente:

$$D[j] = \begin{cases} 0 & i = 0 \\ \min_{1 \leq i \leq j \wedge \text{palindrome}(S, i, j) = \text{true}} \{D[i - 1] + 1\} & i > 0 \end{cases}$$

dove $\text{palindrome}(S, i, j)$ è una funzione che restituisce **true** se la stringa contenuta in $S[i \dots j]$ è palindroma, di costo $O(n)$.

L'idea è la seguente: si considerano tutte le sottostringhe palindrome che terminano in j . Queste sottostringhe contano per uno nella somma finale. Per ognuna di esse, si considera il prefisso restante una volta rimosse, e si prende il numero minimo di palindrome che costituiscono uno di tali prefissi.

```

countPalindrome(ITEM[]  $S$ , int  $n$ )
  int[]  $D \leftarrow \text{new int}[0 \dots n]$ 
   $D[0] \leftarrow 0$ 
  for  $j \leftarrow 1$  to  $n$  do
     $D[j] = +\infty$ 
    for  $i \leftarrow 1$  to  $j$  do
       $\sqcup$  if  $\text{palindrome}(S, i, j)$  then
         $\sqcup\sqcup$   $D[j] \leftarrow \max(D[i - 1] + 1, D[j])$ 
  return  $D[n]$ 
```

La complessità resta $O(n^3)$, in quanto per ognuno degli n elementi del vettore, bisogna considerare un numero $O(n)$ di possibili suddivisioni della stringa, per ognuna delle quali bisogna eseguire palindrome di costo $O(n)$.

Ma è possibile fare di meglio, con un po' di pre-elaborazione. Sia P una matrice booleana tale che $P[i, j] = \text{true}$ se la sottostringa $S[i \dots j]$ è palindroma. P può essere calcolata in tempo in tempo $\Theta(n^2)$ nel modo seguente:

$$P[i, j] = \begin{cases} \text{true} & i \geq j \\ P[i + 1, j - 1] \wedge S[i] = S[j] & i < j \end{cases}$$

Tradotto in codice, l'algoritmo è il seguente:

```
countPalindrome(ITEM[] S, int n)
```

```
int[][] P ← new int[1...n][1...n]
for i ← 1 to n do
    for j ← 1 to n do
        P[i,j] = -1

int[] D ← new int[0...n]
D[0] ← 0
for j ← 1 to n do
    D[j] = +∞
    for i ← 1 to j do
        if palindrome(S, i, j, P) then
            D[j] ← min(D[i - 1] + 1, D[j])

return D[n]
```

```
int palindrome(ITEM[] S, int i, int j, int[][] P)
```

```
if i ≥ j then
    return 1
if P[i][j] < 0 then
    P[i][j] ← iif(palindrome(S, i + 1, j - 1, P) = 1 and S[i] = S[j], 1, 0)
return P[i][j]
```

Questo algoritmo ha complessità $\Theta(n^2)$. Si noti il fatto che gli indici i devono essere calcolati dal più grande al più piccolo, per assicurarsi che i valori richiesti siano già calcolati.