

# Algoritmi e Strutture Dati

## Capitolo 12

Minimo albero ricoprente:  
Algoritmi di Prim e di Borůvka

# Domanda di approfondimento: soluzione

Confrontare le complessità computazionali delle implementazioni di Kruskal con alberi **QuickFind** ed alberi **QuickUnion** (senza euristiche di bilanciamento).

Denotiamo con  $T(\text{UF}(n,m))$  il costo per eseguire le  $2m$  operazioni di **find** e  $n-1$  operazioni di **union**. Si osservi innanzitutto che con alberi **QF** si ha che  $T_{\text{QF}}(n,m) = O(m \cdot \log n + n^2)$ , mentre con alberi **QU** si ha  $T_{\text{QU}}(n,m) = O(m \cdot n)$ . Quindi, poiché  $m \cdot n = \omega(m \cdot \log n)$  e  $m \cdot n = \Omega(n^2)$  [in quanto  $m = \Omega(n)$ ], ne consegue che  $T_{\text{QU}}(n,m) = \Omega(T_{\text{QF}}(n,m))$ . Ci si domanda ora se **per ogni** valore di  $m$  si ha  $T_{\text{QU}}(n,m) = \omega(T_{\text{QF}}(n,m))$ . La risposta è **NO**. Si osservi infatti che per  $m = \Theta(n)$ , si ha  $T_{\text{QF}}(n,m) = O(n \cdot \log n + n^2) = O(n^2)$ , mentre  $T_{\text{QU}}(n,m) = O(n^2)$ , e quindi  $T_{\text{QF}}(n,n) = T_{\text{QU}}(n,n)$ . Esistono altri valori di  $m$  per cui i due approcci si equivalgono? No!

# Riepilogo: regole del **taglio** e del **ciclo**

Scegli un taglio del grafo che non è attraversato da **archi blu**. Tra tutti gli archi non ancora colorati che attraversano il taglio, scegline uno di costo minimo e coloralo di blu (cioè, **aggiungilo alla soluzione**).

Scegli un ciclo nel grafo che non contiene **archi rossi**. Tra tutti gli archi non ancora colorati del ciclo, scegline uno di costo massimo e coloralo di rosso (cioè, **scartalo per sempre**).

# Algoritmo di Prim (1957) (in realtà scoperto nel 1930 da Jarník)

# Strategia

- Mantiene un unico **albero blu**  $T$ , che all'inizio consiste di un vertice arbitrario
- Applica per  $n-1$  volte il seguente passo: scegli un **arco di peso minimo incidente su  $T$**  (ovvero con un estremo in  $V(T)$  e l'altro estremo in  $V \setminus V(T)$ ) e coloralo di **blu** (in altre parole, applica ripetutamente la **regola del taglio**, da cui ne consegue la correttezza!)
- **Complessità computazionale di un approccio brutale:** In ognuno degli  $n-1$  passi, guardo tutti gli  $O(m)$  archi che attraversano il taglio  $(V(T), V \setminus V(T))$  corrente, e scelgo quello di peso minimo  $\Rightarrow$  costo  $O(m \cdot n)$

# Un approccio più efficiente (simil-Dijkstra)

- Per  $v \notin T$ , definiamo **arco azzurro** associato a  $v$  un arco  $(u,v)$  tale che  $u \in T$ , ed  $(u,v)$  ha peso minimo tra tutti gli archi che connettono  $v$  ad un vertice in  $T$
- L'algoritmo mantiene in una **coda di priorità** i nodi non ancora aggiunti alla soluzione ma connessi ad essa, e assegna a ciascuno di essi quale **chiave il peso del rispettivo arco azzurro associato**; l'insieme delle chiavi viene memorizzato anche in un vettore ausiliario  $d[1..n]$  ( $+\infty$  nel caso in cui il nodo non sia ancora entrato nella coda);
- Ad ogni passo, viene estratto il **minimo** dalla coda, aggiungendo il nodo associato alla soluzione, e si procede quindi all'eventuale aggiornamento delle chiavi nella coda di priorità e/o inserimento di nuovi nodi appesi, controllando tutti gli archi incidenti il nodo appena aggiunto alla soluzione


