

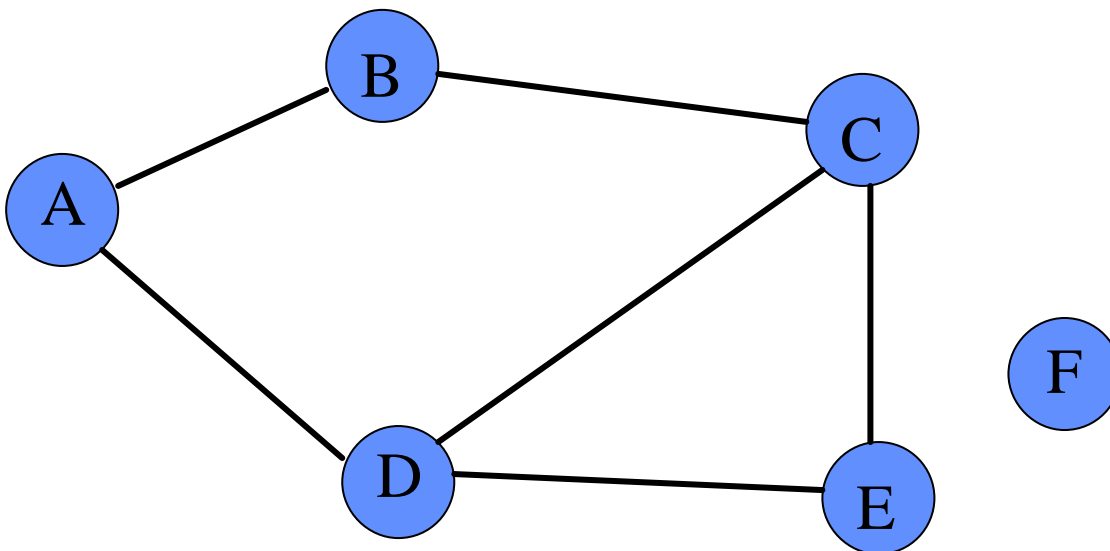
Algoritmi e Strutture Dati (Mod. B)

Algoritmi su grafi
Ricerca in ampiezza
(Breadth-First Search)

Definizione del problema

Attraversamento di un grafo

Dato un grafo $G = \langle V, E \rangle$ ed un vertice s di V (detto *sorgente*), esplorare *ogni vertice raggiungibile* nel grafo dal vertice s

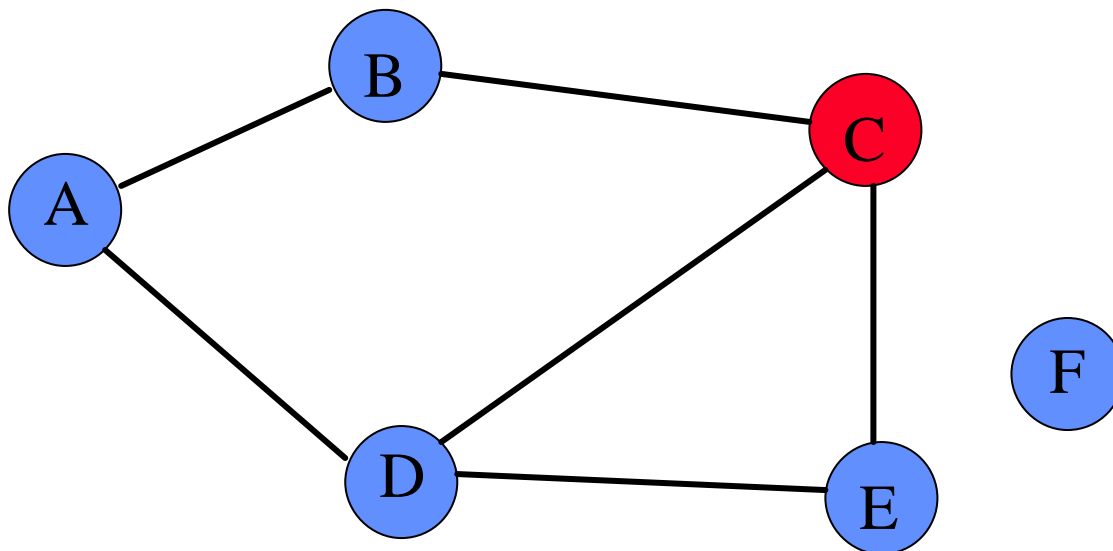


$s = C$

Definizione del problema

Attraversamenti di un grafo

Dato un grafo $G = \langle V, E \rangle$ ed un vertice s di V (detto *sorgente*), esplorare *ogni vertice raggiungibile* nel grafo dal vertice s

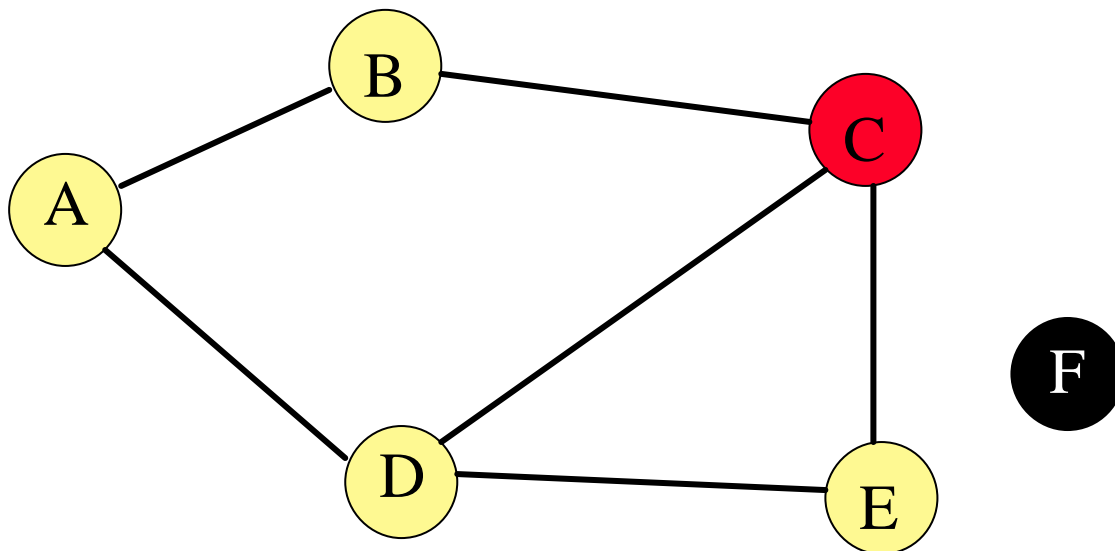


$s = C$

Definizione del problema

Attraversamento di un grafo

Dato un grafo $G = \langle V, E \rangle$ ed un vertice s di V (detto *sorgente*), esplorare *ogni vertice raggiungibile* nel grafo dal vertice s



$s = C$

F è l'unico vertice **non raggiungibile**

Algoritmo BFS per alberi

```
Visita-Ampiezza(T:albero)
  Coda = {T}
  while Coda ≠ ∅
    do u = Testa[Coda]
      "visita u"
      for each "figlio F di u da sinistra"
        do Accoda(Coda,F)
      Decoda(Coda)
```

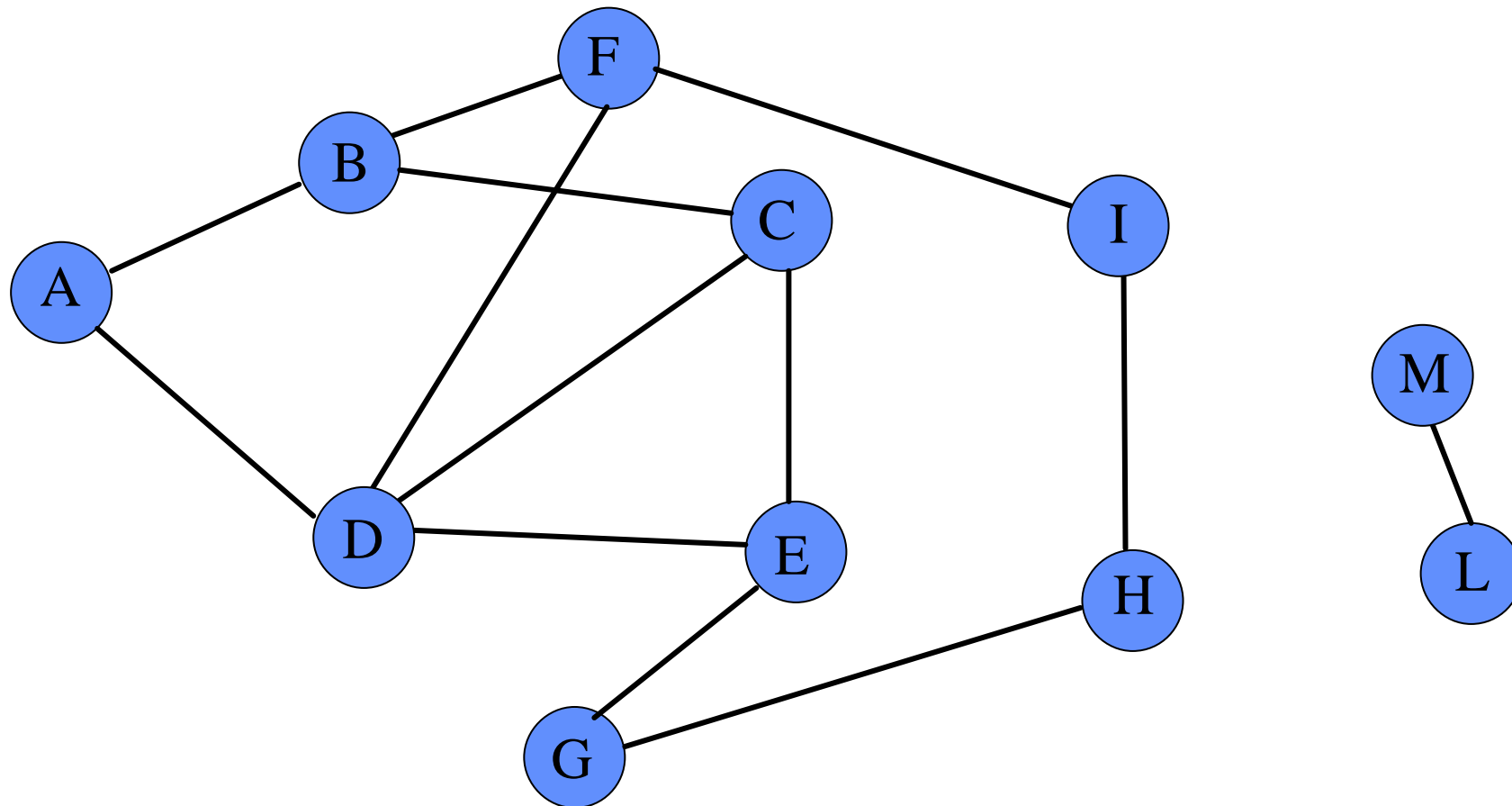
Nel nostro algoritmo generico per i grafi, come operazione di "**visita**" di un vertice useremo la memorizzazione di quale sia il "**padre**" (o *avo immediato*) del vertice durante la *BFS*.

Algoritmo BFS: I

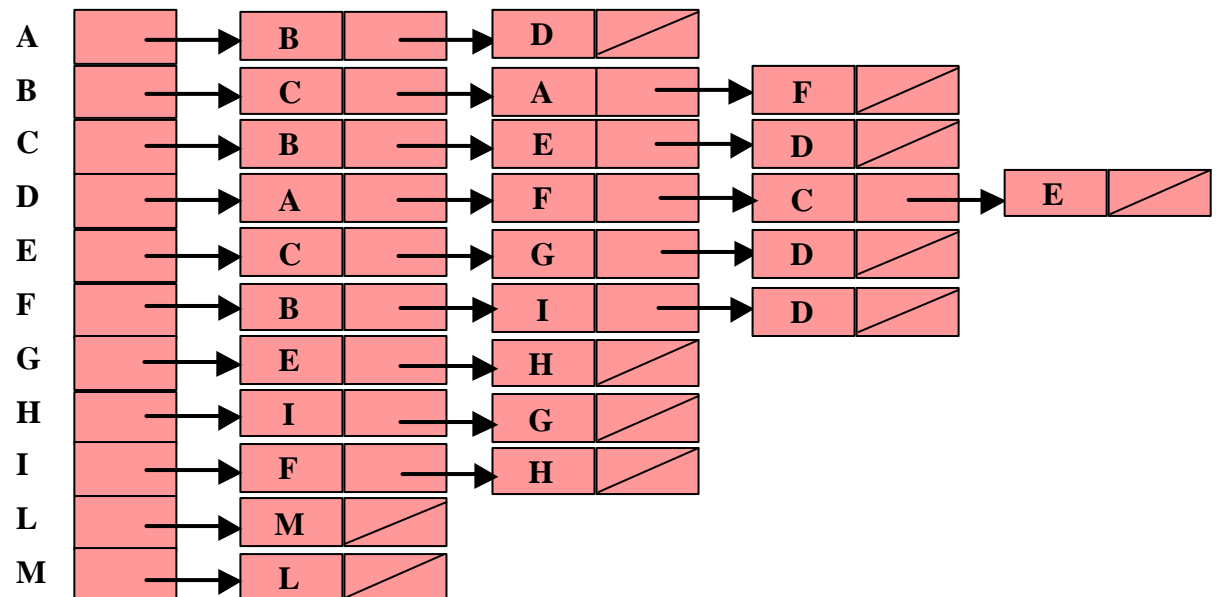
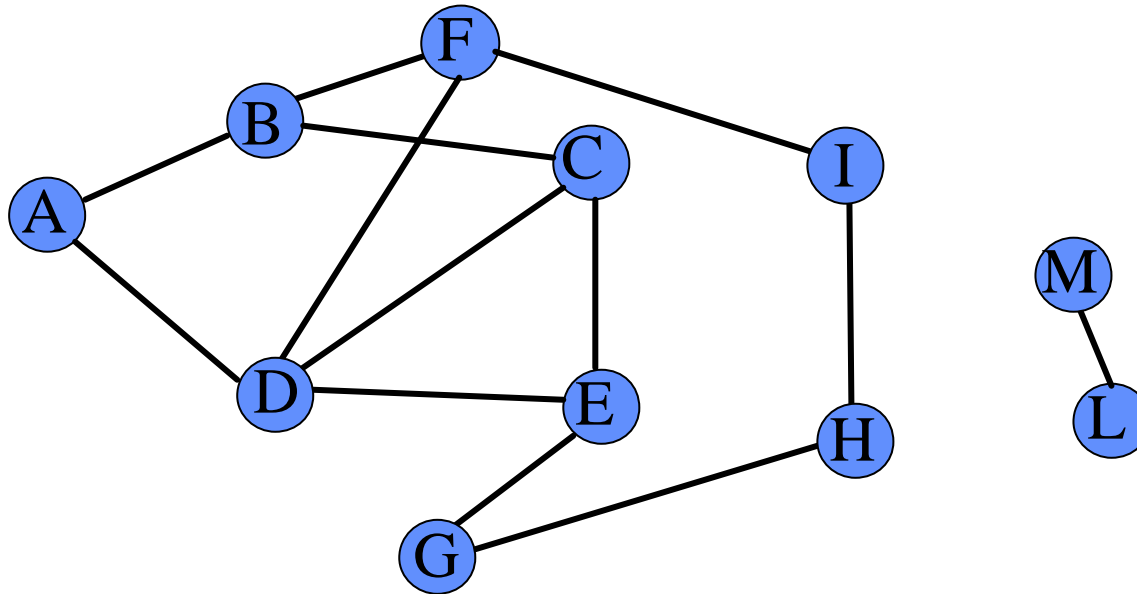
```
BSF(G:grafo, s:vertice)
  pred[s] = Nil
  Coda = {s}
  while Coda 1  $\neq \emptyset$ 
    do u = Testa[Coda]
      for each v  $\in$  Adiac(u)
        do pred[v] = u
           Accoda(Coda,v)
      Decoda(Coda)
```

```
Visita-Ampiezza(T:albero)
  Coda = {T}
  while Coda  $\neq \emptyset$ 
    do u = Testa[Coda ]
       "visita u"
       for each "figlio F di u da sinistra"
         do Accoda(Coda,F)
       Decoda(Coda)
```

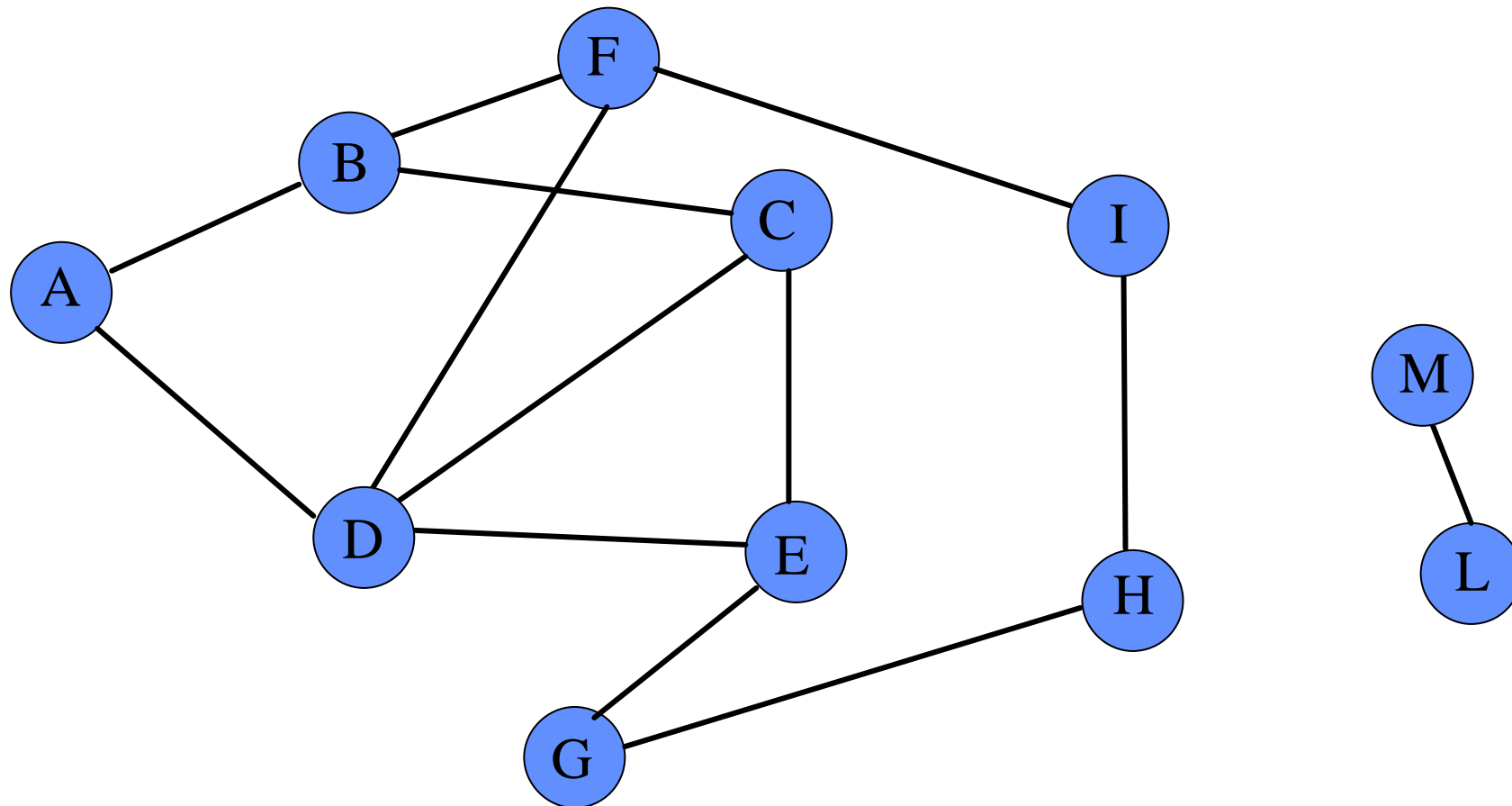
Algoritmo BFS I



Algoritmo BFS I



Algoritmo BFS I

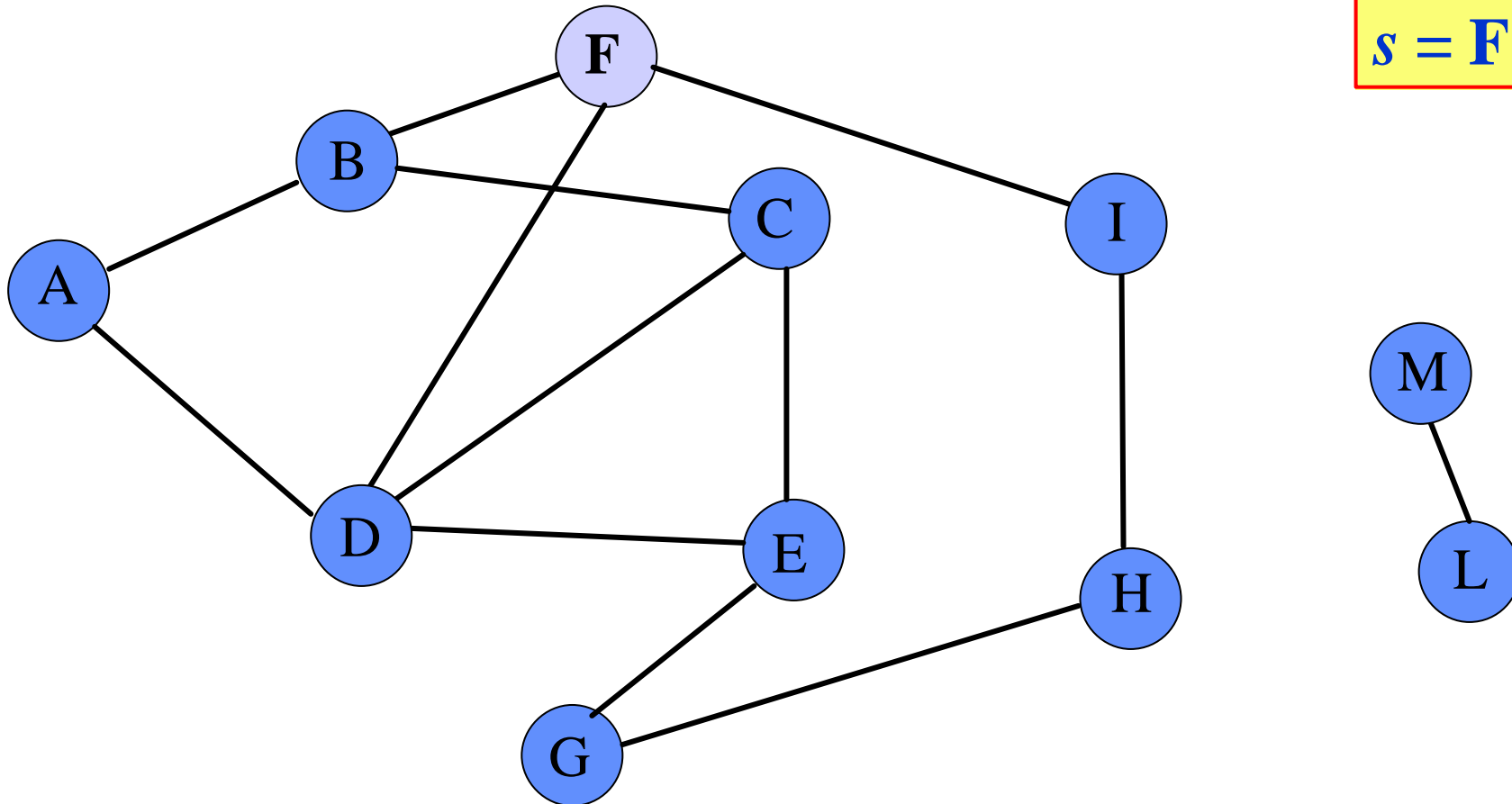


Coda: {}

Algoritmo BFS I

```
for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do  $\text{pred}[v] = u$ 
    $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(u)$ 
```

$s = F$

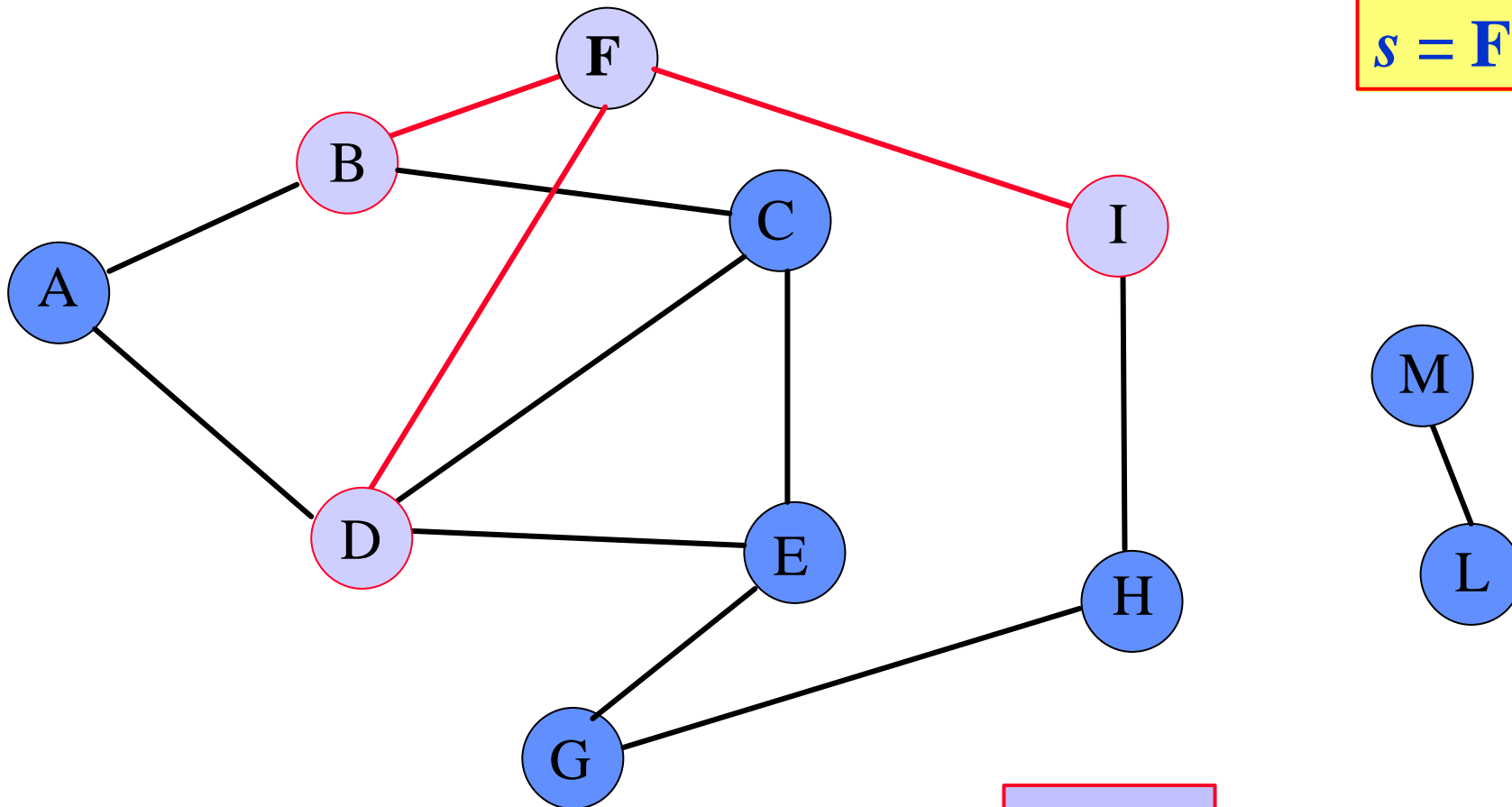


Coda: {F}

Algoritmo BFS I

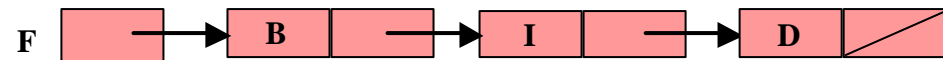
```
for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do  $\text{pred}[v] = u$ 
    $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(u)$ 
```

