

## Grafi – Stessa distanza

- In un grafo orientato  $G$ , dati due nodi  $s$  e  $v$ , si dice che:
  - $v$  è **raggiungibile** da  $s$  se esiste un cammino da  $s$  a  $v$ ;
  - la **distanza** di  $v$  da  $s$  è **la lunghezza del più breve cammino** da  $s$  a  $v$  (misurato in numero di archi), oppure  $+\infty$  se  $v$  non è raggiungibile da  $s$
- Scrivere un algoritmo che prenda in input un grafo orientato  $G = (V, E)$  e due nodi  $s_1, s_2 \in V$ , che restituisca il numero di nodi in  $V$  tali che:
  - siano raggiungibili sia da  $s_1$  che da  $s_2$ , e
  - si trovino alla stessa distanza da  $s_1$  e da  $s_2$ .
- Discutere la complessità dell'algoritmo proposto.

# Grafi – Grafi bipartiti

- Un grafo non orientato  $G$  è **bipartito** se l'insieme dei nodi può essere partizionato in due sottoinsiemi disgiunti tali che nessun arco del grafo connette due nodi appartenenti allo stesso sottoinsieme.
- $G = (V, E)$  è **2-colorabile** se è possibile trovare una **2-colorazione** di esso, ovvero un **assegnamento**  $c[u] \in C$  per ogni nodo  $u \in V$ , dove  $C$  è un insieme di "colori" di dimensione 2, tale che:
$$(u, v) \in E \Rightarrow c(u) \neq c(v)$$
- Si dimostri che  $G$  è bipartito:
  - se e solo se è 2-colorabile
  - se e solo se non contiene cicli di lunghezza dispari
- Scrivere un algoritmo che prenda in input un grafo bipartito  $G$  e restituisca una 2-colorazione di  $G$  sull'insieme di colori  $C = \{0, 1\}$ , espressa come un vettore  $c[1 \dots n]$ . Discuterne la complessità.

## Grafi – Distanza fra partizioni

- Dato un grafo  $G$  e due sottoinsiemi  $V_1$  e  $V_2$  dei suoi vertici, si definisce **distanza tra  $V_1$  e  $V_2$**  la distanza minima per andare da un nodo in  $V_1$  ad un nodo in  $V_2$ , misurata in numero di archi.
- Nel caso  $V_1$  e  $V_2$  non siano disgiunti, allora la distanza è 0.
- Scrivere un algoritmo `mindist(GRAPH  $G$ , SET  $V_1$ , SET  $V_2$ )` che restituisce la distanza minima fra  $V_1$  e  $V_2$ .
- Discutere complessità e correttezza, assumendo che l'implementazione degli insiemi sia tale che il costo di verificare l'appartenenza di un elemento all'insieme abbia costo  $O(1)$ .
- Nota: è facile scrivere un algoritmo  $O(nm)$ ; esistono tuttavia algoritmi di complessità  $O(n^2)$  (con matrice di adiacenza) e  $O(m + n)$ .

Spoiler alert!

## Stessa distanza

---

```
int sameDistance(GRAPH  $G$ , NODE  $s_1$ , NODE  $s_2$ )
```

---

```
int  $dist_1$  = new int[1... $G.n$ ]  
int  $dist_2$  = new int[1... $G.n$ ]  
distance( $G$ ,  $s_1$ ,  $dist_1$ )  
distance( $G$ ,  $s_2$ ,  $dist_2$ )  
int  $counter$  = 0  
foreach  $u \in G.V()$  do  
    if  $dist_1[u] \neq -1$  and  $dist_1[u] == dist_2[u]$  then  
         $counter = counter + 1$   
return  $counter$ 
```

---

## Grafi – Grafi bipartiti

- Se  $G$  è bipartito, è 2-colorabile. Diamo colore 0 a tutti i nodi in una partizione, diamo colore 1 a tutti i nodi nell'altra. Non essendoci archi fra i nodi di una partizione, la colorazione è valida.
- Se  $G$  è 2-colorabile, non contiene cicli di lunghezza dispari.  
Supponiamo per assurdo che esista un ciclo  $(v_1, v_2), (v_2, v_3) \dots, (v_{k-1}, v_k), (v_k, v_1)$ , con  $k$  dispari. Se il nodo  $v_1$  ha colore 0, il nodo  $v_2$  deve avere colore 1; il nodo  $v_3$  deve avere colore 0, e così via fino al nodo  $v_k$ , che deve avere colore 0. Poichè  $v_1$  è successore di  $v_k$ ,  $v_1$  deve avere colore 1, assurdo.

## Grafi – Grafi bipartiti

- Se non esistono cicli di lunghezza dispari, il grafo è bipartito.

Dimostriamo questa affermazione costruttivamente. Si prenda un nodo  $x$  lo si assegna alla partizione  $S_1$ . Si prendono poi tutti i nodi adiacenti a nodi in  $S_1$  e li si assegna alla partizione  $S_2$ . Si prendono tutti i nodi adiacenti a nodi in  $S_2$  e li si assegna alla partizione  $S_1$ . Questo processo termina quando tutti i nodi appartengono ad una o all'altra partizione. Un nodo può essere assegnato più di una volta se e solo se fa parte di un ciclo. Ma affinché venga assegnato a due colori diversi, deve far parte di un ciclo di lunghezza dispari, e questo non è possibile.

## Grafi – Grafi bipartiti

Questa funzione ritorna un vettore di colori se il grafo è 2-colorabile, **nil** altrimenti.

---

```
int[] color(GRAPH  $G$ )
```

---

```
int[]  $colors$  = new int[1 ...  $G.n$ ]  
for  $u \in G.V()$  do  
     $colors[u] = -1$   
foreach  $u \in G.V()$  do  
    if  $colors[u] < 0$  then  
        if not colorRec( $G, u, colors, 0$ ) then  
            return nil  
return colors
```

---



## Grafi – Grafi bipartiti

Questa funzione ritorna **true** se il grafo è 2-colorabile, **false** altrimenti.

---

```
boolean colorRec(GRAPH G, NODE u, int[] colors, int color)
```

---

```
  colors[u] = color
```

```
foreach v ∈ G.adj(u) do
```

```
  if colors[v] < 0 then
```

```
    if colorRec(G, v, colors, 1 − color) == false then
```

```
      return false
```

```
  else if colors[v] == color then
```

```
    return false
```

```
return true
```

---

# Distanza fra partizioni

---

**mindist**(GRAPH  $G$ , SET  $V_1$ , SET  $V_2$ )

---

QUEUE  $Q$  = Queue()

**int**[]  $dist$  = **new int**[1... $G.n$ ]

**foreach**  $u \in G.V()$  **do**

**if**  $V_1.contains(u)$  **then**

$Q.enqueue(u)$

$dist[u] = 0$

**if**  $V_2.contains(u)$  **then**

**return** 0

**else**

$dist[u] = \infty$

---

## Distanza fra partizioni

```
while not  $Q$ .isEmpty() do
  NODE  $u = Q$ .dequeue()
  foreach  $v \in G.\text{adj}(u)$  do
    if  $\text{dist}[v] == \infty$  then
       $\text{dist}[v] = \text{dist}[u] + 1$ 
      if  $V_2.\text{contains}(v)$  then
        return  $\text{dist}[v]$ 
       $Q.\text{enqueue}(v)$ 
return  $+\infty$ 
```

---