# Pseudocodice

```

algoritmo Prim (grafo  $G$ )  $\rightarrow$  albero
1.   for each ( vertice  $v$  in  $G$  ) do  $d(v) \leftarrow +\infty$ 
2.    $T \leftarrow$  albero formato da un solo nodo  $s$ 
3.   CodaPriorita  $S$ 
4.    $d(s) \leftarrow 0$ 
5.    $S.insert(s, 0)$ 
6.   while ( not  $S.isEmpty()$  ) do
7.      $u \leftarrow S.deleteMin()$ 
8.     for each ( arco  $(u, v)$  in  $G$  ) do
9.       if ( $d(v) = +\infty$ ) then
10.         $S.insert(v, w(u, v))$ 
11.         $d(v) \leftarrow w(u, v)$ 
12.        rendi  $u$  padre di  $v$  in  $T$ 
13.       else if ( $w(u, v) < d(v)$  and  $v \in S$ ) then
14.         $S.decreaseKey(v, d(v) - w(u, v))$ 
15.         $d(v) \leftarrow w(u, v)$ 
16.        rendi  $u$  nuovo padre di  $v$  in  $T$ 
17.   return  $T$ 

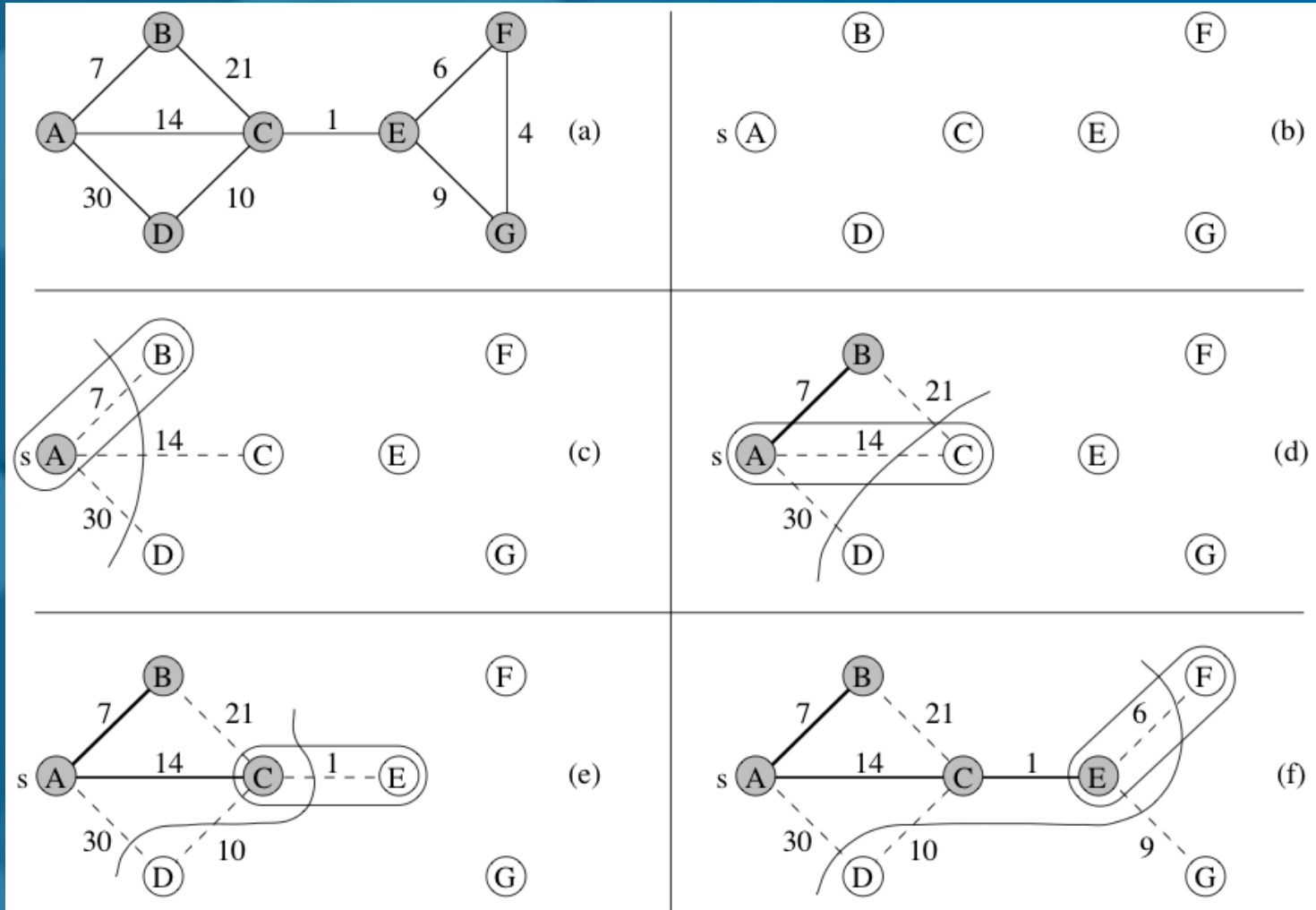
```