$s = F$



Coda: {B, I, D}

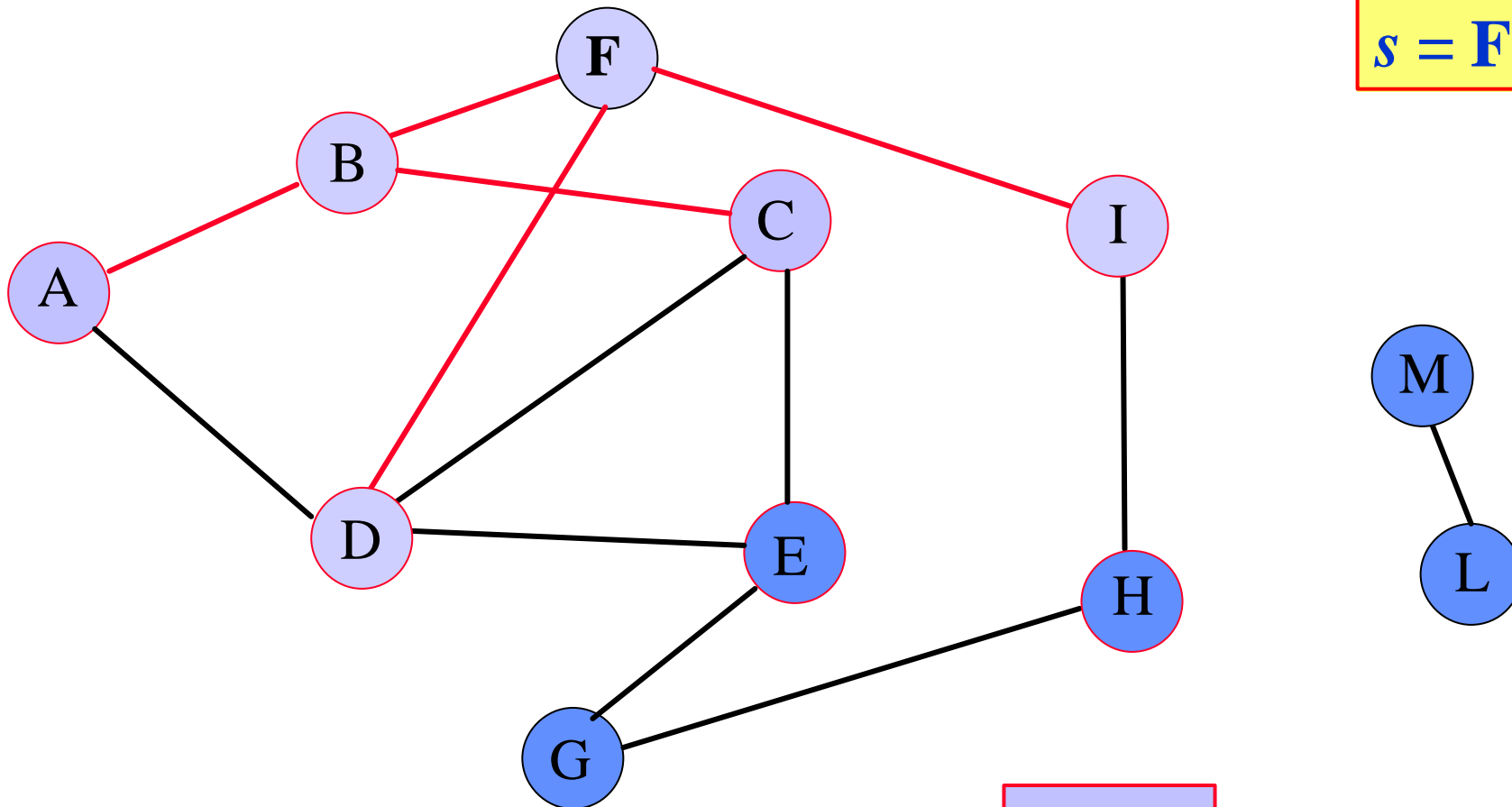
$u = F$



Algoritmo BFS I

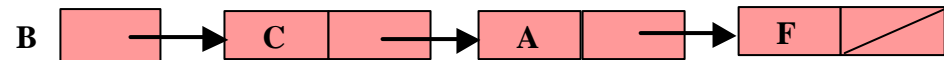
```
for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do  $\text{pred}[v] = u$ 
    $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(u)$ 
```

$s = F$



$u = B$

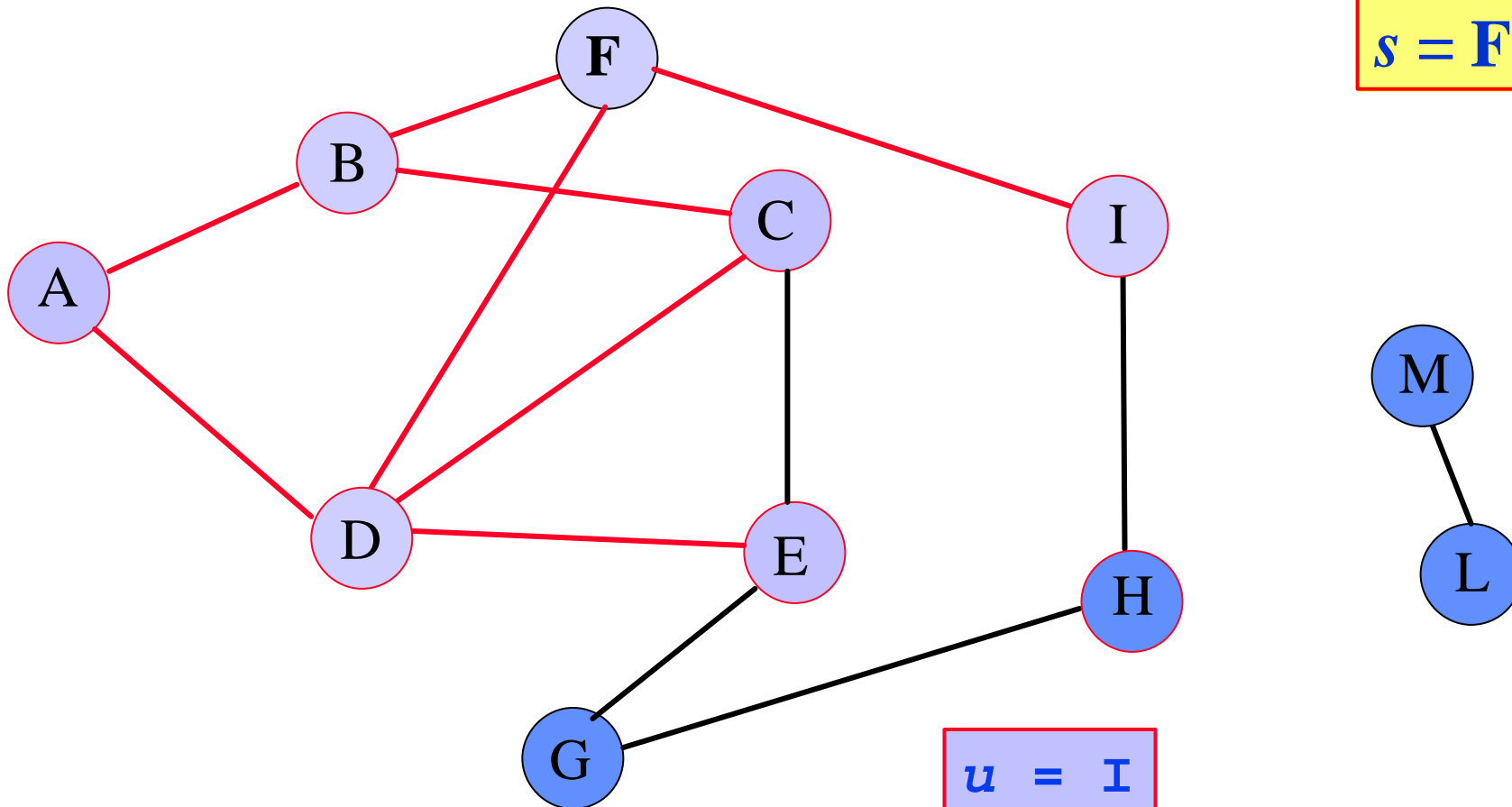
Coda: {I, D, C, A, F}



Algoritmo BFS I

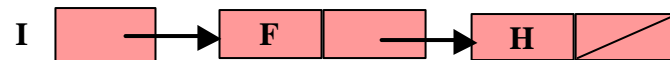
```
for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do  $\text{pred}[v] = u$ 
    $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(u)$ 
```

$s = F$



$u = I$

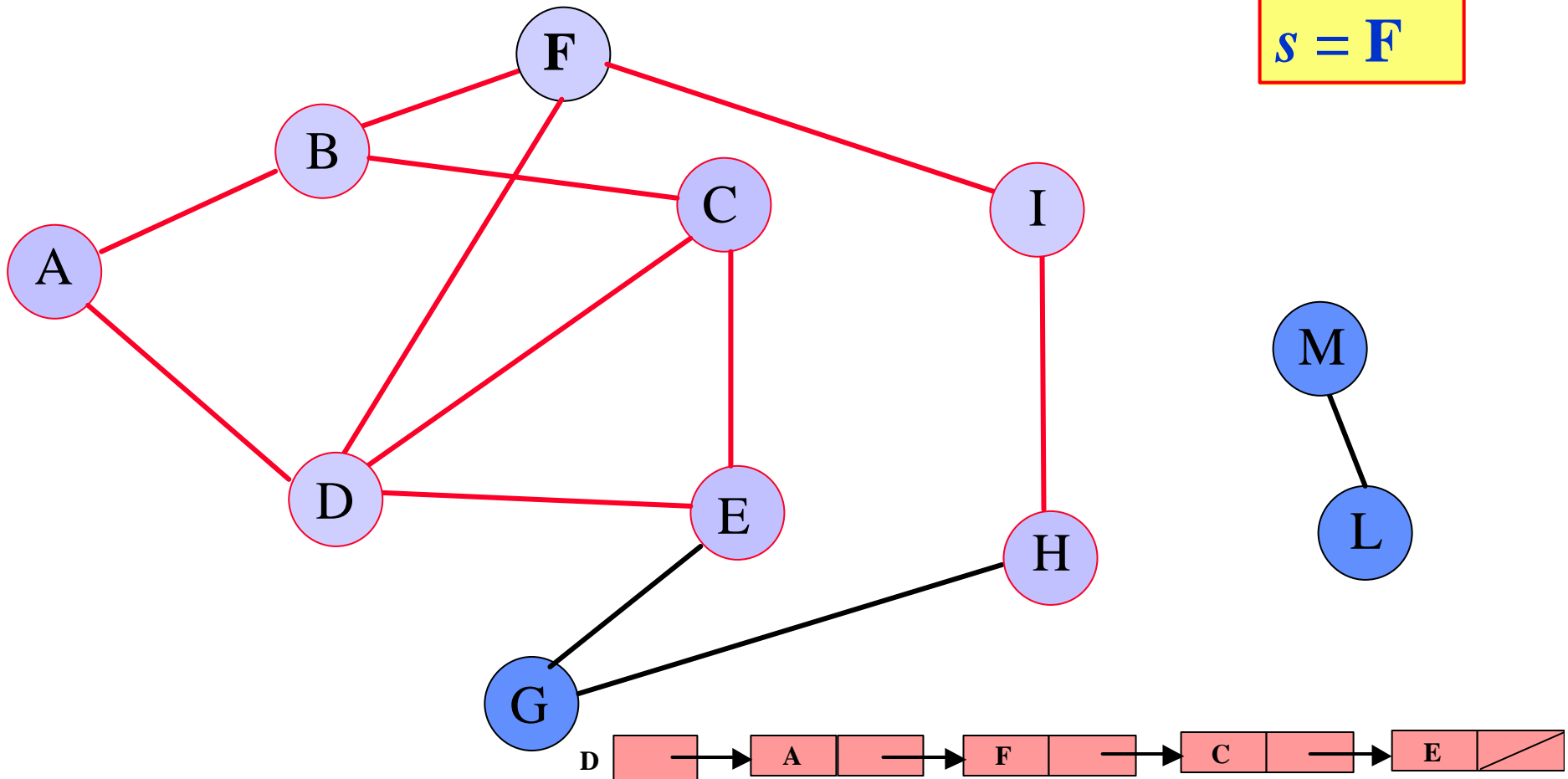
Coda: {D, A, C, F, **F**, **H**}



Algoritmo BFS I

```
for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do  $\text{pred}[v] = u$ 
    $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(u)$ 
```

$s = F$



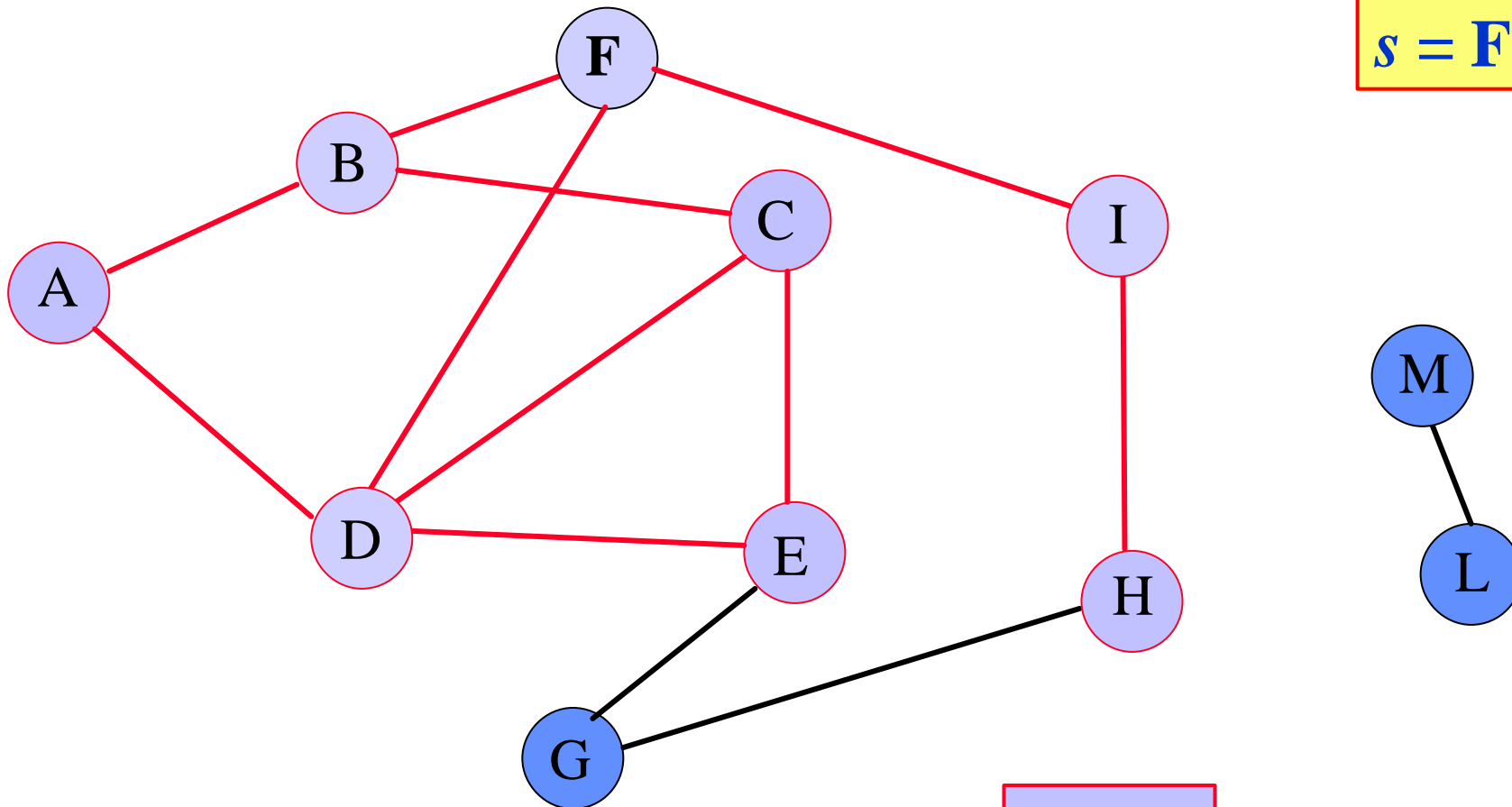
Coda: {A, C, F, F, H, A, F, C, E}

$u = D$

Algoritmo BFS I

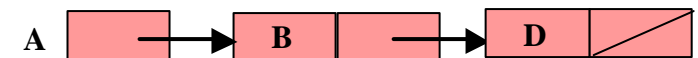
```
for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do  $\text{pred}[v] = u$ 
    $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(u)$ 
```

$s = F$



$u = A$

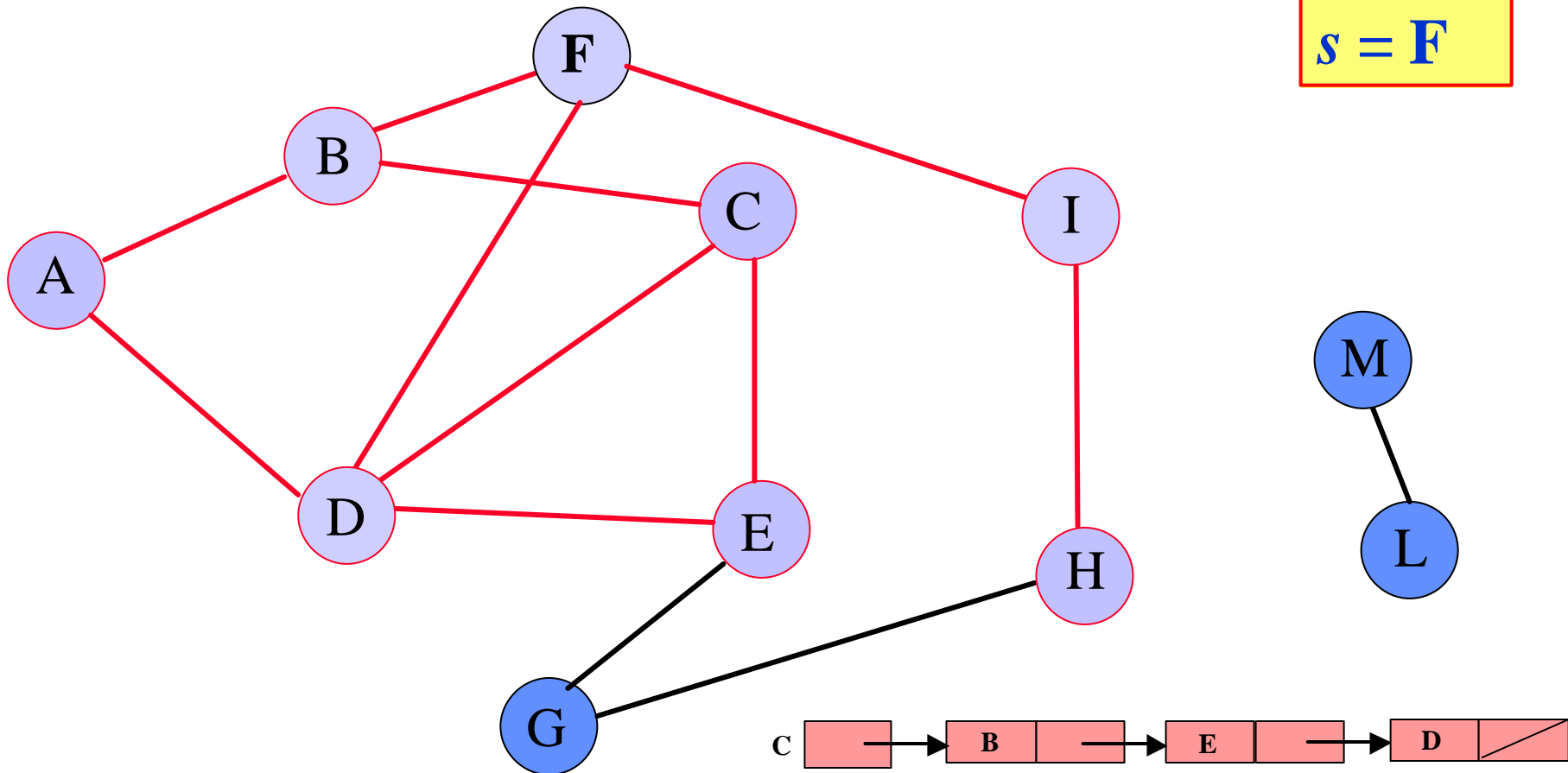
Coda: {C, F, F, H, A, F, C, E, B, D}



Algoritmo BFS I

```
for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do  $\text{pred}[v] = u$ 
    $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(u)$ 
```

$s = F$



Coda: {F, F, H, A, F, C, E, B, D, B, E, D}

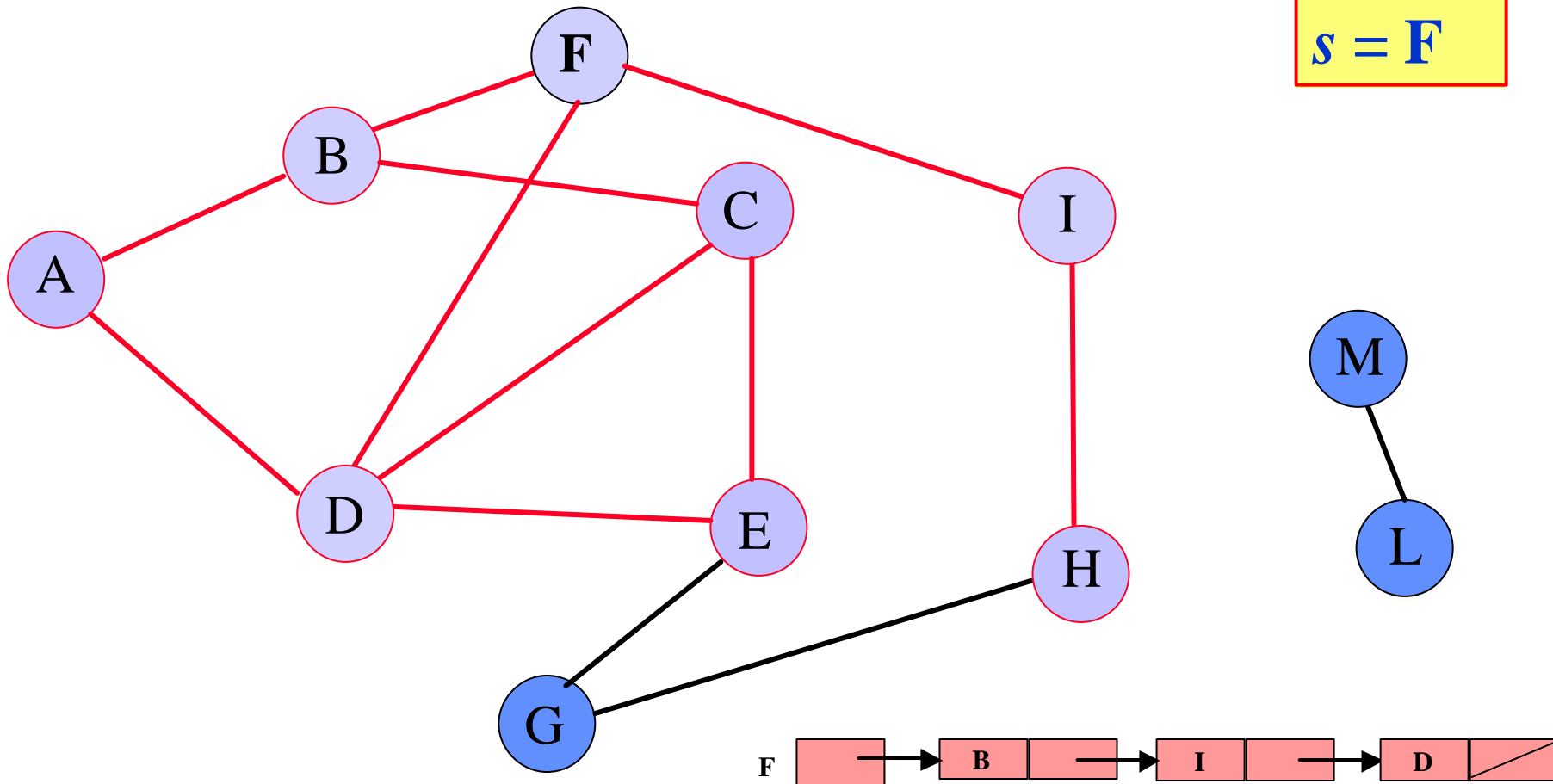
$u = C$

Algoritmo BFS I

```

for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do  $\text{pred}[v] = u$ 
    $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(u)$ 
    
```

$s = F$



Coda: {F, F, H, A, F, C, E, B, D, B, E, D, B, I, D}

$u = F$

Algoritmo BFS I: problema

- **È necessario ricordarsi dei nodi che abbiamo già visitato per non rivisitarli nuovamente.**
- **Dobbiamo distinguere tra i vertici non visitati, quelli visitati e quelli processati.**

Algoritmo BFS I: problema

- È necessario ricordarsi dei nodi che abbiamo già visitato per non rivisitarli nuovamente.
- Dobbiamo distinguere tra i vertici non visitati, quelli visitati e quelli processati
 - un vertice è stato **visitato** se è comparso nella coda
 - un vertice è stato **non visitato** se non è mai comparso nella coda
 - un vertice è stato **processato** se è comparso in coda ma non è più in coda (tutti i vertici ad esso adiacenti sono già stati visitati).