Dobbiamo  
tenere  
traccia in un  
array dei  
nodi  
aggiunti alla  
soluzione



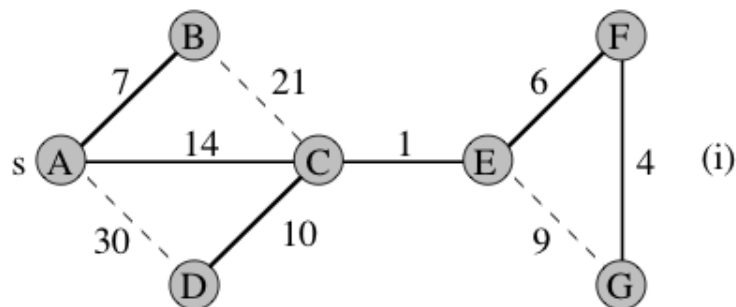
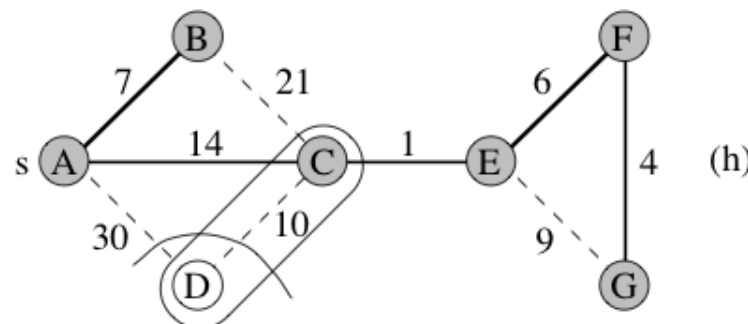
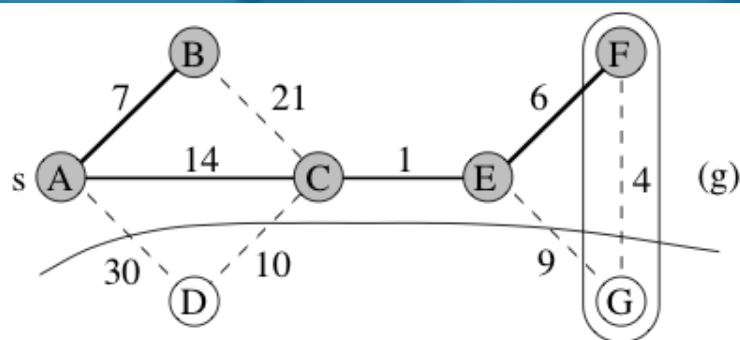


# Esempio (1/2)





# Esempio (2/2)



# Tempo di esecuzione: implementazioni elementari

Supponendo che il grafo  $G$  sia connesso e rappresentato tramite liste di adiacenza, avremo  $n$  `insert`,  $n$  `deleteMin` e al più  $m$  `decreaseKey` nella coda di priorità, al costo di:

	Insert	DelMin	DecKey
Array non ord.	$O(1)$	$O(n)$	$O(1)$
Array ordinato	$O(n)$	$O(1)$	$O(n)$
Lista non ord.	$O(1)$	$O(n)$	$O(1)$
Lista ordinata	$O(n)$	$O(1)$	$O(n)$

- $n \cdot O(1) + n \cdot O(n) + O(m) \cdot O(1) = O(n^2)$  con array non ordinati
- $n \cdot O(n) + n \cdot O(1) + O(m) \cdot O(n) = O(m \cdot n)$  con array ordinati
- $n \cdot O(1) + n \cdot O(n) + O(m) \cdot O(1) = O(n^2)$  con liste non ordinate
- $n \cdot O(n) + n \cdot O(1) + O(m) \cdot O(n) = O(m \cdot n)$  con liste ordinate

# Tempo di esecuzione utilizzando **heap**

Supponendo che il grafo **G** sia **connesso** e rappresentato tramite liste di adiacenza, avremo **n insert**, **n deleteMin** e al più **m decreaseKey**



- $n \cdot O(\log n) + n \cdot O(\log n) + O(m) \cdot O(\log n) = O(m \log n)$   
utilizzando **heap binari o binomiali** (come Kruskal con le euristiche di bilanciamento)
- $n \cdot O(1) + n \cdot O(\log n) + O(m) \cdot O(1)^* = O(m + n \log n)$   
utilizzando **heap di Fibonacci**, ovvero meglio di Kruskal (che costava  $O(m \log n)$ ) se  $m = \omega(n)$ , mentre i due approcci si equivalgono se  $m = \Theta(n)$ .