Algoritmo BFS II: soluzione

- Per distinguere tra i vertici non visitati, quelli visitati, e quelli processati coloreremo
 - ogni vertice ***visitato*** di grigio
 - ogni vertice ***non visitato*** di bianco
 - ogni vertice ***processato*** di nero

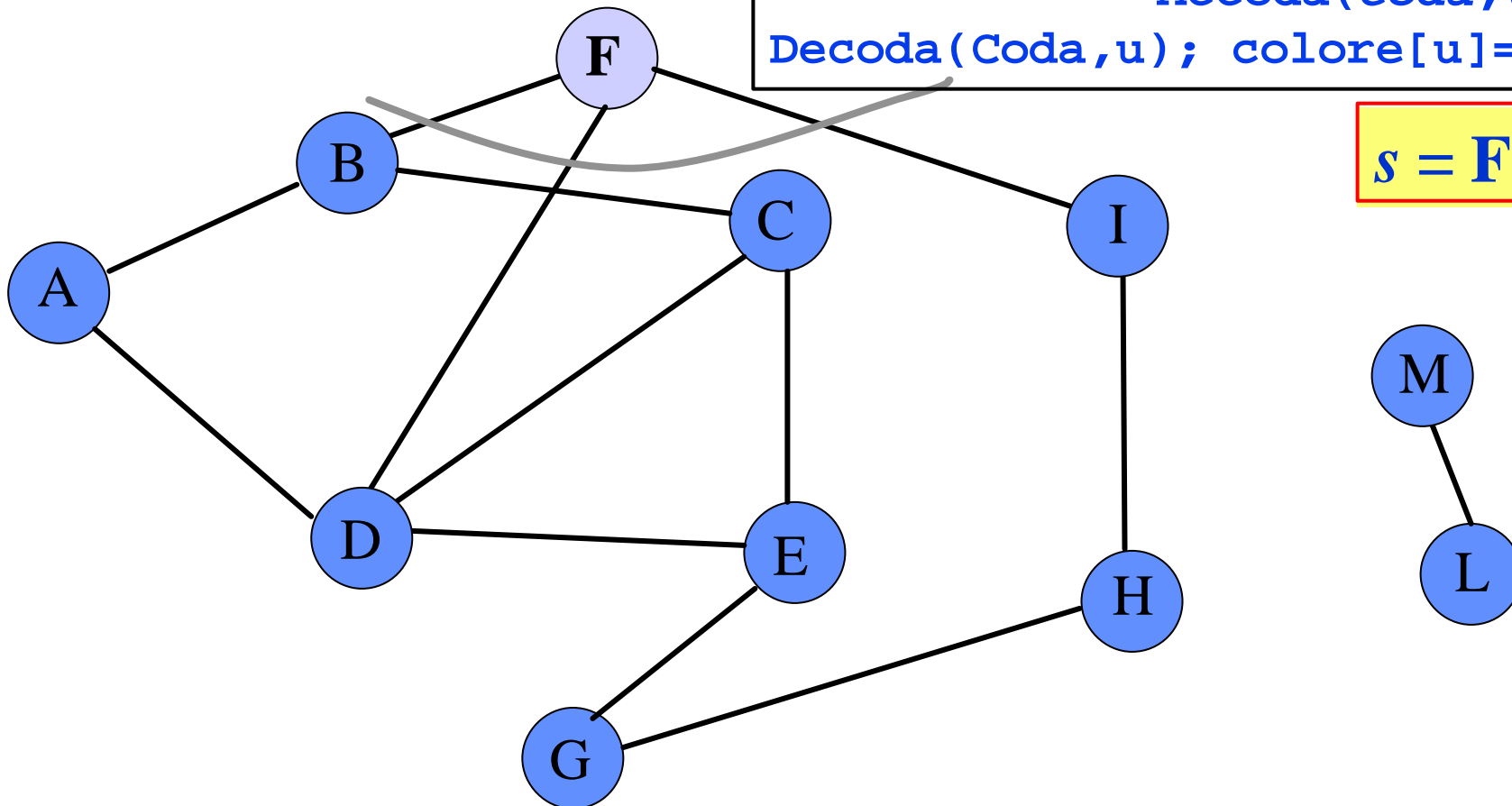
Algoritmo BFS II: soluzione

- Per distinguere tra i vertici non visitati, quelli visitati, e quelli processati coloreremo
 - ogni vertice *visitato* di grigio
 - ogni vertice *non visitato* di bianco
 - ogni vertice *processato* di nero
- Vengono *accodati* solo i vertici che *non* sono ancora stati *visitati* (cioè *bianchi*)
- I vertici in *coda* saranno i vertici *visitati* e *non* ancora *processati* (cioè *grigi*)
- I vertici già *visitati* o *processati* non vengono più visitati.

Algoritmo BFS II

```
for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do if  $\text{colore}[v] = \text{Bianco}$ 
  then  $\text{colore}[v] = \text{Grigio}$ 
        $\text{pred}[v] = u$ 
        $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(\text{Coda}, u)$ ;  $\text{colore}[u] = \text{Nero}$ 
```

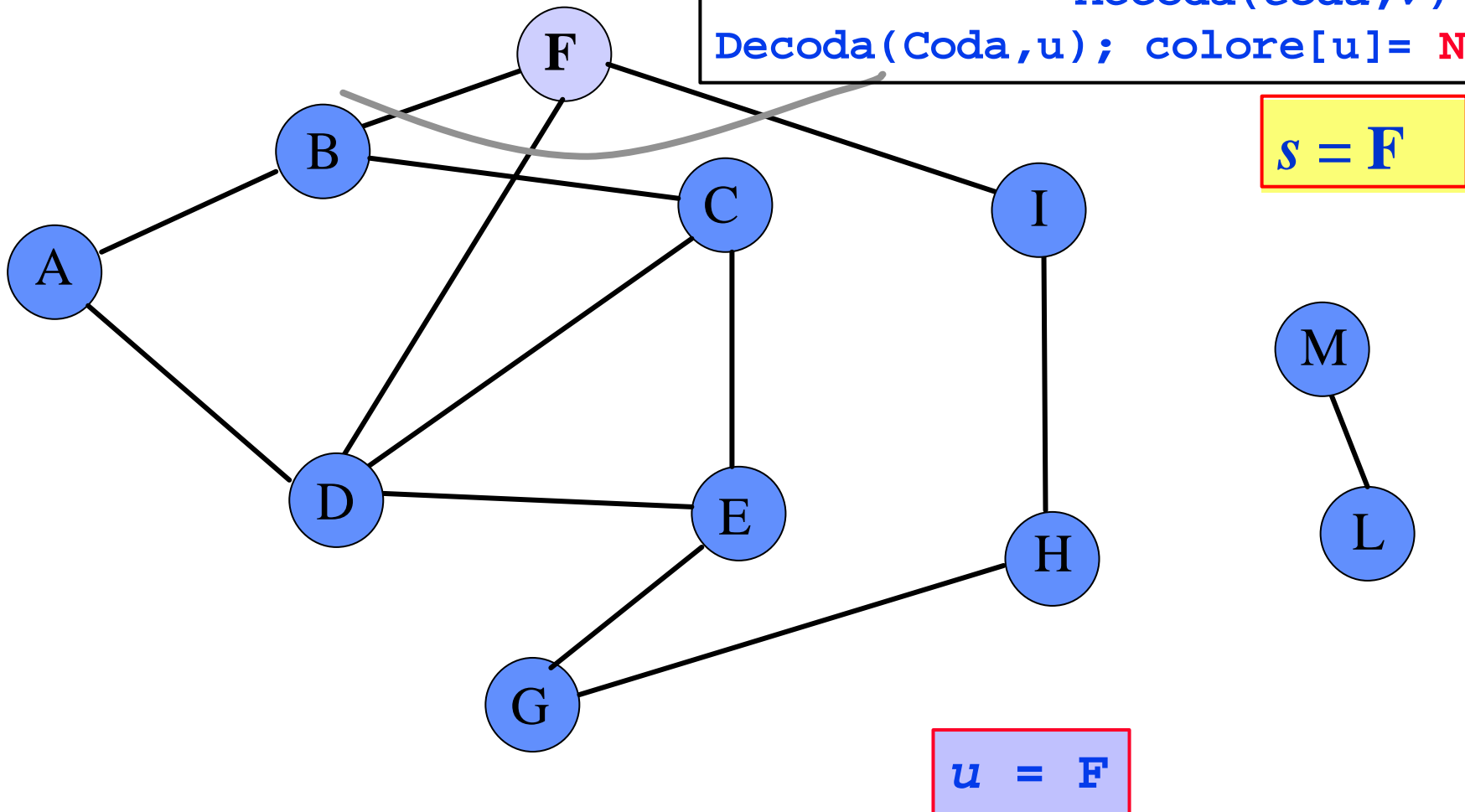
$s = F$



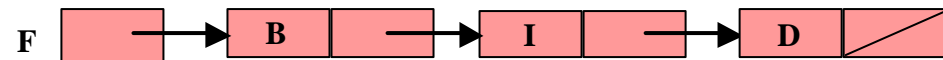
Coda: {F}

Algoritmo BFS II

```
for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do if  $\text{colore}[v] = \text{Bianco}$ 
  then  $\text{colore}[v] = \text{Grigio}$ 
        $\text{pred}[v] = u$ 
        $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(\text{Coda}, u)$ ;  $\text{colore}[u] = \text{Nero}$ 
```

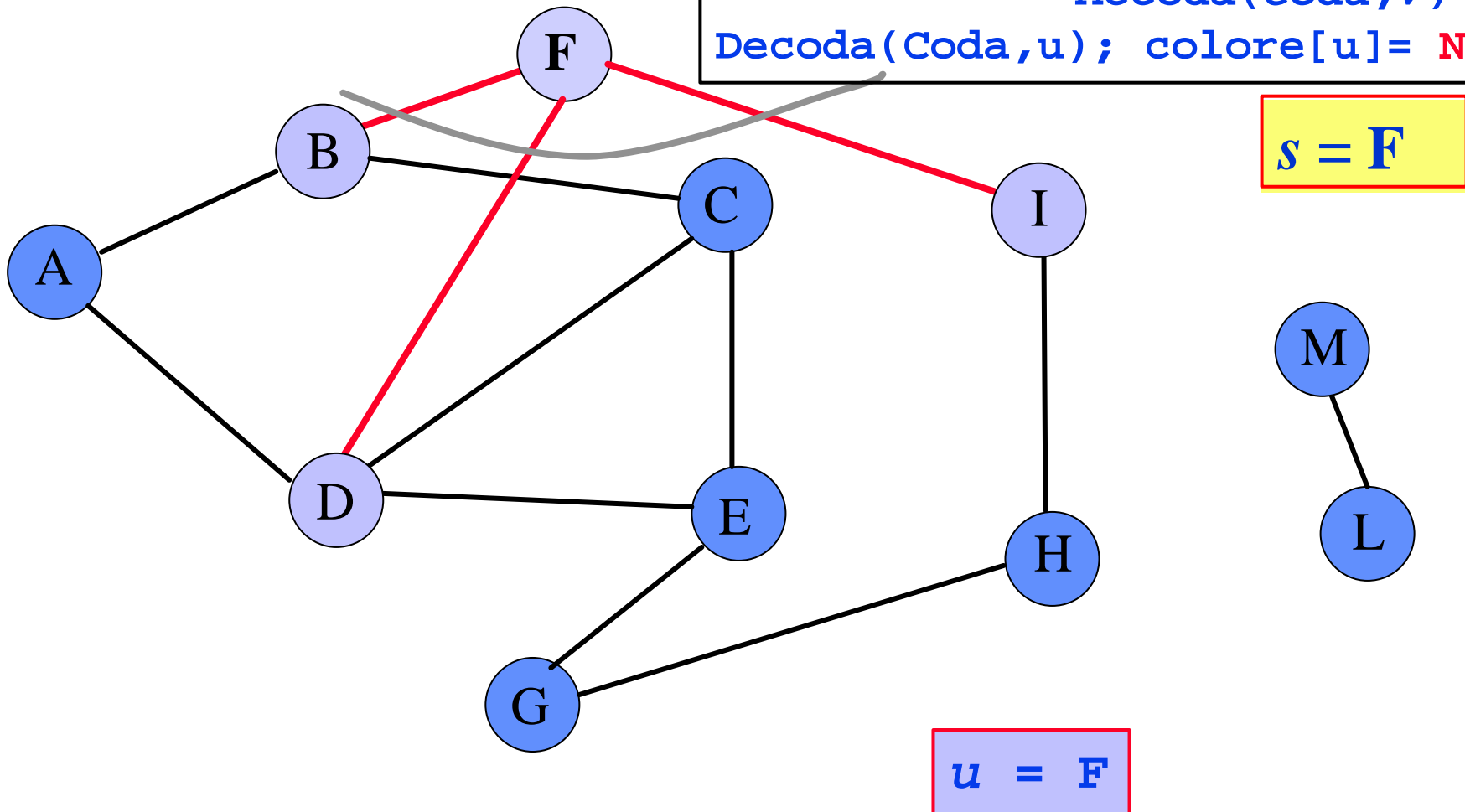


Coda: {F}

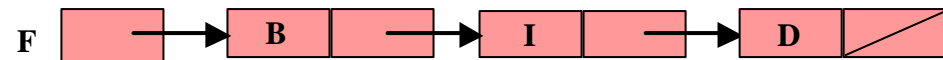


Algoritmo BFS II

```
for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do if  $\text{colore}[v] = \text{Bianco}$ 
  then  $\text{colore}[v] = \text{Grigio}$ 
        $\text{pred}[v] = u$ 
        $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(\text{Coda}, u)$ ;  $\text{colore}[u] = \text{Nero}$ 
```

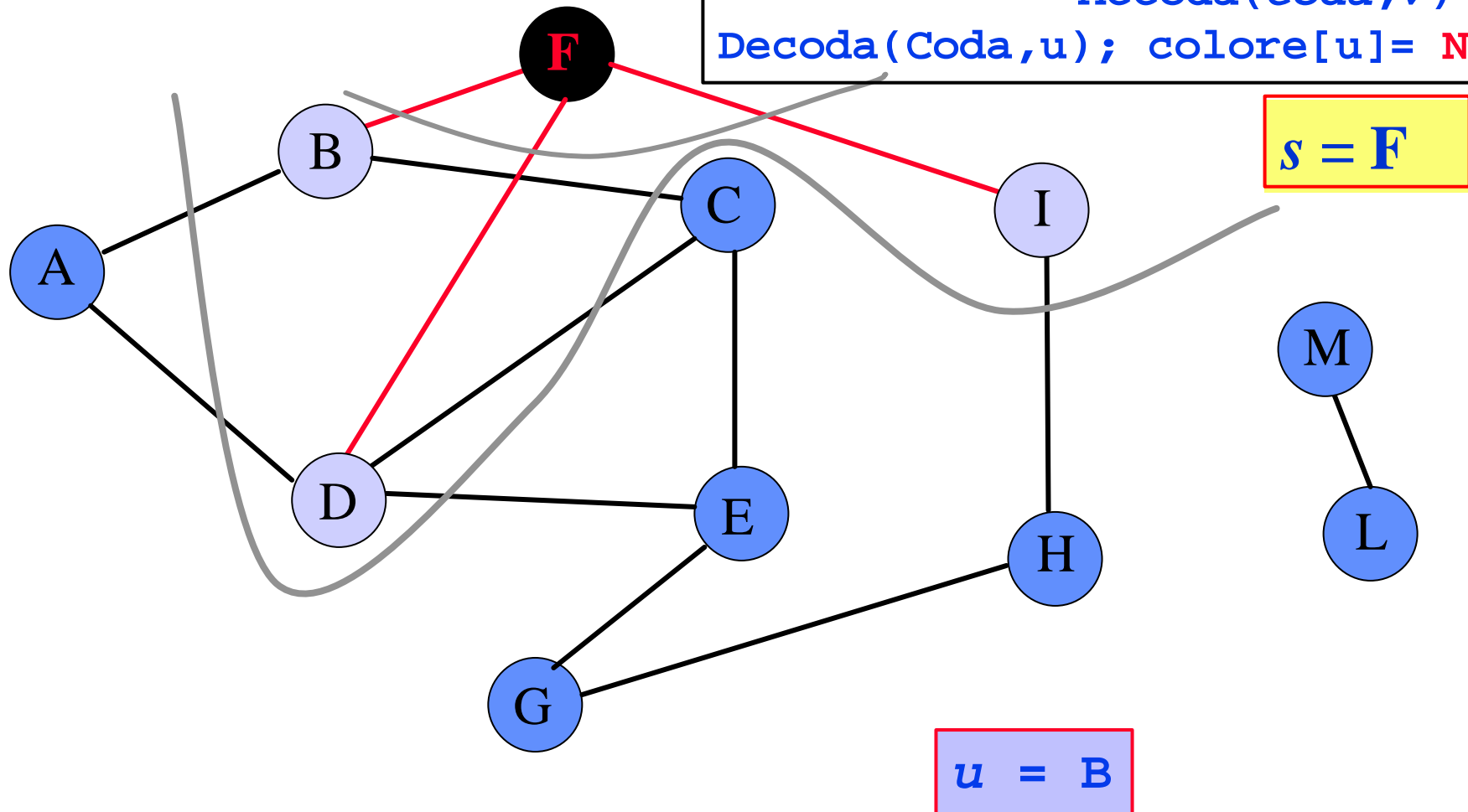


Coda: {F, B, I, D}

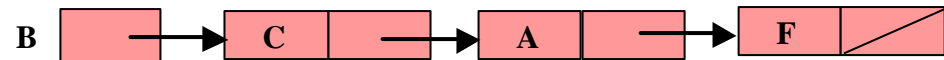


Algoritmo BFS II

```
for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do if  $\text{colore}[v] = \text{Bianco}$ 
  then  $\text{colore}[v] = \text{Grigio}$ 
        $\text{pred}[v] = u$ 
        $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(\text{Coda}, u)$ ;  $\text{colore}[u] = \text{Nero}$ 
```

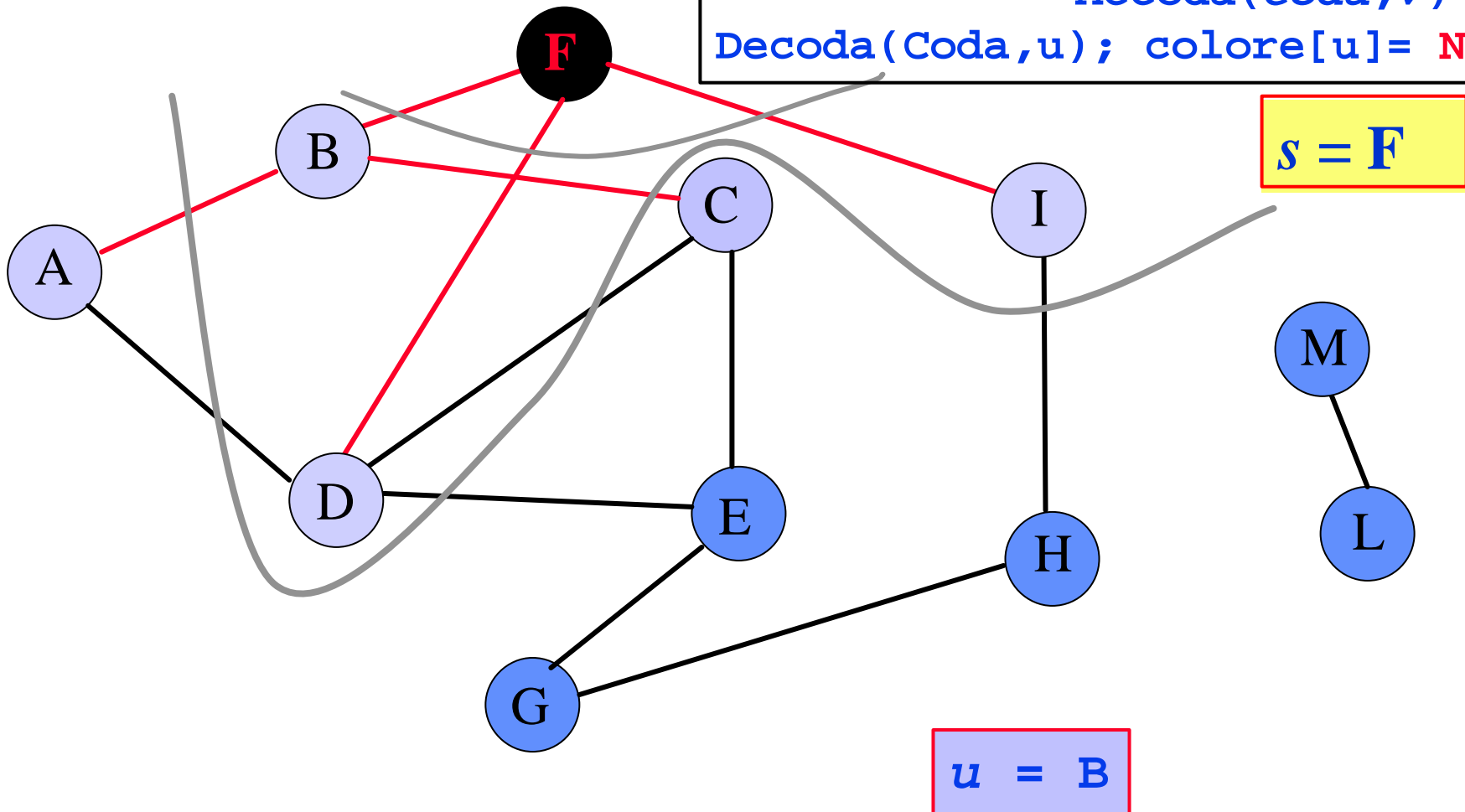


Coda: {B, I, D}

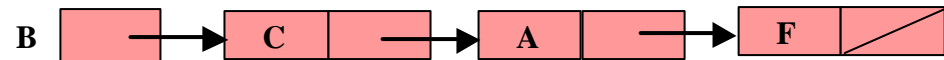


Algoritmo BFS II

```
for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do if  $\text{colore}[v] = \text{Bianco}$ 
  then  $\text{colore}[v] = \text{Grigio}$ 
        $\text{pred}[v] = u$ 
        $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(\text{Coda}, u)$ ;  $\text{colore}[u] = \text{Nero}$ 
```

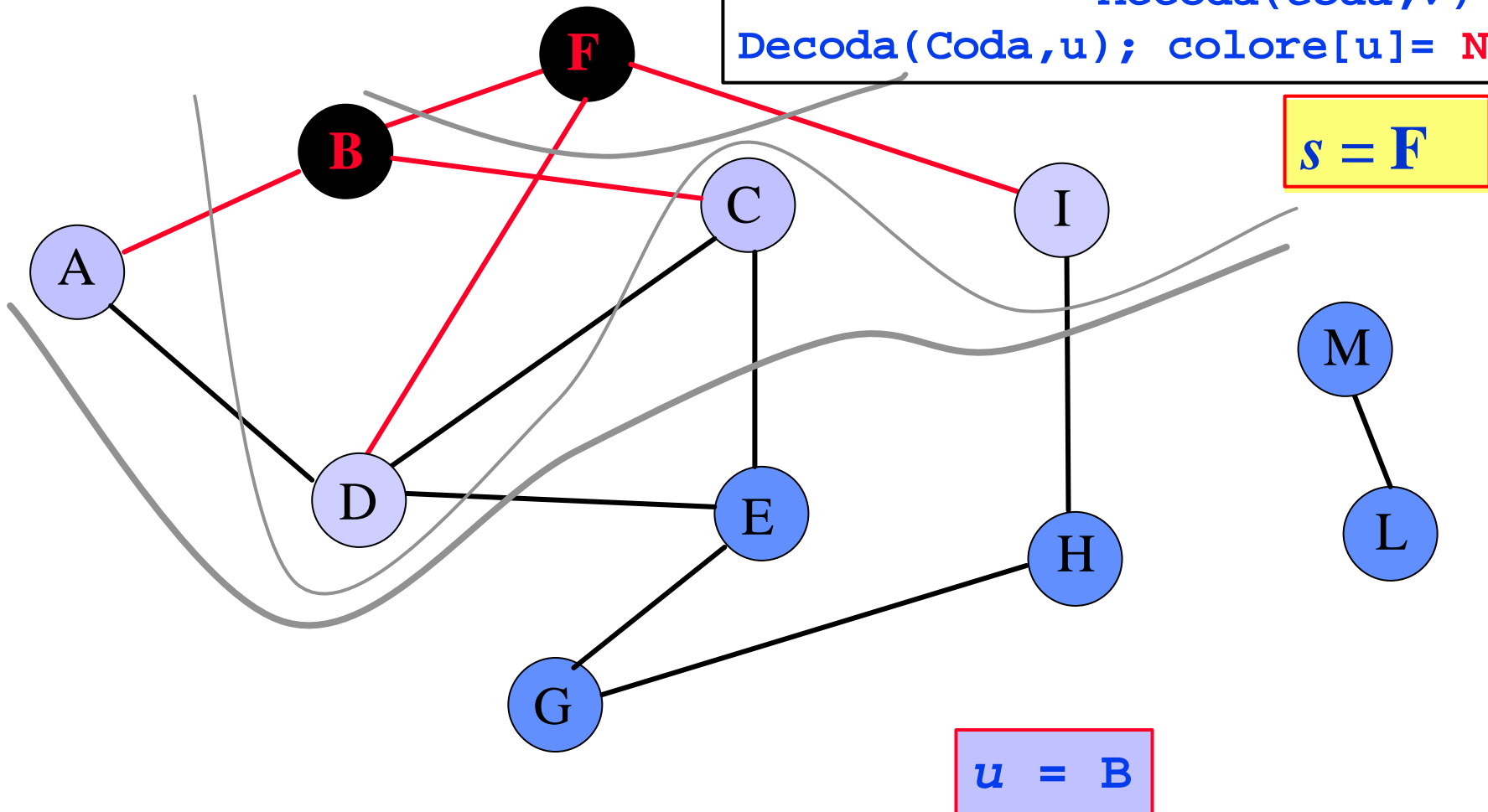


$\text{Coda} : \{B, I, D, C, A\}$

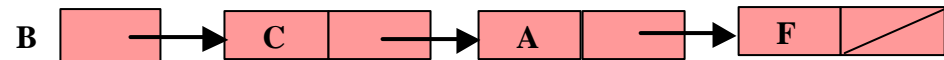


Algoritmo BFS II

```
for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do if  $\text{colore}[v] = \text{Bianco}$ 
then  $\text{colore}[v] = \text{Grigio}$ 
     $\text{pred}[v] = u$ 
     $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(\text{Coda}, u)$ ;  $\text{colore}[u] = \text{Nero}$ 
```

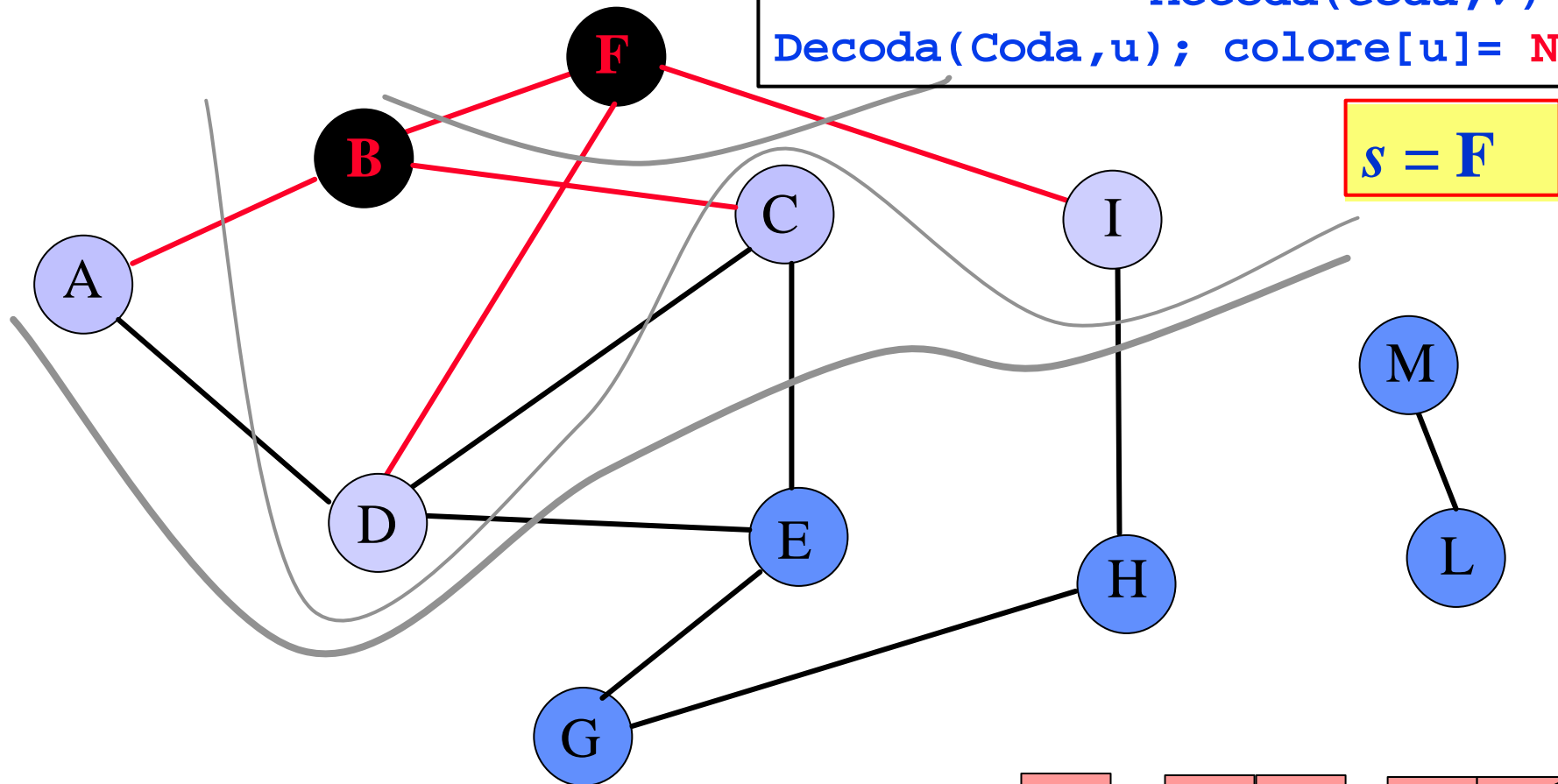


$\text{Coda} : \{B, I, D, C, A\}$

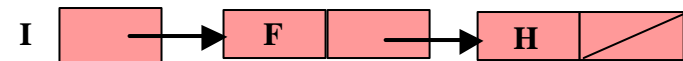


Algoritmo BFS II

```
for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do if  $\text{colore}[v] = \text{Bianco}$ 
  then  $\text{colore}[v] = \text{Grigio}$ 
        $\text{pred}[v] = u$ 
        $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(\text{Coda}, u)$ ;  $\text{colore}[u] = \text{Nero}$ 
```



Coda: {I, D, C, A}

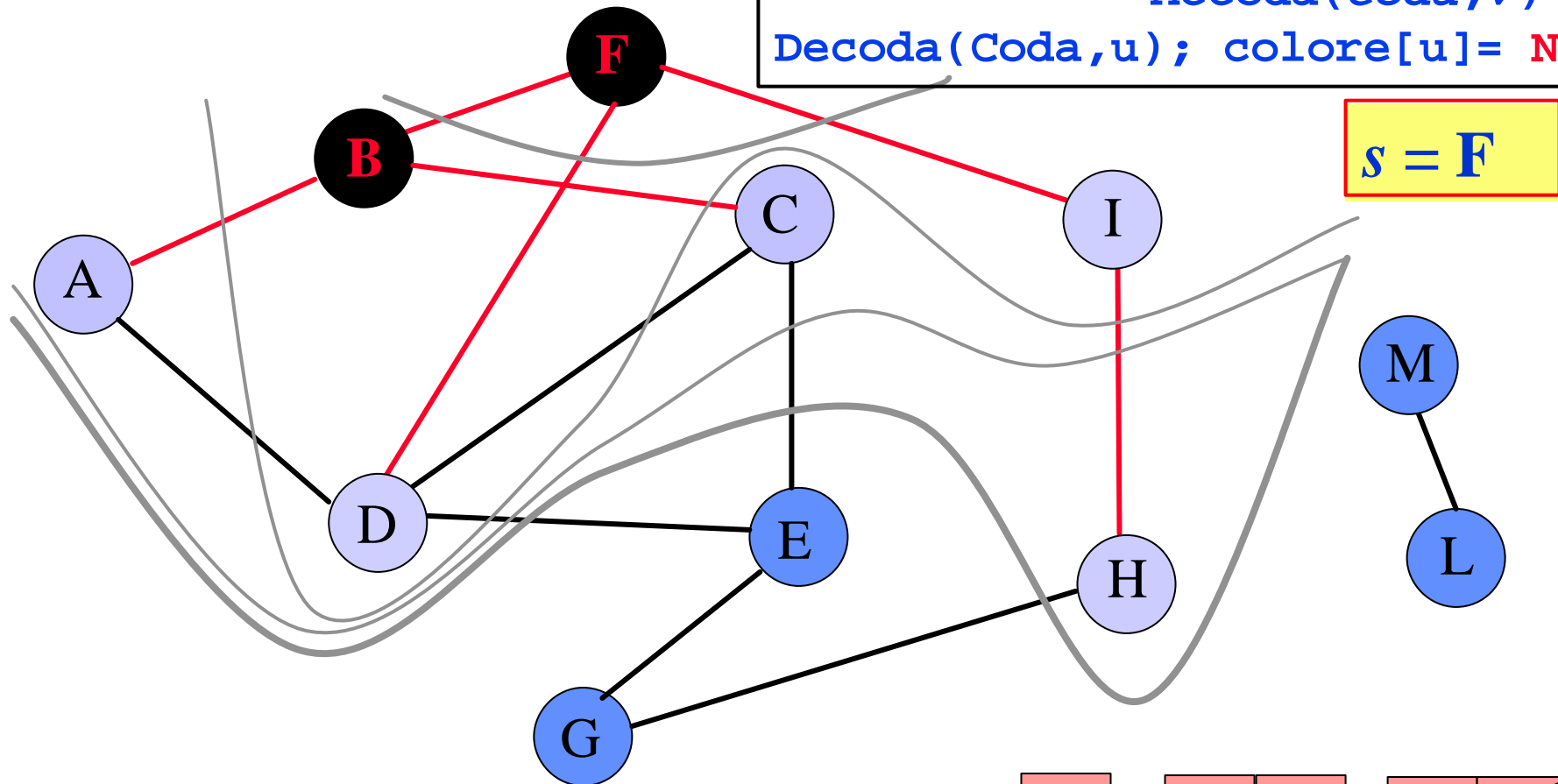


$u = I$

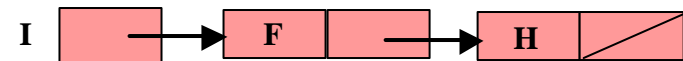
Algoritmo BFS II

```

for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do if  $\text{colore}[v] = \text{Bianco}$ 
then  $\text{colore}[v] = \text{Grigio}$ 
     $\text{pred}[v] = u$ 
     $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(\text{Coda}, u)$ ;  $\text{colore}[u] = \text{Nero}$ 
    
```



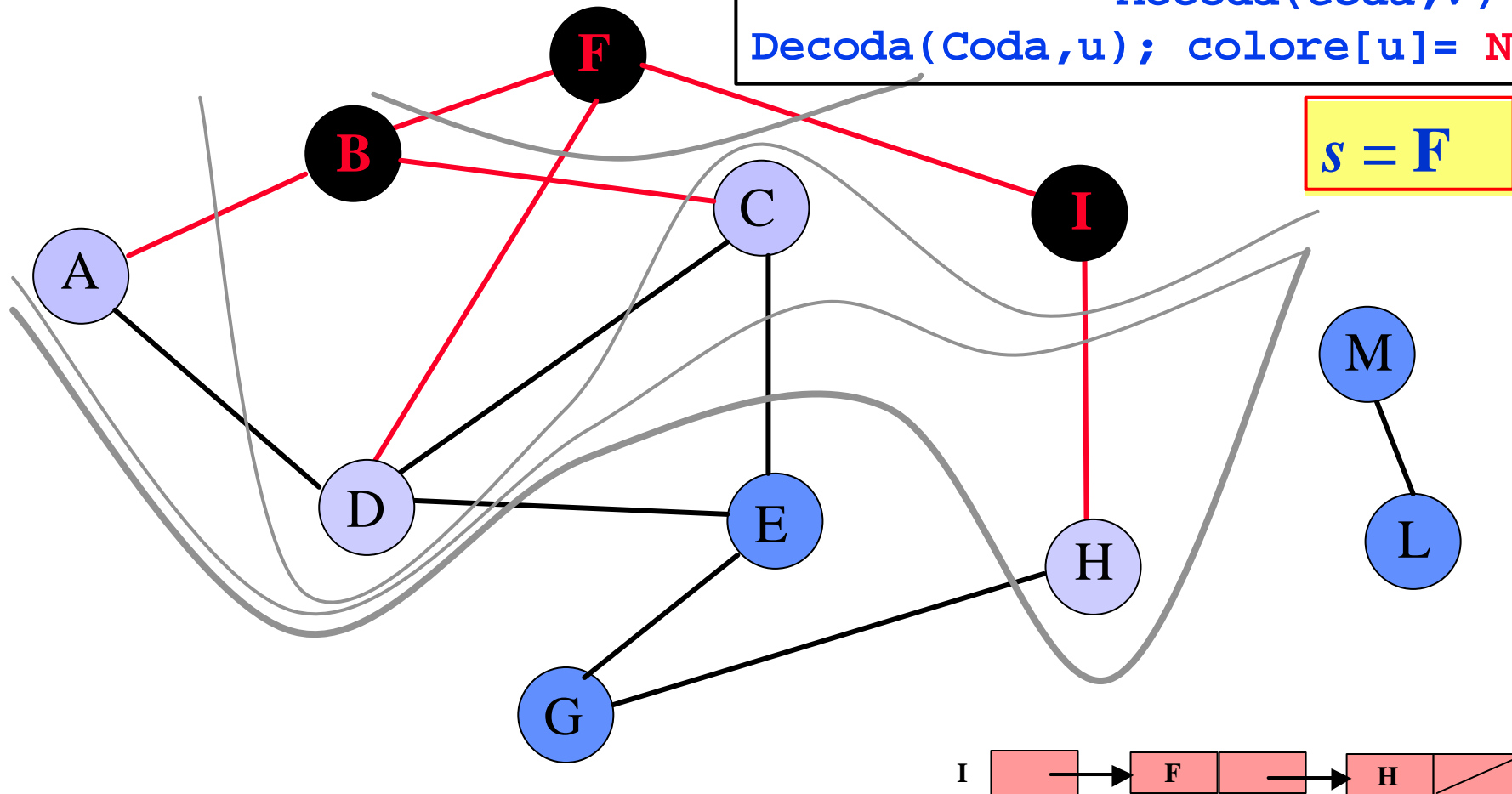
Coda: {I, D, C, A, H}



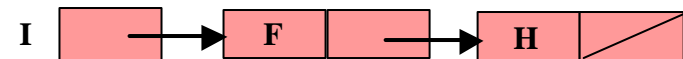
$u = I$

Algoritmo BFS II

```
for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do if  $\text{colore}[v] = \text{Bianco}$ 
  then  $\text{colore}[v] = \text{Grigio}$ 
        $\text{pred}[v] = u$ 
        $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(\text{Coda}, u)$ ;  $\text{colore}[u] = \text{Nero}$ 
```



Coda: {D, I, C, A, H}

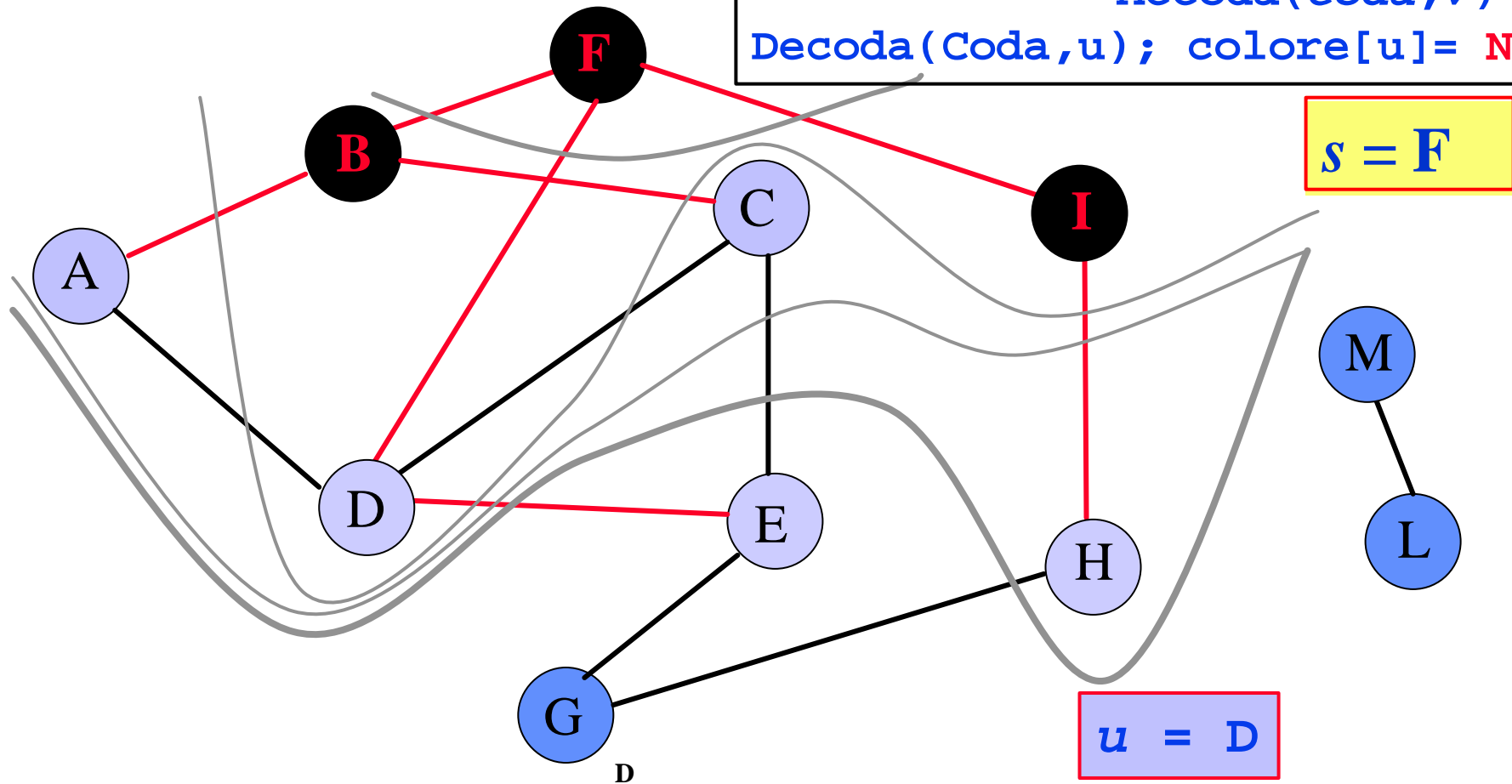


$u = I$

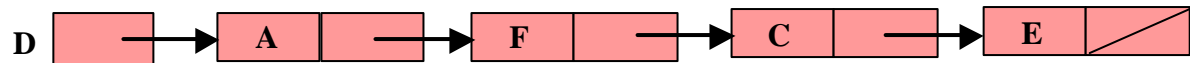
Algoritmo BFS II

```

for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do if  $\text{colore}[v] = \text{Bianco}$ 
then  $\text{colore}[v] = \text{Grigio}$ 
     $\text{pred}[v] = u$ 
     $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(\text{Coda}, u)$ ;  $\text{colore}[u] = \text{Nero}$ 
    
```



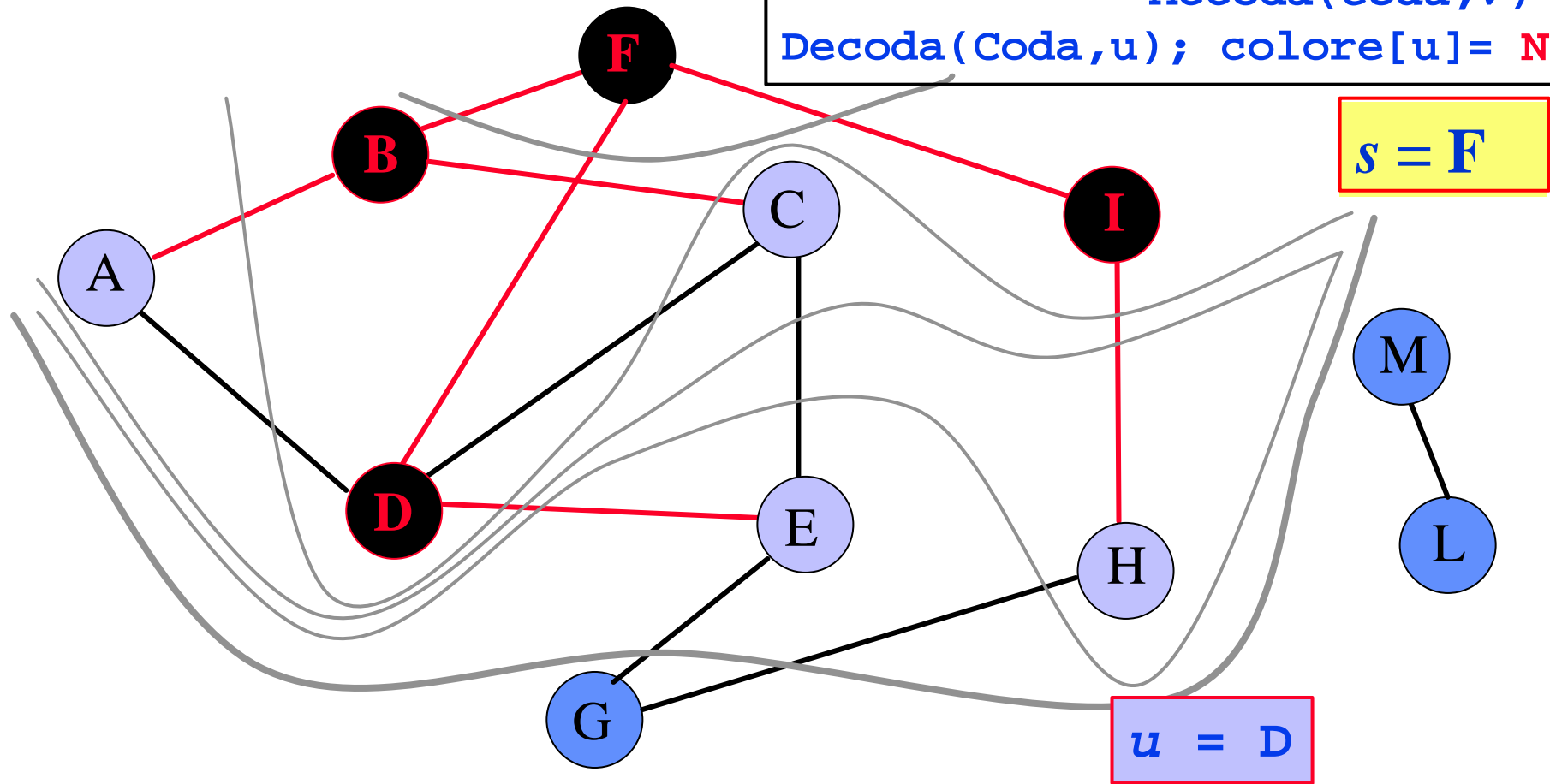
Coda: {D, C, A, H, E}



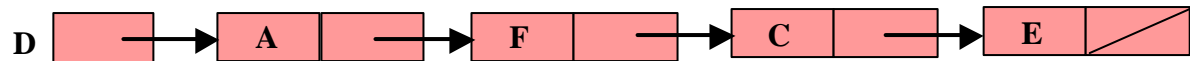
Algoritmo BFS II

```

for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do if  $\text{colore}[v] = \text{Bianco}$ 
then  $\text{colore}[v] = \text{Grigio}$ 
     $\text{pred}[v] = u$ 
     $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(\text{Coda}, u)$ ;  $\text{colore}[u] = \text{Nero}$ 
    
```

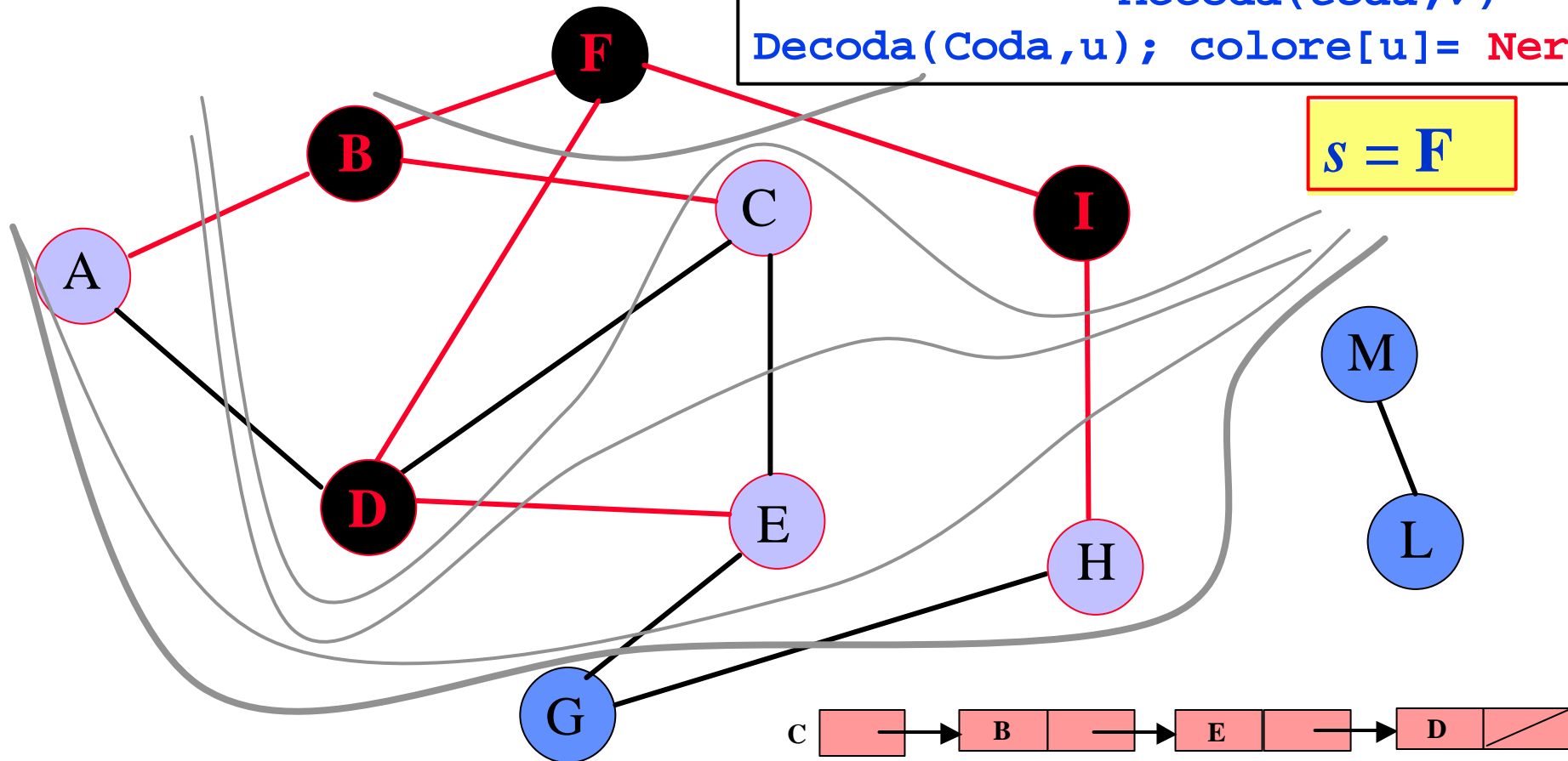


Coda: {D, C, A, H, E}



Algoritmo BFS II

```
for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do if  $\text{colore}[v] = \text{Bianco}$ 
  then  $\text{colore}[v] = \text{Grigio}$ 
        $\text{pred}[v] = u$ 
        $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(\text{Coda}, u)$ ;  $\text{colore}[u] = \text{Nero}$ 
```