# Algoritmo di Borůvka (1926)

# Strategia

- Mantiene una foresta di **alberi blu**, all'inizio coincidente con l'insieme dei nodi del grafo.
- L'algoritmo procede per fasi successive; in ogni fase, gli alberi della foresta vengono uniti tra di loro in modo opportuno, e le fasi terminano quando la foresta si riduce ad un albero (il MAR)
- In dettaglio, in ogni fase, si eseguono le seguenti operazioni:
  1. Per ogni albero nella foresta, scegli un arco di peso **minimo** uscente da esso, e **coloralo di blu** (applica la **regola del taglio**); tale operazione unisce 2 alberi della foresta;
  2. Dopo aver esaminato tutti gli alberi della foresta, elimina da ogni futura computazione gli archi interni ai nuovi alberi generati durante il passo 1 (**regola del ciclo**).
- **Nota:** Per non rischiare di introdurre cicli durante il passo 1, bisogna assumere che i costi degli archi siano tutti distinti (se così non fosse, basterà perturbare minimamente gli archi aventi stesso peso)

# Implementazione

In ogni fase, facciamo uso di una **implementazione elementare UNION-FIND** basata su **array**. Supponiamo che  $G$  sia dato in forma di lista di adiacenza; inizialmente ogni nodo di  $G$  è un albero. Definiamo quindi un array  $A$  di  $n$  elementi, in cui l' $i$ -esima cella è associata all' $i$ -esimo nodo di  $G$ , che sarà utilizzato per gestire le **UNION-FIND**:

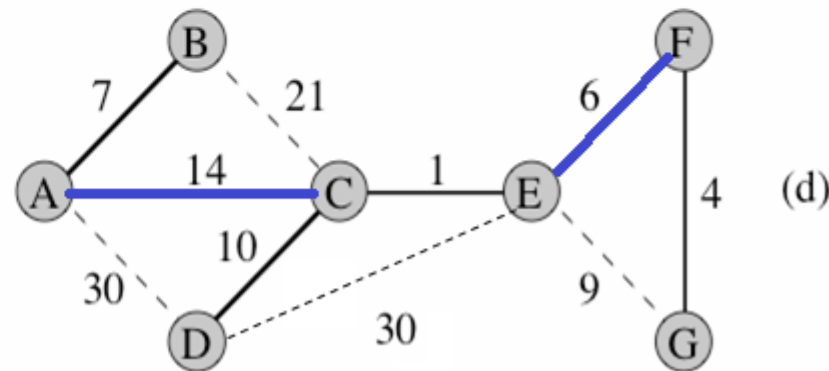
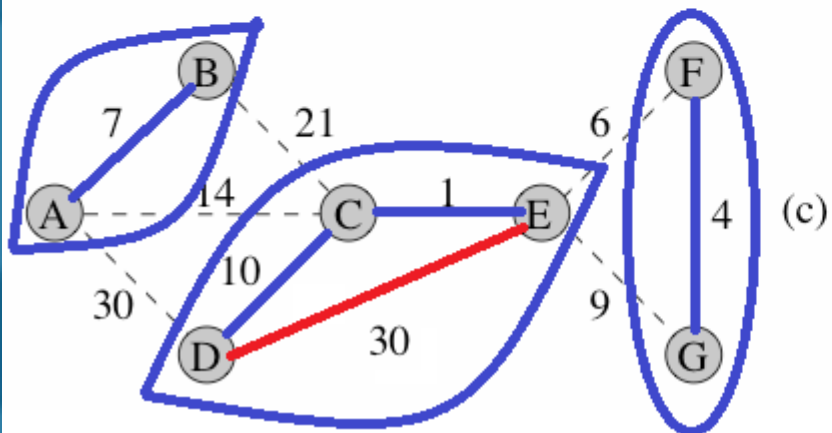
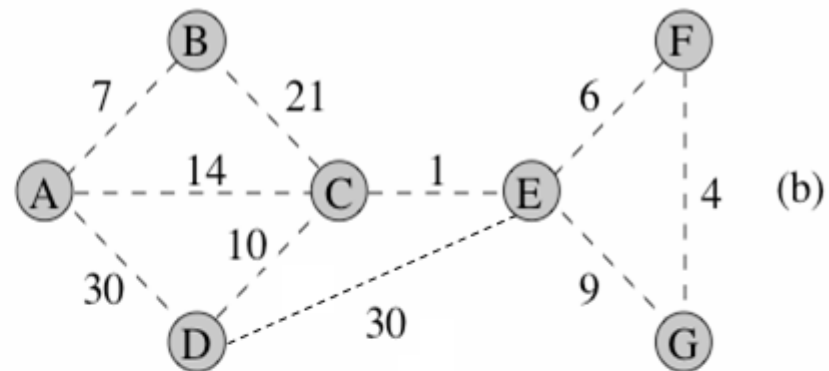
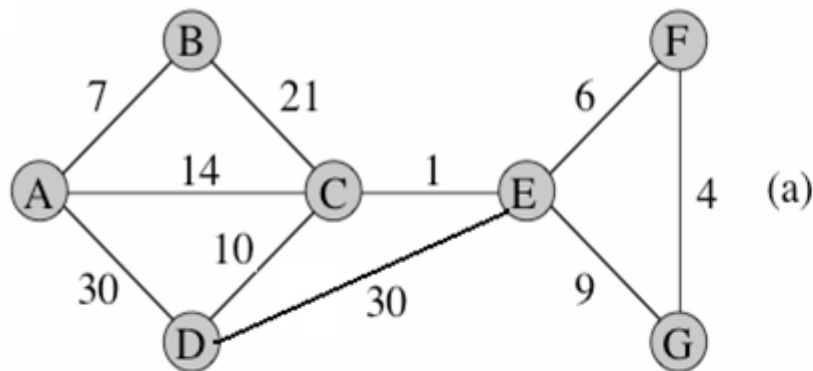
1. Nella prima fase, consideriamo uno dopo l'altro i nodi di  $G$ . Quando esaminiamo un particolare nodo  $u$ , scorriamo l'intera lista di archi adiacenti, e **coloriamo di blu** quello di costo minimo. Costo:  $\Theta(m+n)=\Theta(m)$
2. Dopo aver esaminato tutti i nodi, avremo selezionato un certo numero di archi blu. Eseguiamo quindi una visita di  $G$  ristretta agli archi blu, ottenendo in  $\Theta(m+n)=\Theta(m)$  le componenti blu (che sono alberi) connesse.