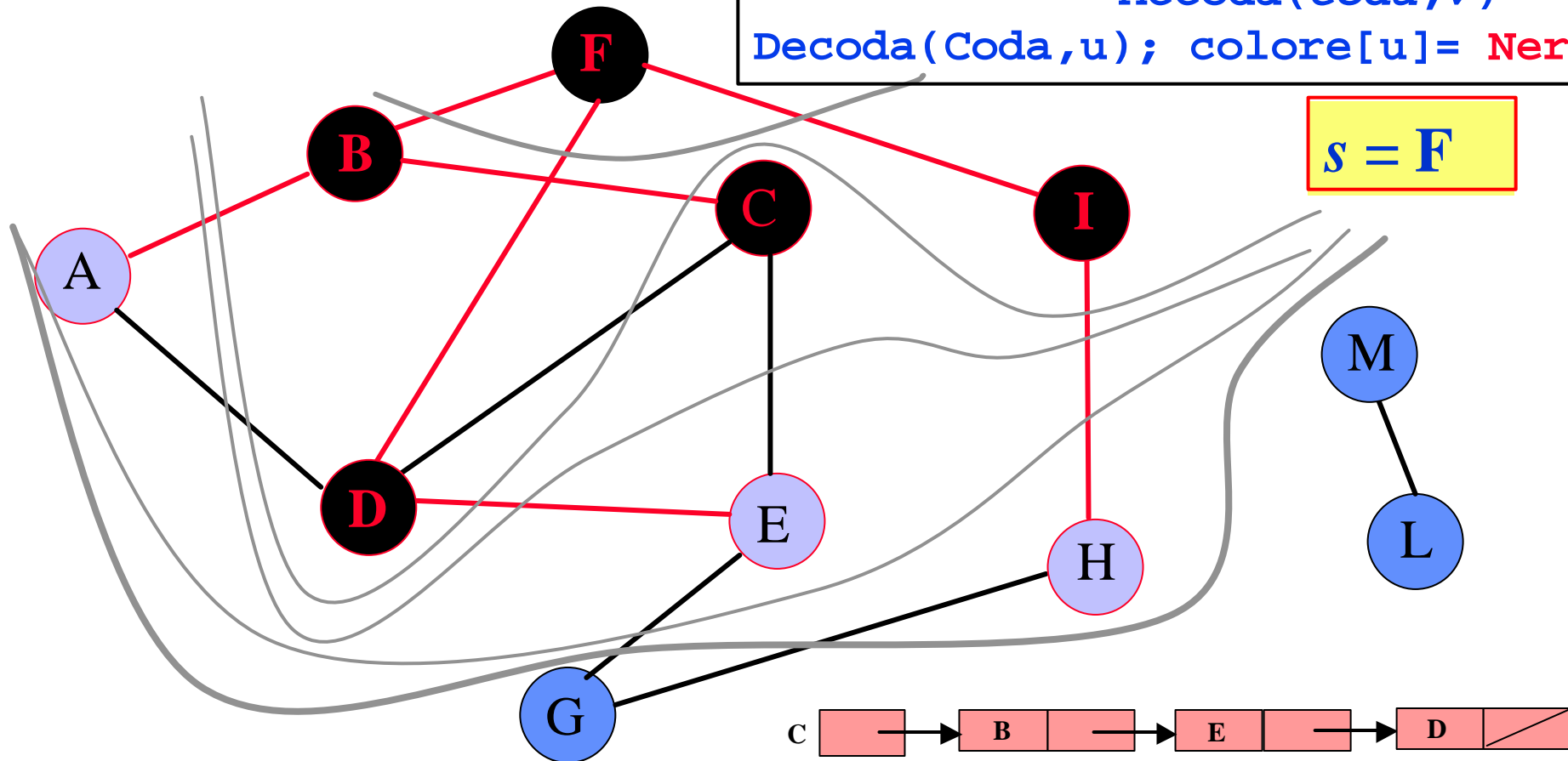
Coda: {C, A, H, E}

$u = C$

Algoritmo BFS II

```

for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do if  $\text{colore}[v] = \text{Bianco}$ 
then  $\text{colore}[v] = \text{Grigio}$ 
     $\text{pred}[v] = u$ 
     $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(\text{Coda}, u)$ ;  $\text{colore}[u] = \text{Nero}$ 
    
```

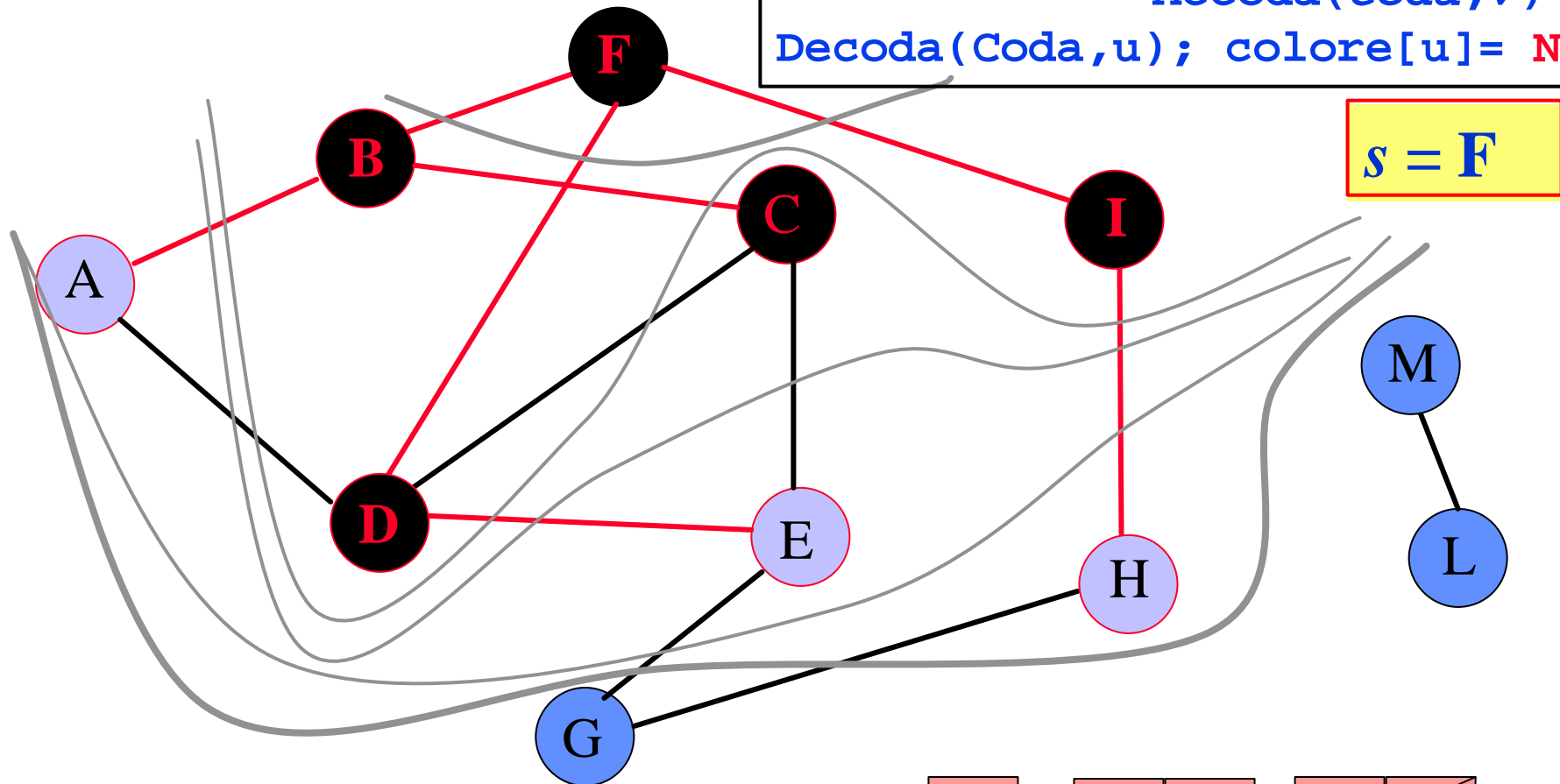


Coda: {C, A, H, E}

$u = C$

Algoritmo BFS II

```
for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do if  $\text{colore}[v] = \text{Bianco}$ 
then  $\text{colore}[v] = \text{Grigio}$ 
     $\text{pred}[v] = u$ 
     $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(\text{Coda}, u)$ ;  $\text{colore}[u] = \text{Nero}$ 
```



Coda: $\{A, H, E, G\}$

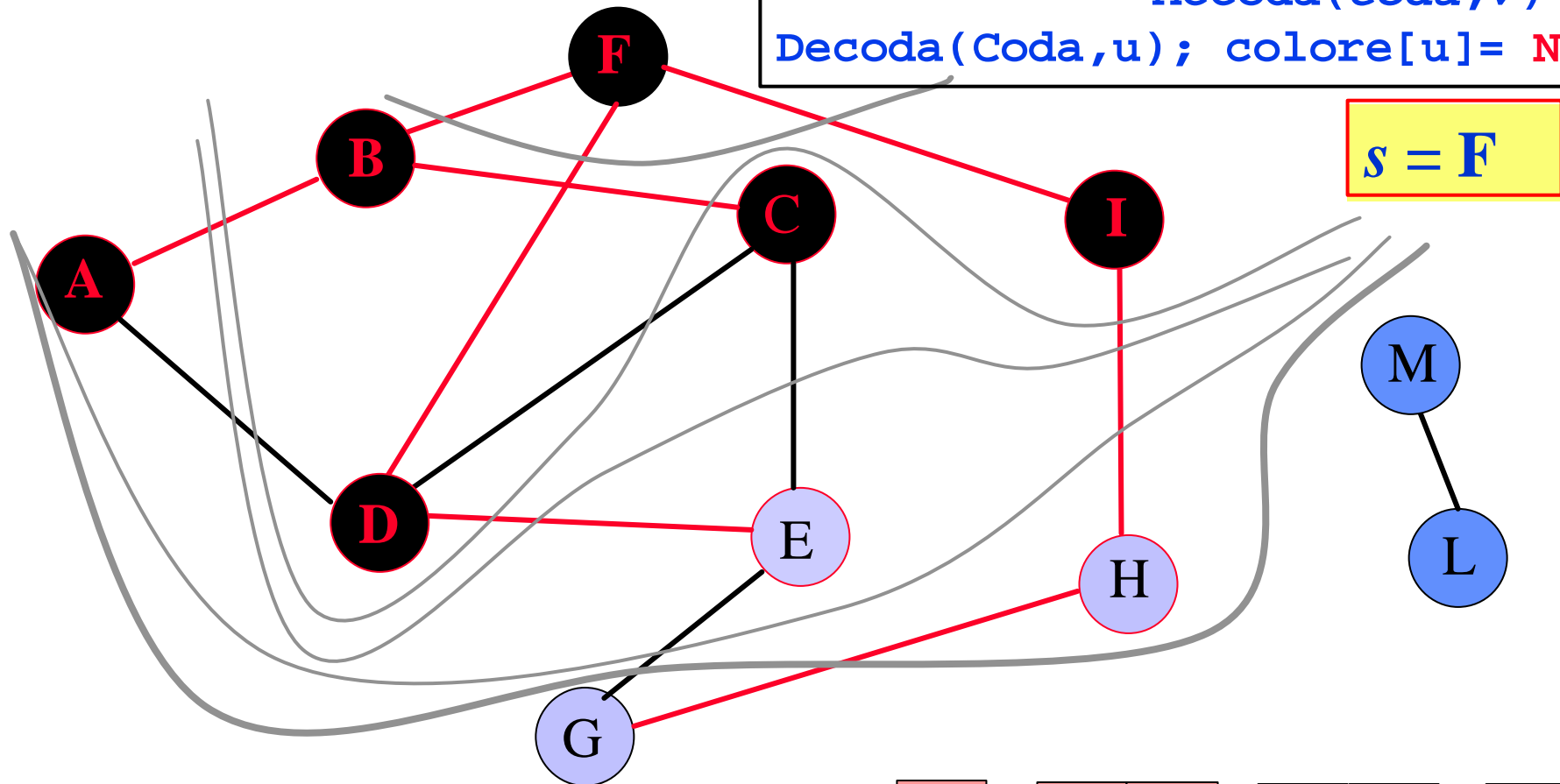


$u = A$

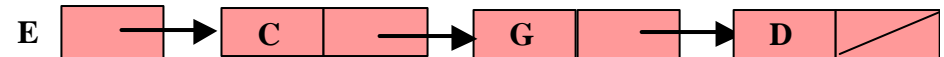
Algoritmo BFS II

```

for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do if  $\text{colore}[v] = \text{Bianco}$ 
  then  $\text{colore}[v] = \text{Grigio}$ 
        $\text{pred}[v] = u$ 
        $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(\text{Coda}, u)$ ;  $\text{colore}[u] = \text{Nero}$ 
    
```



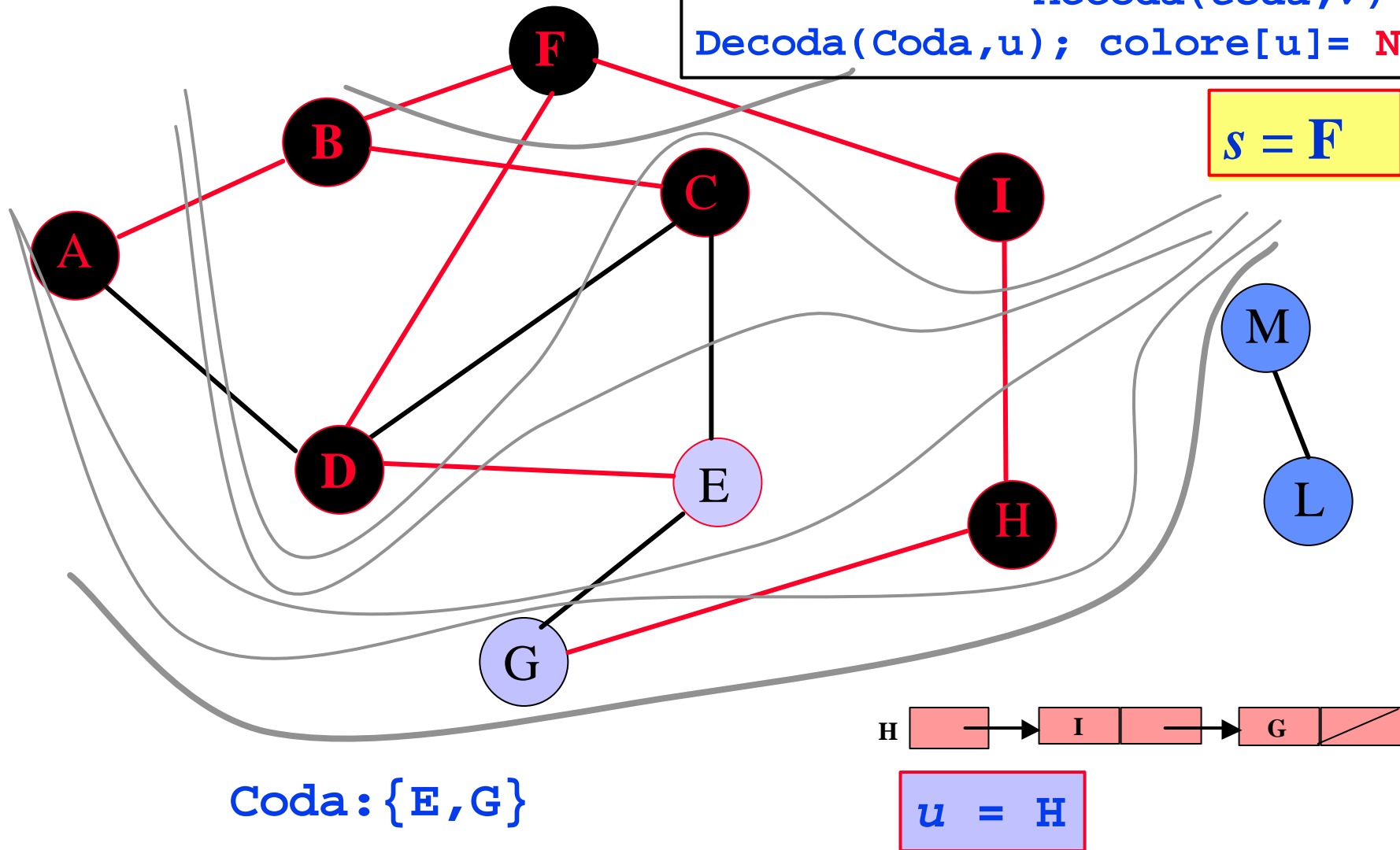
Coda: {H, E, G}



$u = E$

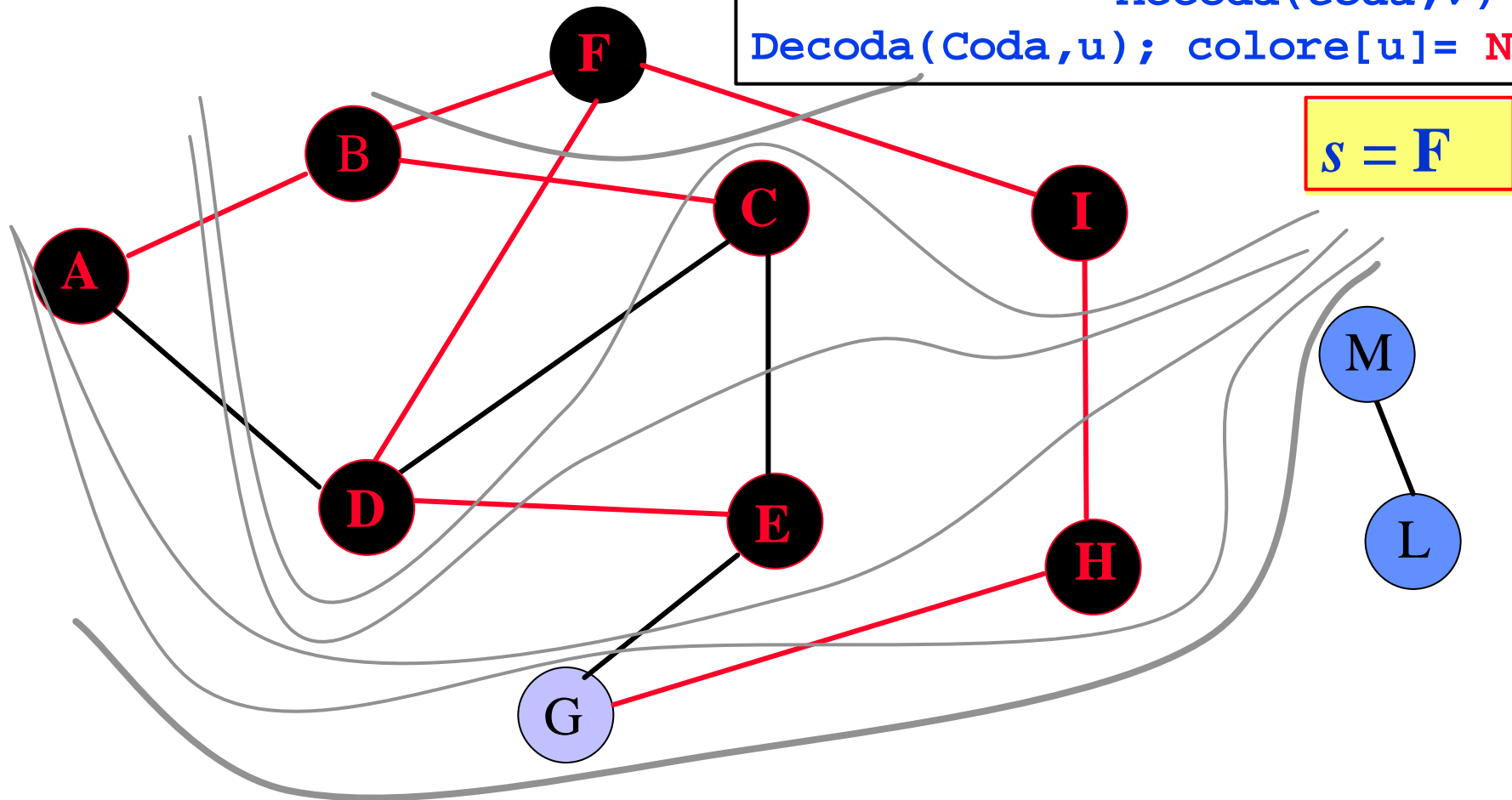
Algoritmo BFS II

```
for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do if  $\text{colore}[v] = \text{Bianco}$ 
  then  $\text{colore}[v] = \text{Grigio}$ 
        $\text{pred}[v] = u$ 
        $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(\text{Coda}, u)$ ;  $\text{colore}[u] = \text{Nero}$ 
```



Algoritmo BFS II

```
for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do if  $\text{colore}[v] = \text{Bianco}$ 
then  $\text{colore}[v] = \text{Grigio}$ 
     $\text{pred}[v] = u$ 
     $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(\text{Coda}, u)$ ;  $\text{colore}[u] = \text{Nero}$ 
```

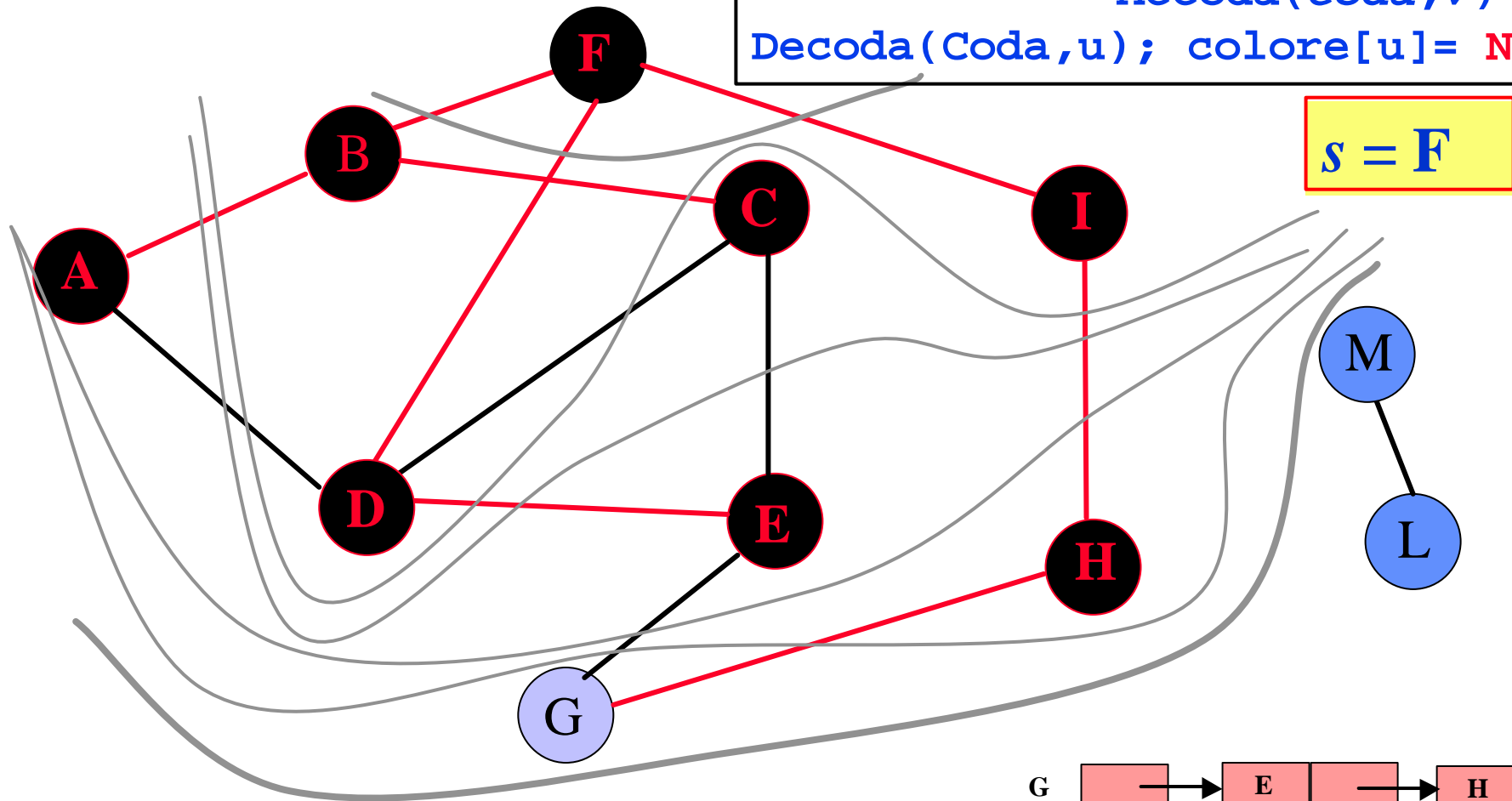


Coda: {G}

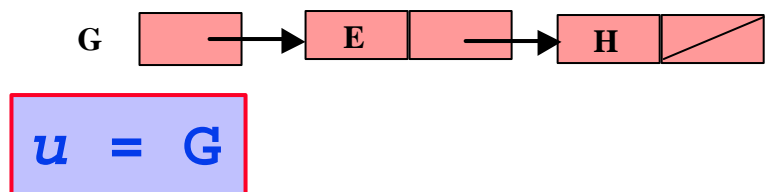
Algoritmo BFS II

```

for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do if  $\text{colore}[v] = \text{Bianco}$ 
then  $\text{colore}[v] = \text{Grigio}$ 
     $\text{pred}[v] = u$ 
     $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(\text{Coda}, u)$ ;  $\text{colore}[u] = \text{Nero}$ 
    
```

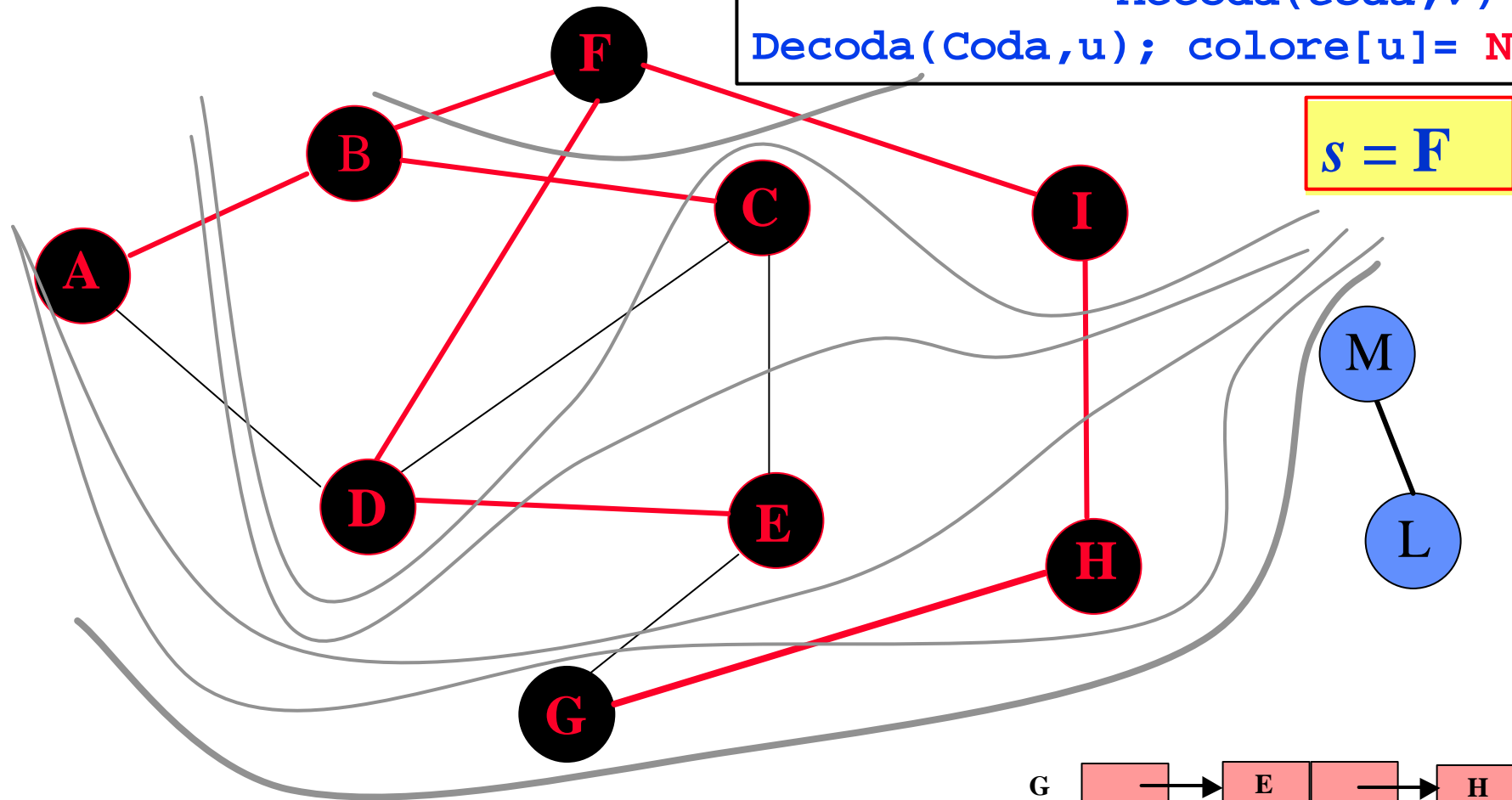


Coda: {G}



Algoritmo BFS II

```
for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
do if  $\text{colore}[v] = \text{Bianco}$ 
then  $\text{colore}[v] = \text{Grigio}$ 
     $\text{pred}[v] = u$ 
     $\text{Accoda}(\text{Coda}, v)$ 
 $\text{Decoda}(\text{Coda}, u)$ ;  $\text{colore}[u] = \text{Nero}$ 
```



Coda: { }

$u = G$

Algoritmo BFS II

BSF(*G*:grafo, *s*:vertice)

```
for each vertice  $u \in V(G) - \{s\}$ 
  do colore[u] = Bianco
     pred[u] = Nil
colore[s] = Grigio
pred[s] = Nil
Coda = {s}
```

Inizializzazione

```
while Coda  $\neq \emptyset$ 
  do u = Testa[Coda]
     for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
       do if colore[v] = Bianco
          then colore[v] = Grigio
              pred[v] = u
              Accoda(Coda, v)
Decoda(Coda)
colore[u] = Nero
```

Accodamento
dei soli nodi
non visitati

Algoritmo BFS II: complessità

BSF(*G*:grafo, *s*:vertex)

```
for each vertex  $u \in V(G) - \{s\}$ 
  do colore[u] = Bianco
     pred[u] = Nil
colore[s] = Grigio
pred[s] = Nil
Coda = {s}
```

$O(|V|)$

```
while Coda  $\neq \emptyset$ 
  do u = Testa[Coda]
     for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
```

```
    do if colore[v] = Bianco
       then colore[v] = Grigio
           pred[v] = u
           Accoda(Coda, v)
```

$O(|E_u|)$

E_u = lunghezza
della lista di
adiacenza di *u*

```
Decoda(Coda)
```

```
colore[u] = Nero
```

Algoritmo BFS II: complessità

BSF(*G*:grafo, *s*:vertice)

```
for each vertice  $u \in V(G) - \{s\}$ 
  do colore[u] = Bianco
     pred[u] = Nil
colore[s] = Grigio
pred[s] = Nil
Coda = {s}
```

$O(|V|)$

```
while Coda  $\neq \emptyset$ 
  do u = Testa[Coda]
     for each  $v \in \text{Adiac}(u)$ 
       do if colore[v] = Bianco
          then colore[v] = Grigio
              pred[v] = u
              Accoda(Coda, v)

  Decoda(Coda)
  colore[u] = Nero
```

$O(|E|)$

E = dimensione
delle liste di
adiacenza.
Numero di archi

Algoritmo BFS II: complessità

L'algoritmo di visita in *Breadth-First* impiega **tempo** proporzionale alla **somma** del **numero di vertici** e del **numero di archi** (dimensione delle liste di adiacenza).

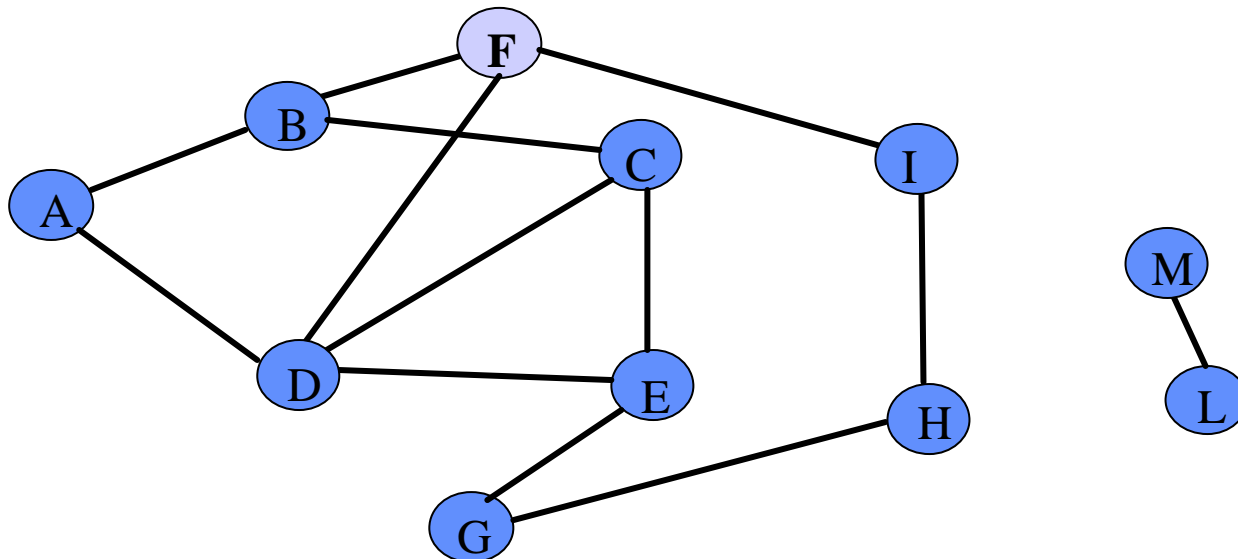
$$T(V,E) = O(|V|+|E|)$$

Sottografo dei predecessori e BFS

- L'*algoritmo BFS* eseguito su un grafo $G=<V,E>$ costruisce (nell'array $pred[]$) il *sottografo dei predecessori* denotato con $G_{pred}=<V_{pred},E_{pred}>$, dove:

$$V_{pred} = \{ v \in V : pred[v] \neq \text{Nil} \} \cup \{s\}$$

$$E_{pred} = \{ (pred[v], v) \in E : v \in V_{pred} - \{s\} \}$$

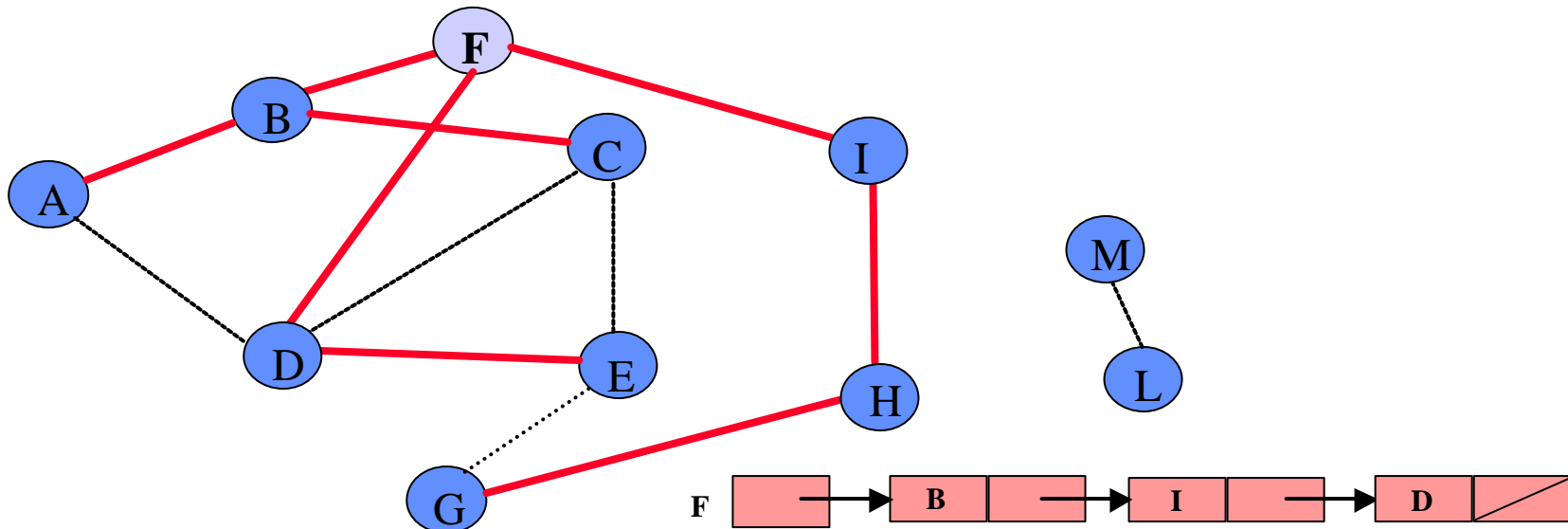


Sottografo dei predecessori e BFS

- L'*algoritmo BFS* eseguito su un grafo $G = \langle V, E \rangle$ costruisce (nell'array $pred[]$) il *sottografo dei predecessori* denotato con $G_{pred} = \langle V_{pred}, E_{pred} \rangle$, dove:

$$V_{pred} = \{ v \in V : pred[v] \neq \text{Nil} \} \cup \{s\}$$

$$E_{pred} = \{ (pred[v], v) \in E : v \in V_{pred} - \{s\} \}$$

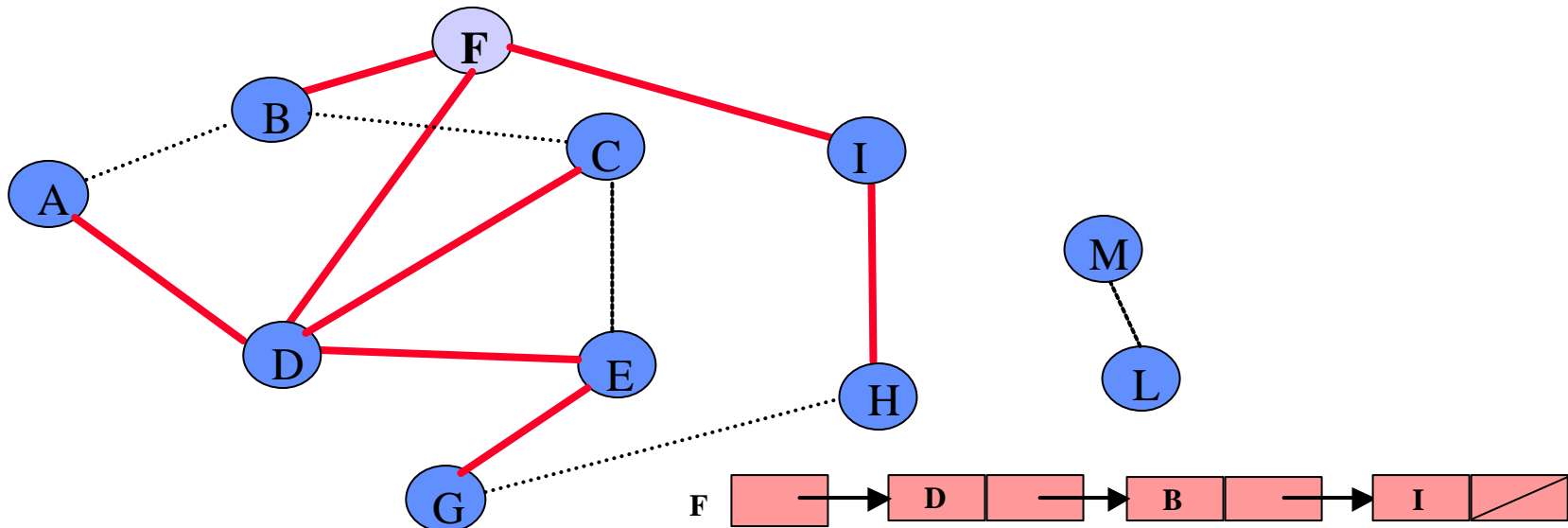


Sottografo dei predecessori e BFS

- L'*algoritmo BFS* eseguito su un grafo $G = \langle V, E \rangle$ costruisce (nell'array $pred[]$) il *sottografo dei predecessori* denotato con $G_{pred} = \langle V_{pred}, E_{pred} \rangle$, dove:

$$V_{pred} = \{ v \in V : pred[v] \neq \text{Nil} \} \cup \{s\}$$

$$E_{pred} = \{ (pred[v], v) \in E : v \in V_{pred} - \{s\} \}$$

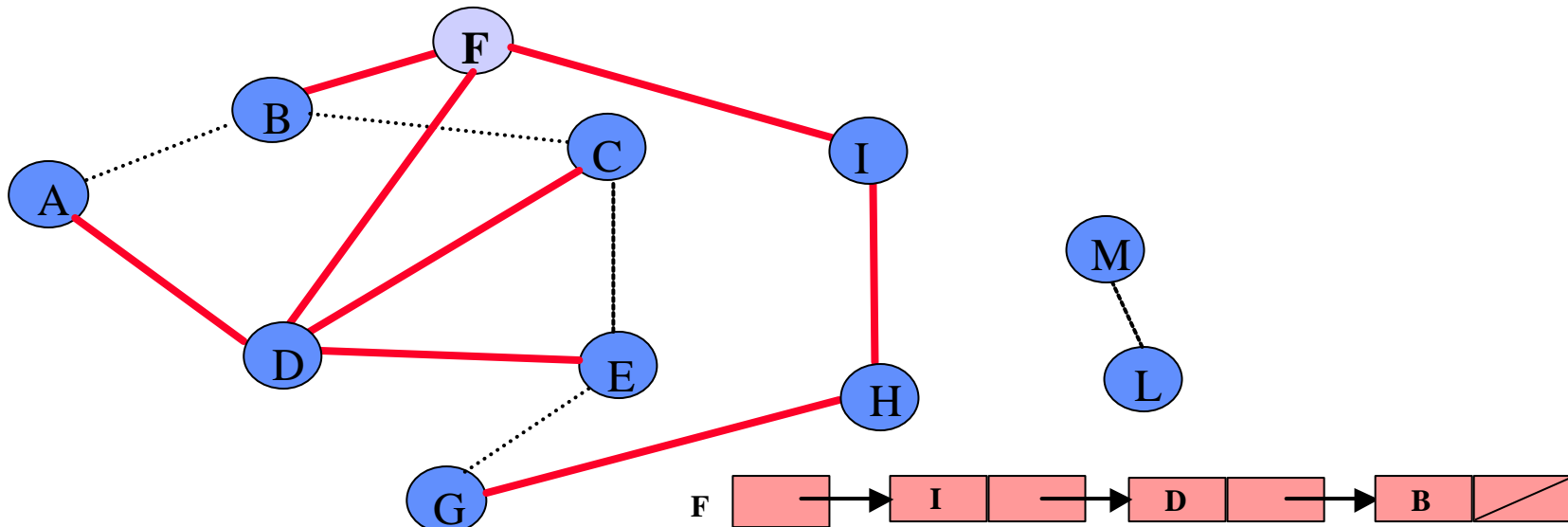


Sottografo dei predecessori e BFS

- L'*algoritmo BFS* eseguito su un grafo $G = \langle V, E \rangle$ costruisce (nell'array $pred[]$) il *sottografo dei predecessori* denotato con $G_{pred} = \langle V_{pred}, E_{pred} \rangle$, dove:

$$V_{pred} = \{ v \in V : pred[v] \neq \text{Nil} \} \cup \{s\}$$

$$E_{pred} = \{ (pred[v], v) \in E : v \in V_{pred} - \{s\} \}$$

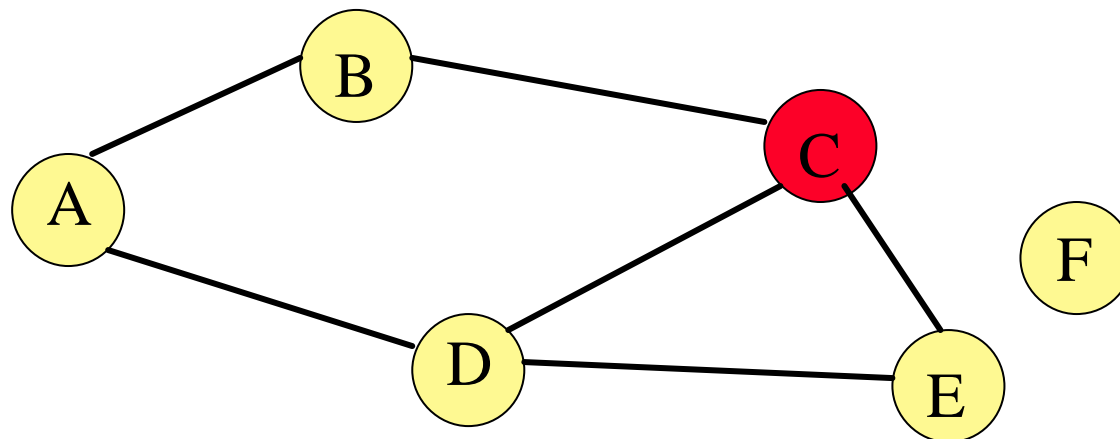


Definizione del problema

Attraversamento di un grafo

Dato un grafo $G = \langle V, E \rangle$ ed un vertice s di V (detto *sorgente*), esplorare *ogni vertice raggiungibile* nel grafo dal vertice s

Calcolare, inoltre, la *distanza* da s di tutti i vertici raggiungibili



$s = C$

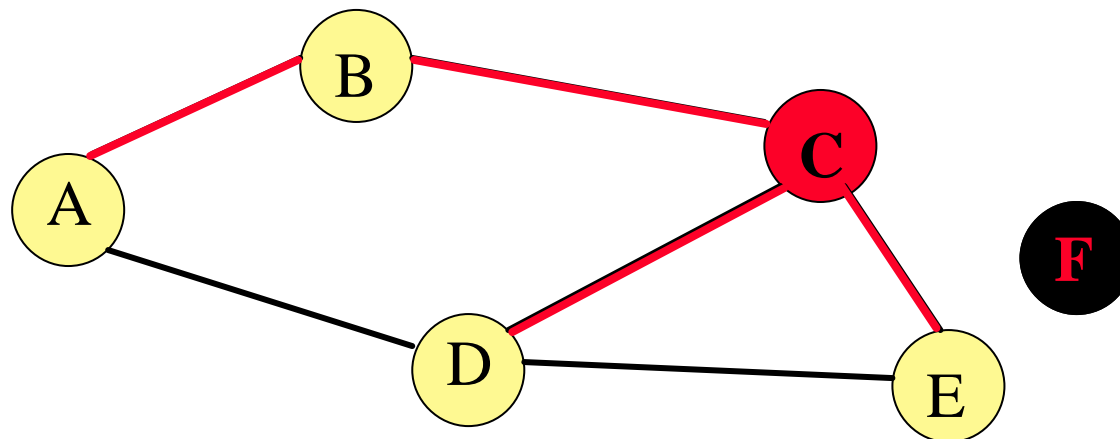
Numero minimo di archi tra i vertici

Definizione del problema

Attraversamento di un grafo

Dato un grafo $G = \langle V, E \rangle$ ed un vertice s di V (detto *sorgente*), esplorare *ogni vertice raggiungibile* nel grafo dal vertice s

Calcolare, inoltre, la *distanza* da s di tutti i vertici raggiungibili



$s = C$

$dist[B] = dist[E] =$
 $= dist[D] = 1$
 $dist[A] = 2$
 $dist[F] = \infty$

Algoritmo BFS III

BSF(*G*:grafo, *s*:vertice)

for each vertice $u \in V(G) - \{s\}$

do *colore*[*u*] = Bianco

dist[*u*] = ∞

pred[*u*] = Nil

colore[*s*] = Grigio

pred[*s*] = Nil

dist[*s*] = 0

Coda = {*s*}

while *Coda* $\neq \emptyset$

do *u* = *Testa*[*Coda*]

for each $v \in \text{Adiac}(u)$

do if *colore*[*v*] = Bianco

then *colore*[*v*] = Grigio

dist[*v*] = *dist*[*u*] + 1

pred[*v*] = *u*

Accoda(*Coda*, *v*)

Decoda(*Coda*)

colore[*u*] = Nero

Inizializzazione

Aggiorna-
mento delle
distanze

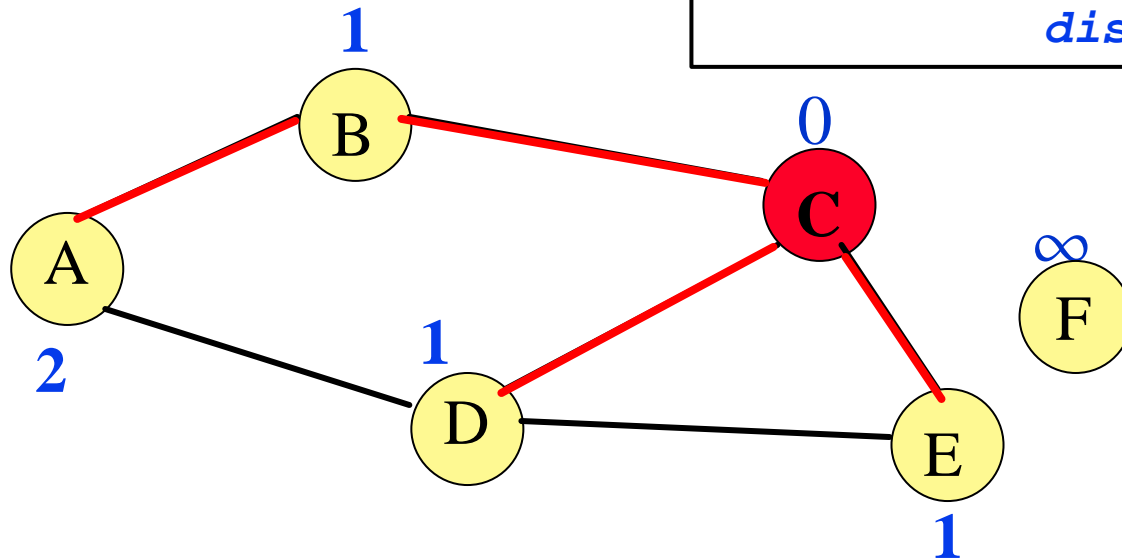
Algoritmo BFS III: calcolo distanze

Inizializzazione

```
for each vertice  $u \in V(G) - \{s\}$ 
do ...
     $dist[u] = \infty$ 
    ...
...
 $dist[s] = 0$ 
```

Aggiornamento delle distanze

```
for each  $v \in Adiac(u)$ 
do if  $colore[v] = \text{Bianco}$ 
then ...
     $dist[v] = dist[u] + 1$ 
```



Correttezza di BFS III

Sia dato un *grafo* $G=\langle V,E \rangle$ (orientato o non) e un vertice sorgente s :

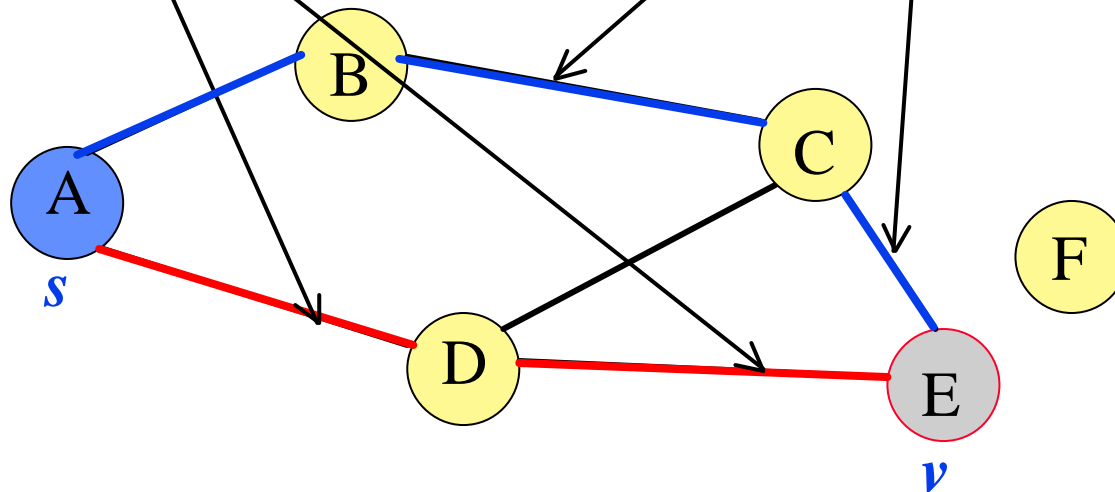
- durante l'esecuzione dell'algoritmo $BFS(G,s)$, vengono esaminati *tutti i vertici* di V *raggiungibili* da s ;
- Prima di dimostrare la correttezza di BFS , dimostreremo alcune proprietà dei *percorsi minimi*.