# Implementazione (2)

3. Quindi, visitiamo uno dopo l'altro gli alberi blu, scegliamo per ciascuno di essi in modo arbitrario un elemento rappresentativo, che viene memorizzato in tutte le celle di  $A$  associate ai nodi del corrispondente albero blu. Costo:  $\Theta(n)$  (si noti che questa operazione corrisponde alla **UNION** eseguita sull'array  $A$ )
4. La fase prosegue eliminando gli archi interni a tali alberi. Per fare ciò, si scorrono di nuovo le liste di adiacenza, e si rimuove da esse ogni arco  $(u,v)$  tale che  $\text{FIND}(u)=\text{FIND}(v)$  (ovvero, se  $A[u]=A[v]$ ). Costo:  $\Theta(m+n)=\Theta(m)$
5. Infine, per ogni albero blu, si collegano tra di loro le liste di adiacenza così aggiornate di tutti i suoi nodi. In questo modo viene generato un nuovo **multigrafo** come input della fase successiva, in cui gli alberi blu sono stati contratti in **macrovertici**. Costo:  $\Theta(m+n)=\Theta(m)$



# Esempio



# Analisi

- Siano  $k$  i macrovertici della fase corrente; allora, i vari passaggi sopra descritti costeranno  $O(m+k)=O(m+n)$ , in quanto tutte le operazioni possono essere eseguite in tempo lineare nella dimensione del grafo corrente
  - Il numero di fasi è  $O(\log n)$ : infatti ogni macrovertice creato alla fine della fase  $k \geq 1$  contiene almeno  $2^k$  nodi (si dimostra banalmente per induzione)
- ⇒ L'algoritmo di Borůvka, utilizzando solo strutture dati elementari (liste ed array), costa  $O(m \log n)$ , ovvero come Kruskal implementato con le euristiche di bilanciamento, o come Prim implementato con heap binari/binomiali!

È finita...ora siete **quasi** degli  
algoritmisti, vi resta solo l'esame  
da fare!