Percorsi minimi

Un *percorso minimo* in un grafo $G=<V,E>$ tra due vertici s e v è un percorso da s a v che contiene il minimo numero di archi.

Questo è un *percorso minimo* tra A e E

Questo *NON* è un *percorso minimo* tra A e E

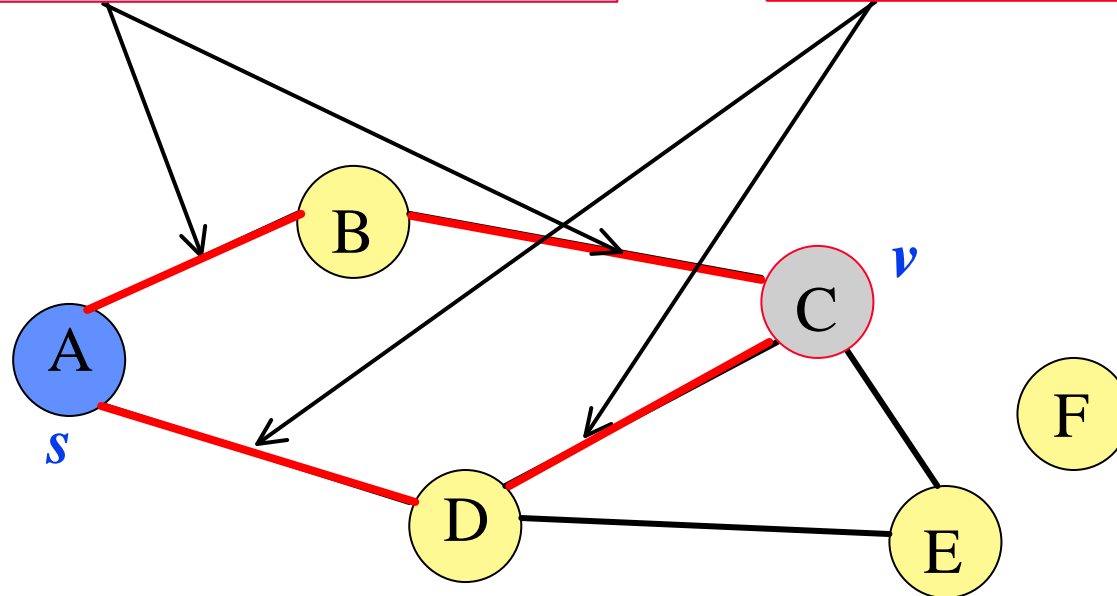


Percorsi minimi

Un *percorso minimo* in un grafo $G=<V,E>$ tra due vertici s e v è un percorso da s a v che contiene il minimo numero di archi.

Questo è un *percorso minimo* tra A e C

Questo è un *percorso minimo* tra A e C

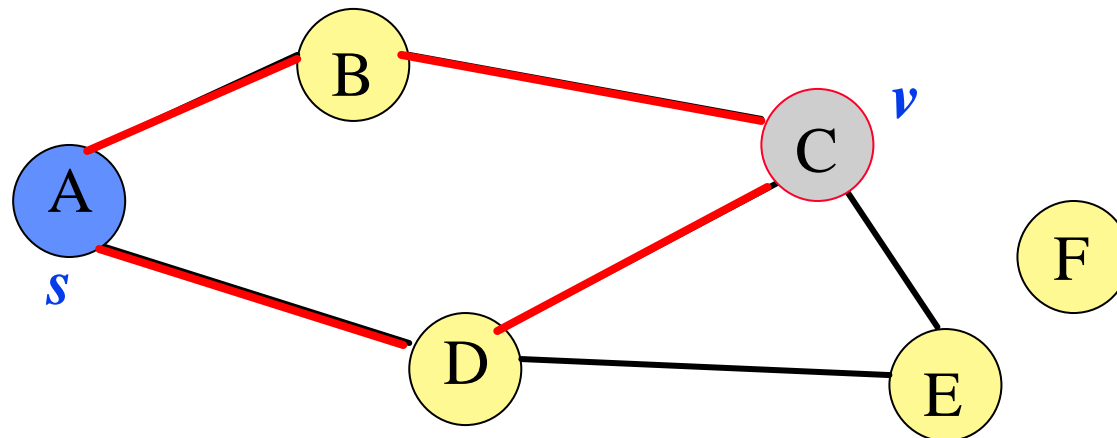


Possono esistere *più percorsi minimi* tra due vertici

Percorsi minimi

Un *percorso minimo* in un *grafo* $G=<V,E>$ tra due vertici s e v è un percorso da s a v che contiene il minimo numero di archi.

La *distanza* $d(s,v)$ tra due vertici s e v è la *lunghezza* (numero di archi) di un *percorso minimo* tra s e v .



$$d(A,C) = 2$$

La *distanza* tra due vertici è *unica*

Percorsi minimi: proprietà I

Sia $G = \langle V, E \rangle$ un *grafo* (orientato o non) e s un vertice di G . Allora per ogni arco (u, v) di E , vale quanto segue:

$$d(s, v) \leq d(s, u) + 1$$

Proprietà I: dimostrazione

Ci sono 2 casi:

- u è raggiungibile da s
- u non è raggiungibile da s

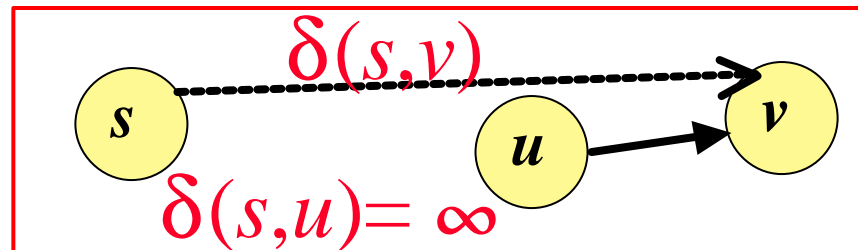
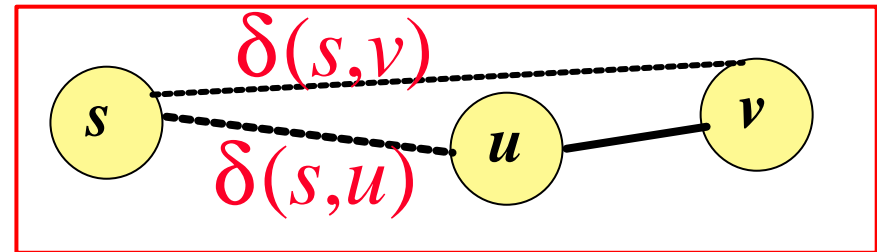
- u è raggiungibile da s :

Allora anche v lo è.

Il *percorso minore* da s a v in tal caso *non* può essere *più lungo* del percorso minore da s a u seguito dall'arco (v,u) , e quindi $d(s,v) \leq d(s,u) + 1$

- u non è raggiungibile da s

Allora $d(s,u) = \infty$, e nuovamente la disuguaglianza vale.



Percorsi minimi: proprietà II

Sia $G = \langle V, E \rangle$ un *grafo* (orientato o non).

Supponiamo di eseguire $BFS(G, s)$. Al termine dell'algoritmo, per ogni vertice v di V , vale:

$$dist[v] \leq d(s, v)$$

Proprietà II: dimostrazione

Induzione sul *numero di operazioni di inserimento* di vertici in coda.

Ipotesi Induttiva: “per ogni accodamento precedente, vale $\text{dist}[v] \leq d(s,v)$ per ogni vertice v ”.

Passo Base: è quando s viene posto nella coda. Poiché $\text{dist}[s] = 0 = d(s,s)$ e $\text{dist}[v] = \infty \geq d(s,v)$ per ogni altro vertice v , la tesi è banalmente verificata!

```
BSF( $G$ :grafo,  $s$ :vertice)
  for each vertice  $u \in V(G) - \{s\}$ 
    do  $\text{colore}[u] = \text{Bianco}$ 
        $\text{dist}[u] = \infty$  ←
        $\text{pred}[u] = \text{Nil}$ 
   $\text{dist}[s] = 0$  ←
  Coda =  $\{s\}$ 
  ...
```

Proprietà II: dimostrazione

Passo Induttivo: un vertice bianco v viene posto in coda scorrendo la lista di adiacenza del vertice u in testa. Per ipotesi induttiva $dist[u] \leq d(s, u)$.

Dall'assegnamento e dalla **Proprietà I** risulta che:

$$dist[v] = dist[u] + 1$$

$$\geq d(s, u) + 1$$

$$\geq d(s, v)$$

```
BSF( $G$ :grafo,  $s$ :vertice)
```

```
...
```

```
while Coda  $\neq \emptyset$ 
```

```
do  $u = Testa[Coda]$ 
```

```
for each  $v \in Adiac(u)$ 
```

```
do if  $colore[v] = Bianco$ 
```

```
then  $colore[v] = Grigio$ 
```

```
 $dist[v] = dist[u] + 1$ 
```

```
Accoda( $Coda, v$ )
```

```
Decoda( $Coda$ )
```

Percorsi minimi: proprietà III

Sia $G = \langle V, E \rangle$ un *grafo* (orientato o non).

Supponiamo di eseguire $BFS(G, s)$ e che in *coda* siano presenti i vertici $[v_1, \dots, v_n]$ (v_1 è la testa).

Allora:

$$dist[v_n] \leq dist[v_1] + 1$$

$$dist[v_i] \leq dist[v_{i+1}]$$

per ogni $i = 1, \dots, n-1$

Proprietà III: dimostrazione

Dimostriamo per induzione sul numero di operazioni sulla coda.

- ***Passo Base:*** Inizialmente (***1 operazione sulla coda***), quando la coda contiene solo ***s***, la proprietà certamente vale.

Proprietà III: dimostrazione

Ipotesi Induttiva

Dobbiamo dimostrare che la proprietà vale sia per qualsiasi *operazione di accodamento* o di *estrazione* di un vertice dalla coda.

Denotiamo con $[v_1 v_2 \dots v_r]$ coda, dove v_1 è la testa.

Supponiamo (ipotesi induttiva) che la proprietà valga dopo la $(k-1)$ -esima operazione sulla coda, che sarà $[v_1 v_2 \dots v_r]$. Cioè che valga:

$$\text{dist}[v_r] \leq \text{dist}[v_1] + 1$$

$$\text{dist}[v_i] \leq \text{dist}[v_{i+1}]$$

Proprietà III: dimostrazione

- *Passo Induttivo* consideriamo la *k*-esima operazione
 - 1) quando v_1 viene estratto, v_2 diventa la nuova testa (quando si svuota la proprietà vale banalmente). Allora, poiché si ha $dist[v_1] \leq dist[v_2]$, risulta
$$dist[v_r] \leq dist[v_1] + 1 \leq dist[v_2] + 1$$
e il resto delle disuguaglianze resta identico. Quindi la proprietà vale con v_2 come testa

Proprietà III: dimostrazione

- *Passo Induttivo* consideriamo la *k*-esima operazione
- 2) quando si accoda a $[v_1 \ v_2 \ \dots \ v_r]$ il vertice v (nel codice) diventa il nuovo v_{r+1} , $[v_1 \ v_2 \ \dots \ v_r \ v_{r+1}]$, mentre il vertice v_1 è il vertice u la cui lista di adiacenza viene esaminata (nel codice). Allora vale $\text{dist}[v_{r+1}] = \text{dist}[v] \wedge \text{dist}[u] + 1 = \text{dist}[v_1] + 1$ e $\text{dist}[v_r] \wedge \text{dist}[v_1] + 1 = \text{dist}[u] + 1 = \text{dist}[v] = \text{dist}[v_{r+1}]$

Le altre uguaglianze
restano invariate...
... e la proprietà vale!

```
u = Testa[Coda]
for each v ∈ Adiac(u)
    do if colore[v] = Bianco
        then dist[v] = dist[u] + 1
           Accoda(Coda, v)
Decoda(Coda)
```

Correttezza di BFS III

Sia dato un *grafo* $G = \langle V, E \rangle$ (orientato o non) e un vertice sorgente s :

- durante l'esecuzione dell'algoritmo $BFS(G, s)$, vengono esaminati *tutti i vertici* di V *raggiungibili* da s ;
- al termine $dist[v] = d(s, v)$ per ogni $v \in V$;
- se $v \neq s$, *uno dei percorsi minimi* tra s e v è il *percorso minimo* da s a $pred[v]$ seguito dall'arco $(pred[v], v)$.

Correttezza di BFS III: dimostrazione

Dimostrazione: consideriamo il caso in cui il vertice v sia raggiungibile da s (vedere sul libro di testo il caso in cui v non è raggiungibile).

- Sia V_k l'insieme dei vertici a distanza (minima) k da s (cioè $V_k = \{v \in V : d(s, v) = k\}$).
- La dimostrazione procede per *induzione su k* , cioè sulla distanza di un nodo v da s .

Ipotesi induttiva: per ogni $j < k$, per ogni $v \in V_j$, c'è *solo un istante* in cui l'algoritmo di BFS:

- colora v di *grigio*
- assegna a $dist[v]$ il valore j
- se $v \neq s$, allora assegna a $pred[v]$ il valore u , per qualche $u \in V_{j-1}$
- inserisce v nella coda

Correttezza di BFS III: dimostrazione

Caso Base: Per $k = 0$, $V_0 = \{s\}$ (unico vertice a distanza 0 da s):

- l'inizializzazione colora s di grigio;
- $dist[s]$ viene posto a 0;
- s è messo nella coda.

Quindi la tesi è dimostrata per $k=0$!

Ipotesi induttiva: per ogni $j < k$, per ogni $v \in V_j$, c'è solo un istante in cui l'algoritmo di BFS:

- colora v di grigio
- assegna a $dist[v]$ il valore j
- se $v \neq s$, allora assegna a $pred[v]$ il valore u , per qualche $u \in V_{j-1}$
- inserisce v nella coda

Correttezza di BFS III: dimostrazione

Caso induttivo: per $k \geq 1$

- La coda non è mai vuota fino al termine.
- Una volta inserito un vertice u nella coda, né $dist[u]$ né $pred[u]$ cambiano il loro valore.
- Per il teorema precedente, se i vertici sono inseriti nell'ordine v_1, v_2, \dots, v_r , la sequenza delle distanze è crescente monotonicamente ($d[v_i] \leq d[v_{i+1}]$)

Ipotesi induttiva: per ogni $j < k$, per ogni $v \in V_j$, c'è *solo un istante* in cui l'algoritmo di BFS:

- colora v di *grigio*
- assegna a $dist[v]$ il valore j
- se $v \neq s$, allora assegna a $pred[v]$ il valore u , per qualche $u \in V_{j-1}$
- inserisce v nella coda

Correttezza di BFS III: dimostrazione

Caso induttivo:

- Sia ora $v \in V_k$ ($k \geq 1$).
- Dalla proprietà di monotonicità (Prop. III), dal fatto che $\text{dist}[v] \leq k$ (Prop. II) e dall'*ipotesi induttiva*, segue che v (se viene visitato) deve essere visitato dopo che tutti i vertici nell'insieme V_{k-1} sono stati accodati.
- Poiché $d(s, v) = k$, esiste un percorso di $k-1$ archi da s ad un vertice u tale che $(u, v) \in E$, e quindi esiste un vertice $u \in V_{k-1}$ con v adiacente a u .

Ipotesi induttiva: per ogni $j < k$, per ogni $v \in V_j$, c'è *solo un istante* in cui l'algoritmo di BFS:

- colora v di *grigio*
- assegna a $\text{dist}[v]$ il valore j
- se $v \neq s$, allora assegna a $\text{pred}[v]$ il valore u , per qualche $u \in V_{j-1}$
- inserisce v nella coda

Correttezza di BFS III: dimostrazione

Caso induttivo:

- Supponiamo che u sia il primo dei vertici in V_{k-1} a cui v è adiacente che è stato colorato di grigio (per Hp. Ind. tutti i vertici in V_{k-1} saranno grigi prima che v venga scoperto).
- Quando verrà *esaminata la lista di adiacenza* di u , v verrà scoperto (ciò non accade prima perché v sta in V_k e non è quindi adiacente a vertici in V_j con $j < k-1$, e u è il primo adiacente di v incontrato per l'ipotesi in alto)

Ipotesi induttiva: per ogni $j < k$, per ogni $v \in V_j$, c'è *solo un istante* in cui l'algoritmo di BFS:

- colora v di *grigio*
- assegna a $\text{dist}[v]$ il valore j
- se $v \neq s$, allora assegna a $\text{pred}[v]$ il valore u , per qualche $u \in V_{j-1}$
- inserisce v nella coda

Correttezza di BFS III: dimostrazione

Caso induttivo:

- Quindi v viene colorato di grigio da BFS.
- Viene assegnato $\text{dist}[v] = \text{dist}[u] + 1 = (k-1) + 1 = k$
- Viene eseguito $\text{pred}[v] = u$ e sappiamo (per *ipotesi induttiva*) che $u \in V_{k-1}$
- Viene messo v in coda.

Essendo v un vertice arbitrario in V_k , l'ipotesi induttiva è dimostrata per ogni $k \geq 1$!

Ipotesi induttiva: per ogni $j < k$, per ogni $v \in V_j$, c'è *solo un istante* in cui l'algoritmo di BFS:

- colora v di *grigio*
- assegna a $\text{dist}[v]$ il valore j
- se $v \neq s$, allora assegna a $\text{pred}[v]$ il valore u , per qualche $u \in V_{j-1}$
- inserisce v nella coda

Correttezza di BFS III: dimostrazione

Quindi, se $v \in V_k$, allora certamente $pred[v] \in V_{k-1}$

È quindi possibile ottenere il *percorso minimo da s a v* estendendo il percorso minimo da s a $pred[v]$ con l'arco $(pred[v], v)$.

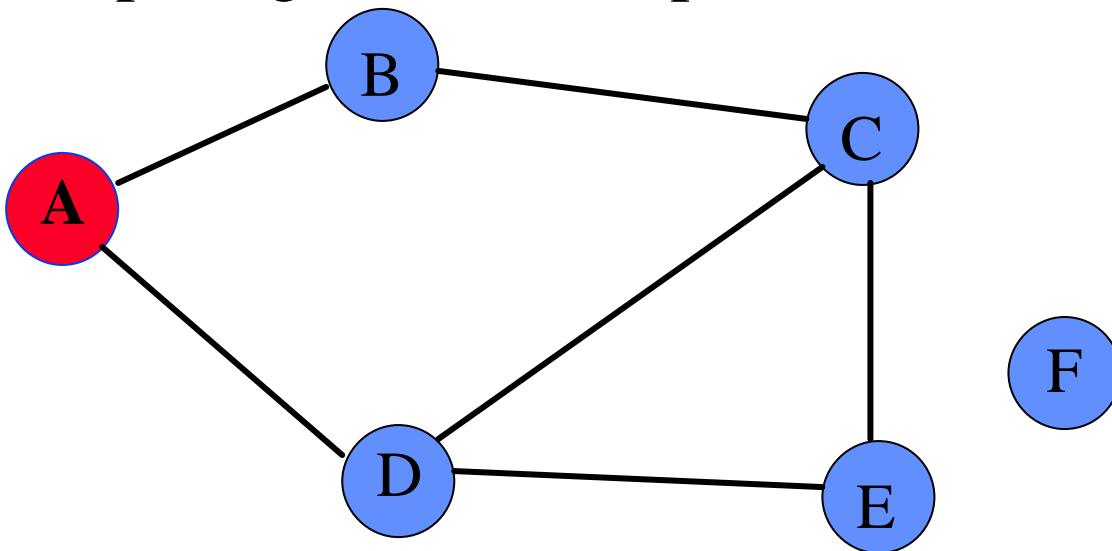
Ipotesi induttiva: per ogni $j < k$, per ogni $v \in V_j$, c'è *solo un istante* in cui l'algoritmo di BFS:

- colora v di *grigio*
- assegna a $dist[v]$ il valore j
- se $v \neq s$, allora assegna a $pred[v]$ il valore u , per qualche $u \in V_{j-1}$
- inserisce v nella coda

Alberi breadth-first

Un *albero breadth-first* di un grafo non orientato $G = \langle V, E \rangle$ con *sorgente* s , è un *albero libero* $G' = \langle V', E' \rangle$ tale che:

- G' è un sottografo del grafo non orientato sottostante di G
- $v \in V'$ se e solo se v è raggiungibile da s
- per ogni $v \in V'$, il percorso da s a v è *minimo*

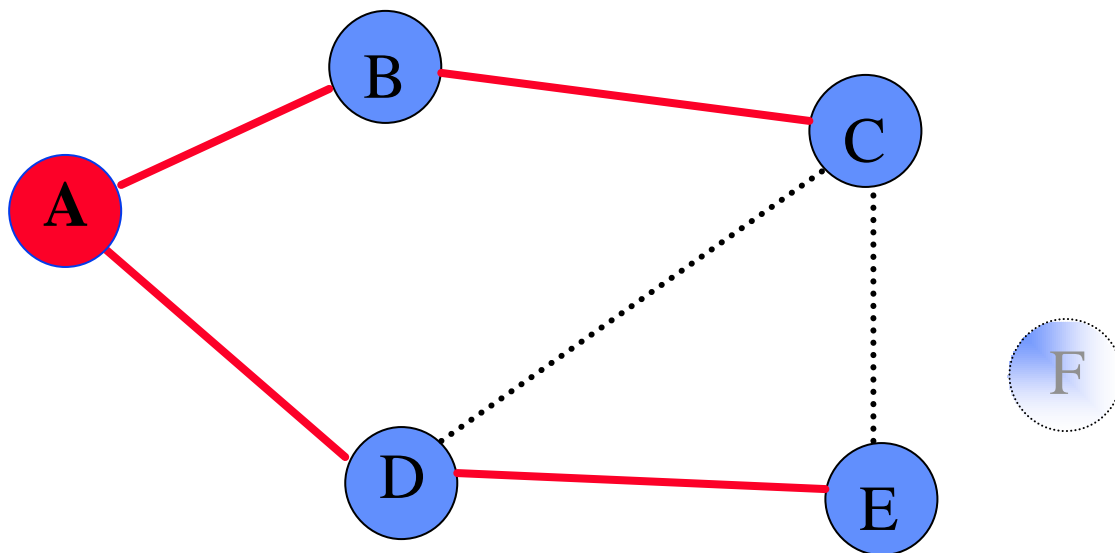


$s = A$

Alberi breadth-first

Un *albero breadth-first* di un grafo non orientato $G = \langle V, E \rangle$ con *sorgente* s , è un *albero libero* $G' = \langle V', E' \rangle$ tale che:

- G' è un sottografo del grafo non orientato sottostante G
- $v \in V'$ se e solo se v è raggiungibile da s
- per ogni $v \in V'$, il percorso da s a v è *minimo*



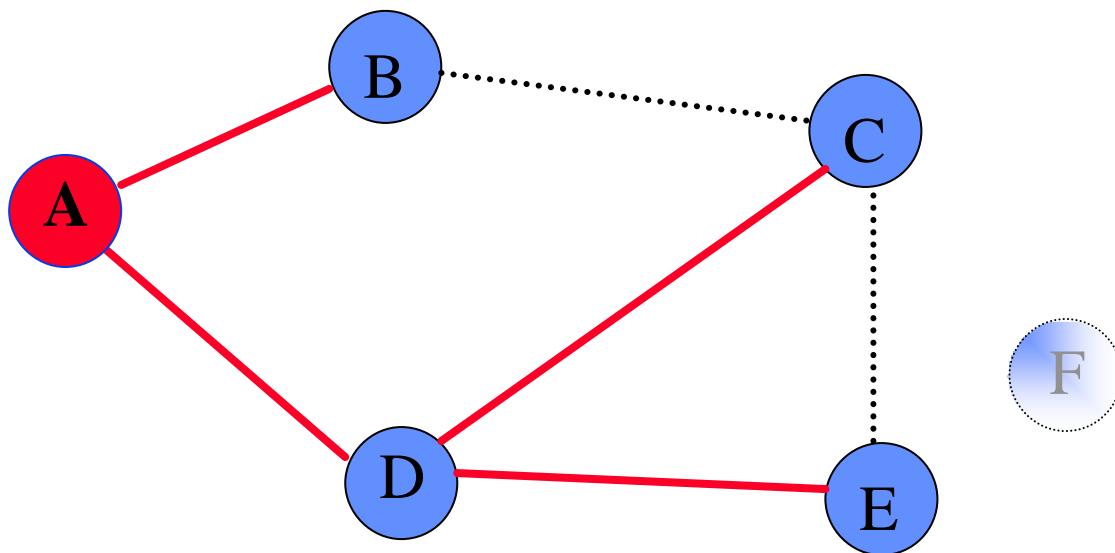
$s = A$

Questo è un albero
breadth-first

Alberi breadth-first

Un *albero breadth-first* di un grafo non orientato $G = \langle V, E \rangle$ con *sorgente* s , è un *albero libero* $G' = \langle V', E' \rangle$ tale che:

- G' è un sottografo del grafo non orientato sottostante G
- $v \in V'$ se e solo se v è raggiungibile da s
- per ogni $v \in V'$, il percorso da s a v è *minimo*



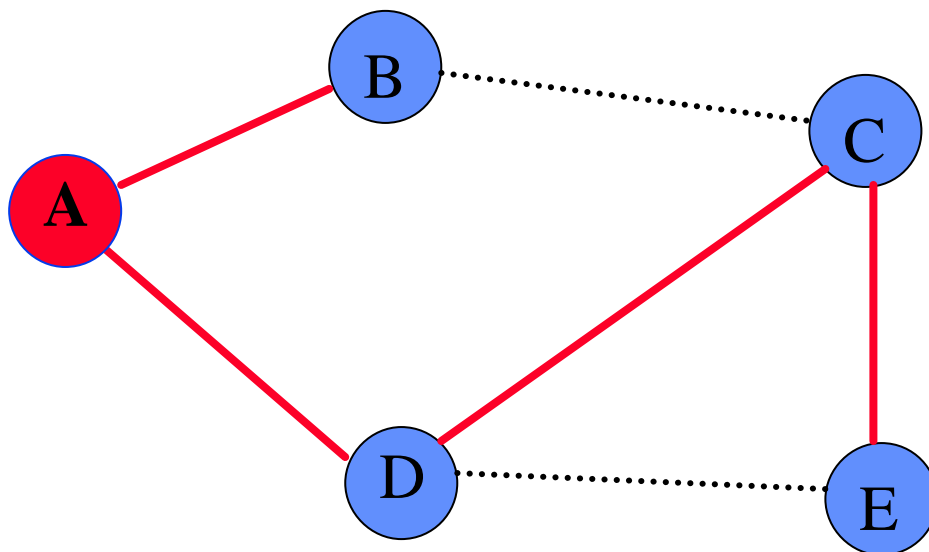
$s = A$

Questo è un altro
albero breadth-first

Alberi breadth-first

Un *albero breadth-first* di un grafo non orientato $G = \langle V, E \rangle$ con *sorgente* s , è un *albero libero* $G' = \langle V', E' \rangle$ tale che:

- G' è un sottografo del grafo non orientato sottostante G
- $v \in V'$ se e solo se v è raggiungibile da s
- per ogni $v \in V'$, il percorso da s a v è *minimo*



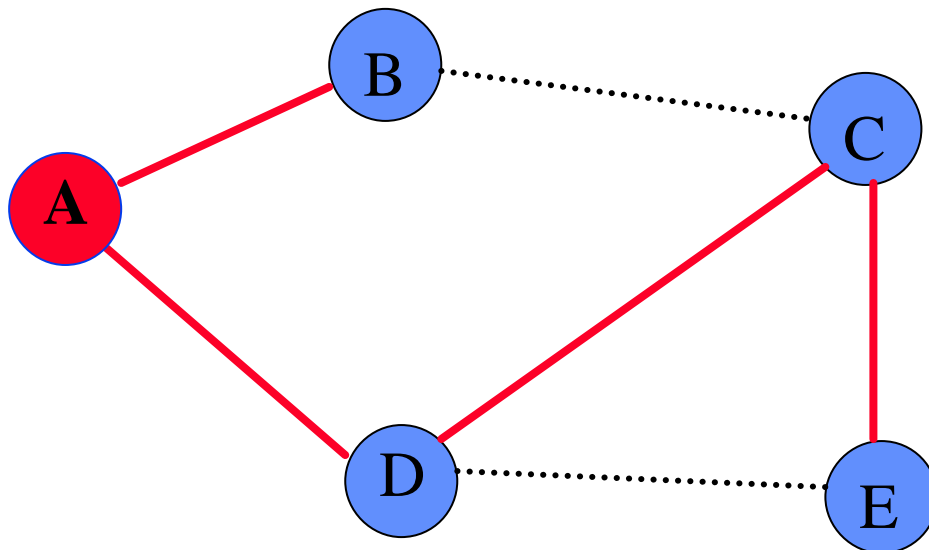
$s = A$

Questo **NON** è un albero breadth-first! *Perché?*

Alberi breadth-first

Un *albero breadth-first* di un grafo non orientato $G = \langle V, E \rangle$ con *sorgente* s , è un *albero libero* $G' = \langle V', E' \rangle$ tale che:

- G' è un sottografo del grafo non orientato sottostante G
- $v \in V'$ se e solo se v è raggiungibile da s
- per ogni $v \in V'$, il percorso da s a v è *minimo*



$s = A$

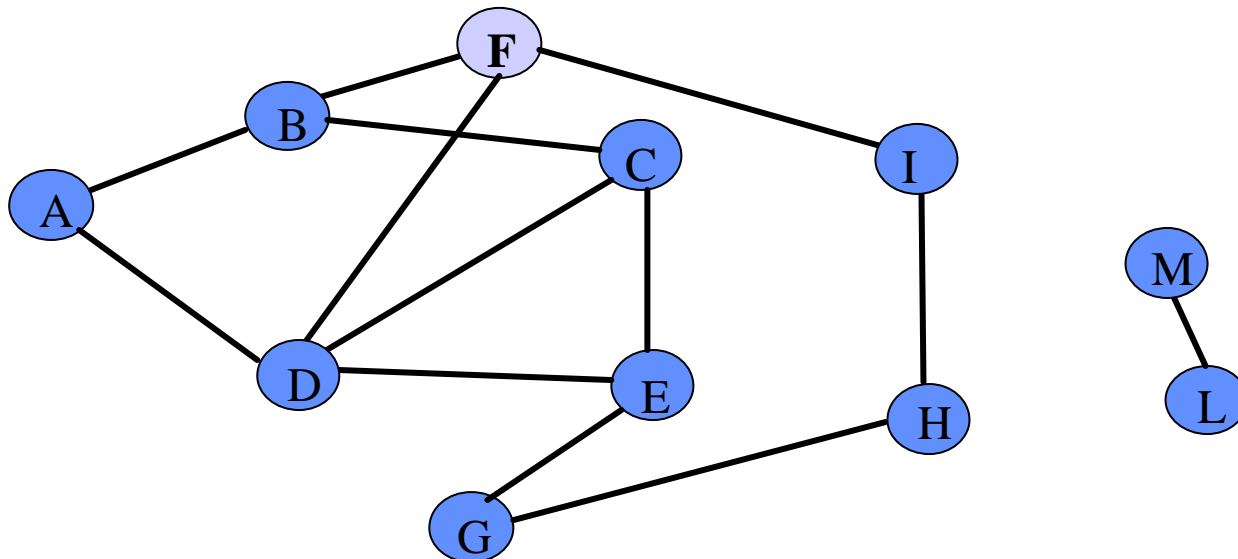
Perché il percorso da A ad E NON è minimo

Sottografo dei predecessori e BFS

- L'*algoritmo BFS* eseguito su un grafo $G=<V,E>$ costruisce (nell'array $pred[]$) il *sottografo dei predecessori* denotato con $G_{pred}=<V_{pred},E_{pred}>$, dove:

$$V_{pred} = \{ v \in V : pred[v] \neq \text{Nil} \} \cup \{s\}$$

$$E_{pred} = \{ (pred[v], v) \in E : v \in V_{pred} - \{s\} \}$$

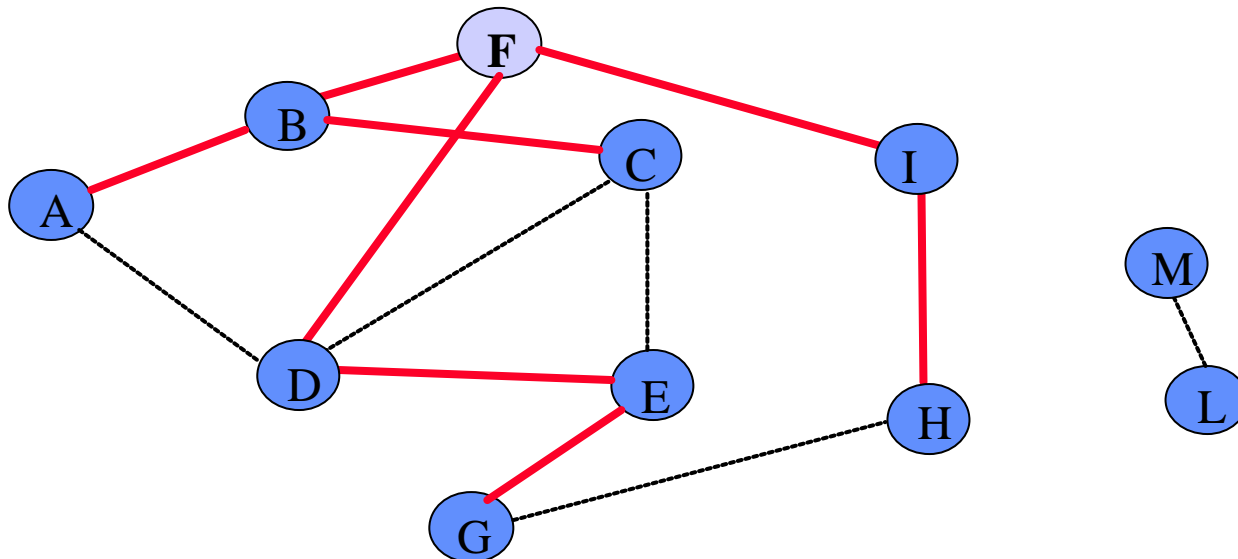


Sottografo dei predecessori e BFS

- L'*algoritmo BFS* eseguito su un grafo $G=<V,E>$ costruisce (nell'array $pred[]$) il *sottografo dei predecessori* denotato con $G_{pred}=<V_{pred},E_{pred}>$, dove:

$$V_{pred} = \{ v \in V : pred[v] \neq \text{Nil} \} \cup \{s\}$$

$$E_{pred} = \{ (pred[v],v) \in E : v \in V_{pred} - \{s\} \}$$

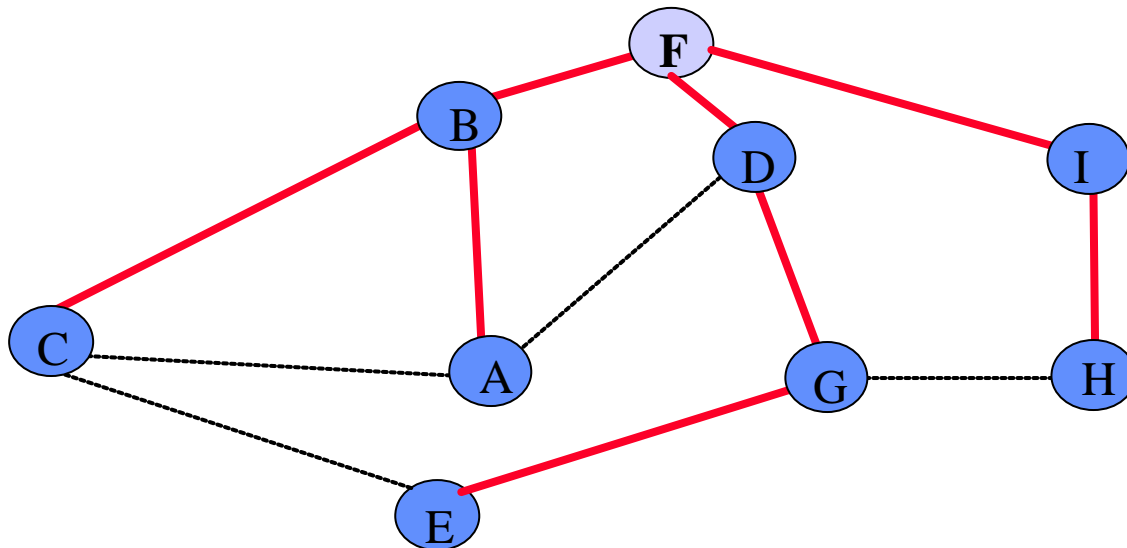


Sottografo dei predecessori e BFS

- L'*algoritmo BFS* eseguito su un grafo $G=<V,E>$ costruisce (nell'array $pred[]$) il *sottografo dei predecessori* denotato con $G_{pred}=<V_{pred},E_{pred}>$, dove:

$$V_{pred} = \{ v \in V : pred[v] \neq \text{Nil} \} \cup \{s\}$$

$$E_{pred} = \{ (pred[v], v) \in E : v \in V_{pred} - \{s\} \}$$



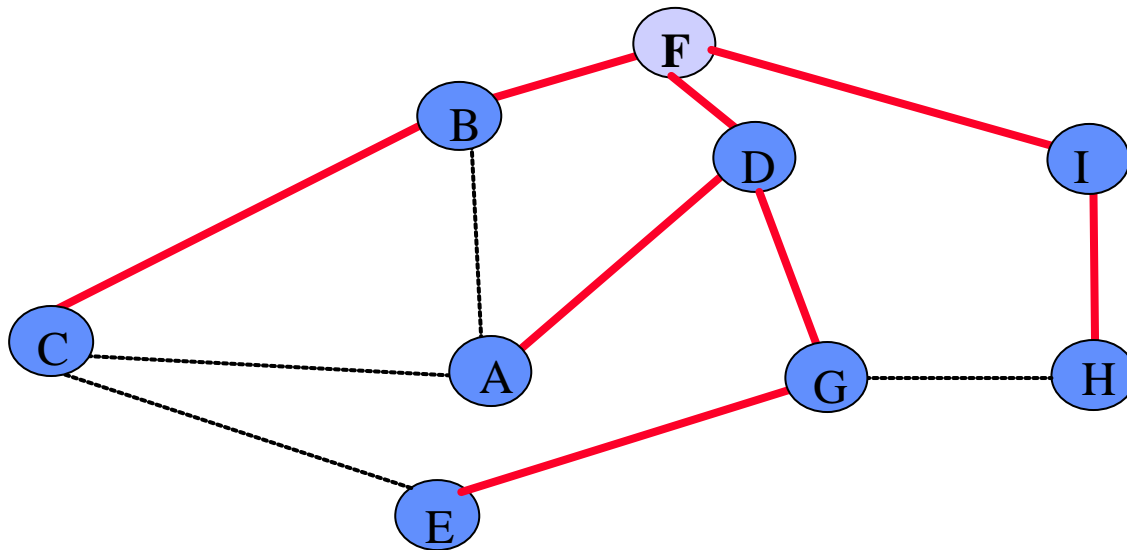
Questo è un albero
breadth-first di G

Sottografo dei predecessori e BFS

- L'*algoritmo BFS* eseguito su un grafo $G = \langle V, E \rangle$ costruisce (nell'array $pred[]$) il *sottografo dei predecessori* denotato con $G_{pred} = \langle V_{pred}, E_{pred} \rangle$, dove:

$$V_{pred} = \{ v \in V : pred[v] \neq \text{Nil} \} \cup \{s\}$$

$$E_{pred} = \{ (pred[v], v) \in E : v \in V_{pred} - \{s\} \}$$



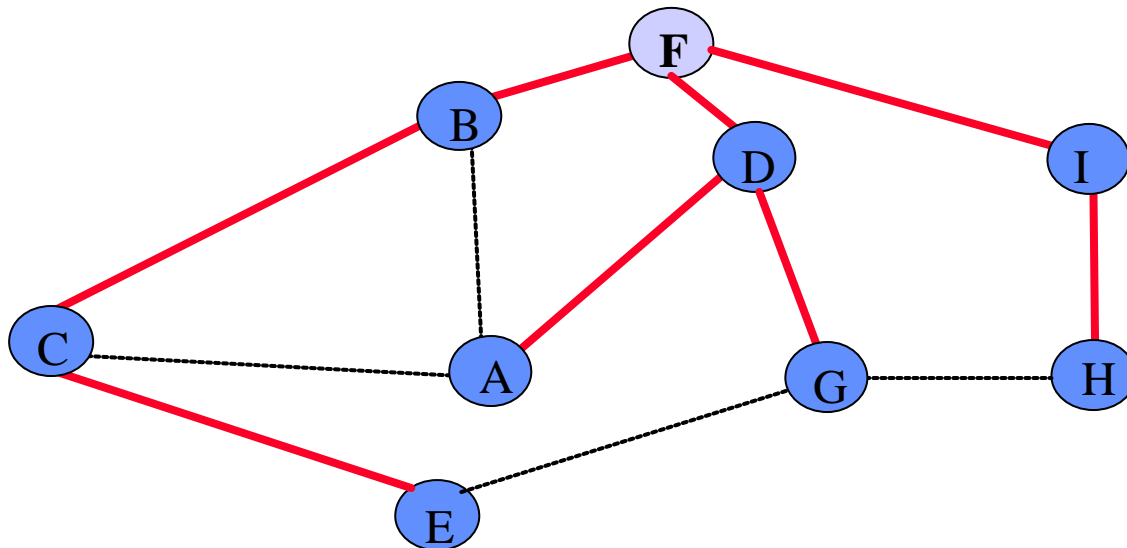
Questo è un altro albero breadth-first di G

Sottografo dei predecessori e BFS

- L'*algoritmo BFS* eseguito su un grafo $G = \langle V, E \rangle$ costruisce (nell'array $pred[]$) il *sottografo dei predecessori* denotato con $G_{pred} = \langle V_{pred}, E_{pred} \rangle$, dove:

$$V_{pred} = \{ v \in V : pred[v] \neq \text{Nil} \} \cup \{s\}$$

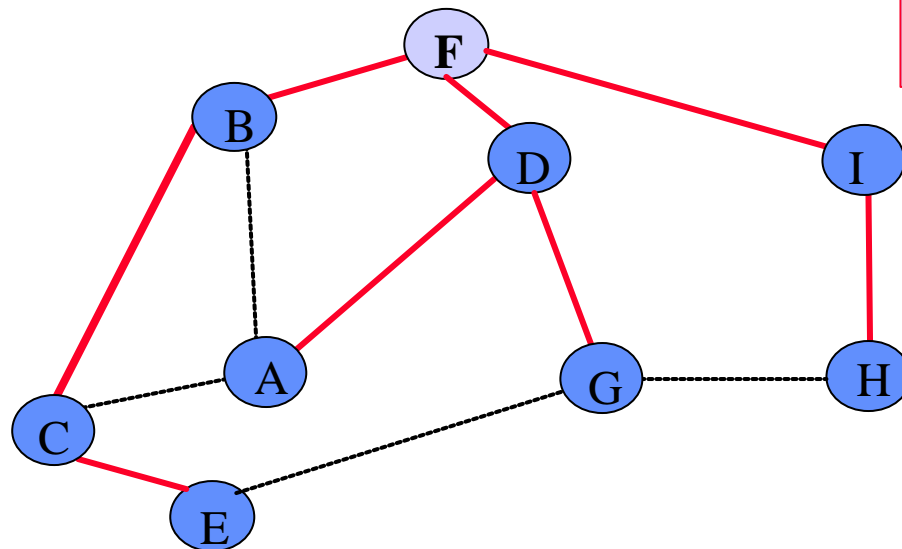
$$E_{pred} = \{ (pred[v], v) \in E : v \in V_{pred} - \{s\} \}$$



Questo è un altro albero breadth-first di G

Alberi breadth-first e BFS

- L'*algoritmo BFS* eseguito su un grafo $G = \langle V, E \rangle$ costruisce in $pred[]$ il *sottografo dei predecessori* $G_{pred} = \langle V_{pred}, E_{pred} \rangle$ in modo tale che G_{pred} sia un *albero breadth-first* di G .

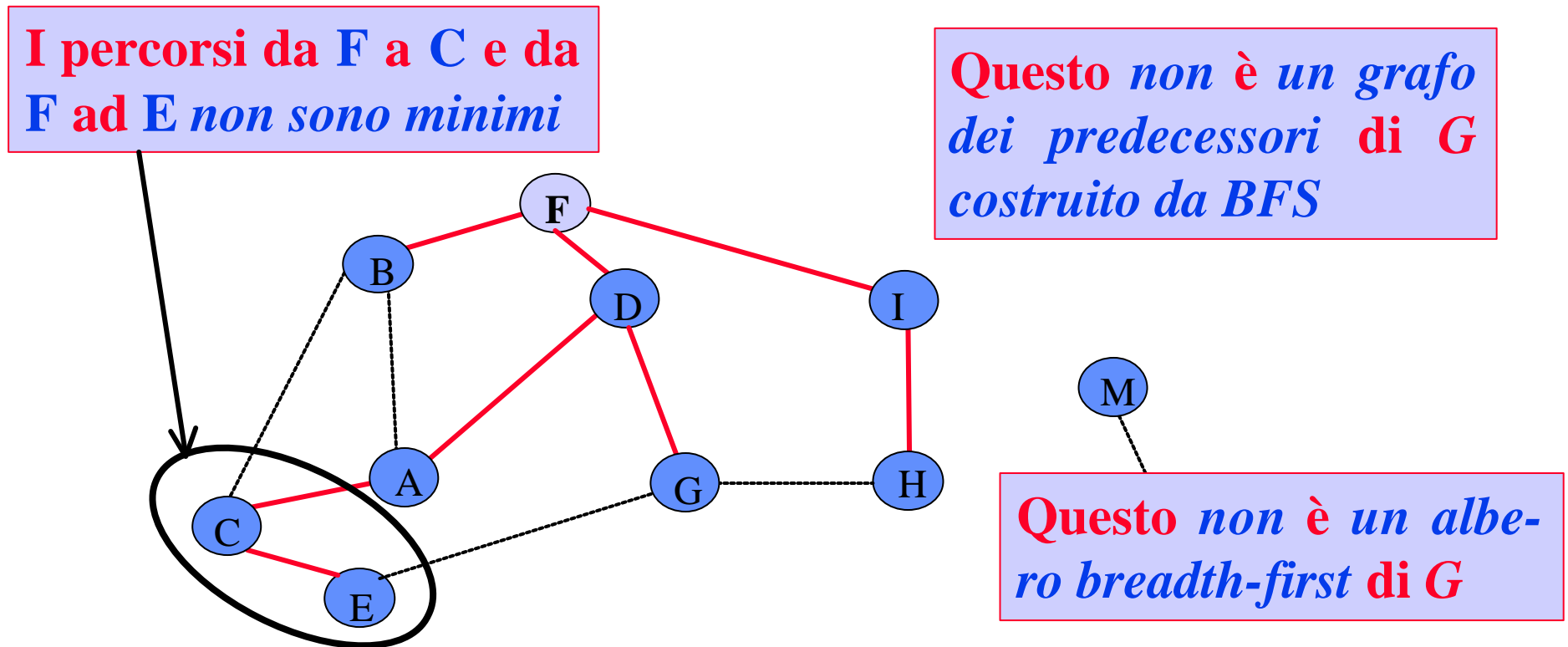


Questo è un grafo dei predecessori di G costruito da BFS

Questo è un albero breadth-first di G

Alberi breadth-first e BFS

- L'*algoritmo BFS* eseguito su un grafo $G = \langle V, E \rangle$ costruisce in $pred[]$ il *sottografo dei predecessori* $G_{pred} = \langle V_{pred}, E_{pred} \rangle$ in modo tale che G_{pred} sia un *albero breadth-first* di G .



Alberi breadth-first e BFS

Teorema: L'algoritmo *BFS* eseguito su un grafo $G = \langle V, E \rangle$ costruisce in $pred[]$ il sottografo dei predecessori $G_{pred} = \langle V_{pred}, E_{pred} \rangle$ in modo tale che G_{pred} sia un albero breadth-first di G .

Dimostrazione: BFS assegna $pred[v] = u$ solo se $(u, v) \in E$ e $d(s, v) < \infty$ (solo se v è raggiungibile da s).

Quindi V_{pred} consiste di vertici in V tutti raggiungibili da s

Poiché G_{pred} è un albero, contiene un unico percorso da s ad ogni vertice in V_{pred}

Usando *induttivamente* il *teorema di correttezza* (parte finale), segue che ognuno di questi percorsi è minimo.

Alberi breadth-first e BFS

Teorema: L'algoritmo *BFS* eseguito su un grafo $G = \langle V, E \rangle$ costruisce in $pred[]$ il *sottografo dei predecessori* $G_{pred} = \langle V_{pred}, E_{pred} \rangle$ in modo tale che G_{pred} sia un *albero breadth-first* di G .

Dimostrazione: Usando *induttivamente* il *teorema di correttezza* (parte finale), segue che ognuno di questi percorsi è minimo. Induzione sulla distanza k di v da s .

Passo Base: Se $k=0$ segue banalmente.

Sia dato un *grafo* $G = \langle V, E \rangle$ (orientato o non) e un vertice sorgente s :

- se $v \neq s$, *uno dei percorsi minimi* tra s e v è il *percorso minimo* da s a $pred[v]$ seguito dall'arco $(pred[v], v)$.

Alberi breadth-first e BFS

Teorema: L'algoritmo *BFS* eseguito su un grafo $G = \langle V, E \rangle$ costruisce in $pred[]$ il *sottografo dei predecessori* $G_{pred} = \langle V_{pred}, E_{pred} \rangle$ in modo tale che G_{pred} sia un *albero breadth-first* di G .

Dimostrazione: Usando *induttivamente* il *teorema di correttezza* (parte finale), segue che ognuno di questi percorsi è minimo. Induzione sulla distanza k di v da s .

Passo Induttivo: Il percorso tra s e $pred[v]$ è minimo per induzione

Sia dato un *grafo* $G = \langle V, E \rangle$ (orientato o non) e un vertice sorgente s :

- se $v \neq s$, *uno dei percorsi minimi* tra s e v è il *percorso minimo* da s a $pred[v]$ seguito dall'arco $(pred[v], v)$.

Ma allora per il *teorema di correttezza* lo è anche il *percorso* da s a $pred[v]$ seguito dall'arco $(pred[v], v)$.

Applicazione di BFS: calcolo del percorso minimo tra due vertici

Definizione del problema:

Dato un grafo G e due vertici s e v , stampare il *percorso minimo* che congiunge s e v .

Sfruttando le *proprietà* di *BFS* che abbiamo dimostrato fin qui, possiamo facilmente definire un algoritmo che utilizza *BFS* opportunamente e che risolve il problema.

Stampa del percorso minimo

```
Percorso-minimo(G:grafo, s, v:vertice)
    BFS(G, s, pred[ ])
    Stampa-percorso(G, s, v, pred)
```

```
Stampa-percorso(G:grafo, s, v:vertice, pred[ ]:array)
    if v = s
        then stampa s
    else if pred[v] = NIL
        then stampa "non esiste alcun cammino tra
                    s e v"
    else
        Stampa-percorso(G, s, pred[v], pred)
        print v
```