

Progettazione di algoritmi

Discussione dell'esercizio [strade critiche]

Possiamo rappresentare la rete viaria con un grafo G non diretto in cui i nodi sono gli incroci e due nodi sono collegati da un arco se c'è una strada che collega i corrispondenti incroci. Per ipotesi G è un grafo connesso. Una strada critica corrisponde a un ponte del grafo G . Per trovare tutti i ponti, un algoritmo molto semplice consiste nell'esaminare ogni arco $\{u, v\}$ considerando il grafo G' che si ottiene rimuovendo l'arco da G e controllare se G' è connesso (se non lo è, l'arco è un ponte, altrimenti non è un ponte). Ma l'algoritmo è molto inefficiente, infatti richiede m visite di grafi che sono quasi uguali a G e quindi ha complessità $O(m(n + m))$. Possiamo fare di meglio?

C'è una certa parentela tra i punti di articolazione e i ponti. Se $\{u, v\}$ è un ponte tale che u ha grado almeno 2, allora u è un punto di articolazione. Però se u è un punto di articolazione, non è detto che qualche arco incidente in u sia un ponte.

Comunque, possiamo tentare di usare una DFS opportunamente modificata per trovare i ponti. Supponiamo di fare una DFS, a partire da un nodo qualsiasi, del nostro grafo connesso G . Sappiamo che tutti gli archi saranno classificati o come archi dell'albero della DFS o come archi all'indietro. Un arco all'indietro può essere un ponte? No, perché sappiamo che ogni arco all'indietro appartiene ad almeno un ciclo e un ponte non può far parte di cicli. Quindi rimangono solamente gli archi dell'albero. Sia $\{u, v\}$ un arco dell'albero e supponiamo, senza perdita di generalità, che u sia il padre di v . Sia $Tree(v)$ l'insieme dei nodi del sottoalbero della DFS da v . Se c'è un arco all'indietro da un nodo di $Tree(v)$ verso u o un antenato di u , allora l'arco $\{u, v\}$ non è un ponte (perché c'è un ciclo che contiene l'arco). Viceversa, se non c'è un arco all'indietro da $Tree(v)$ a u o un antenato di u ? Supponiamo per assurdo che esista un cammino che collega u e v e che non contiene l'arco $\{u, v\}$. Allora sia z il primo nodo del cammino (percorrendolo da v verso u) che non è in $Tree(v)$. E sia w il predecessore di z , sempre nel cammino, quindi w è in $Tree(v)$. Ne segue che $\{w, z\}$ è un arco da $Tree(v)$ a un nodo fuori di $Tree(v)$ per cui non può essere un arco dell'albero e deve necessariamente essere un arco all'indietro, in contraddizione con l'ipotesi che tali archi non ci sono.

Quindi per determinare se un arco è un ponte basterà controllare che sia un arco dell'albero della DFS e che non ci siano archi all'indietro dal sottoalbero di un estremo dell'arco all'altro estremo o un suo antenato. Per fare questo controllo facciamo in modo che la funzione che esegue la DFS da u ritorni il minimo tra il tempo d'inizio visita di u e il tempo di inizio visita degli archi all'indietro da $Tree(u)$. Inoltre dobbiamo passargli anche il padre di u per evitare che scambi l'arco tra u e il padre di u per un arco all'indietro.

```

tt: array per i tempi di inizio visita, inizializzato a 0
c <- 0          /* contatore dei nodi visitati */
P <- lista vuota /* lista dei ponti */

DFS_PONTI(G: grafo, u: nodo, z: nodo, tt: array, c: contatore nodi, P: lista)
  c <- c + 1
  tt[u] = c
  back <- c
  FOR ogni adiacente v di u DO
    IF tt[v] = 0 THEN
      b <- DFS_PONTI(G, v, u, tt, c)
      IF b > tt[u] THEN /* è un arco ponte */
        P.append({u, v})
        back <- min(back, b)
    ELSE IF v <> z THEN
      back <- min(back, tt[v])
  RETURN back

```

La chiamata iniziale sarà $DFS_PONTI(G, u, u, tt, c, P)$. Charamente, la complessità è la stessa di quella della DFS, cioè $O(n + m)$.

Componenti fortemente connesse

Un algoritmo efficiente per le componenti fortemente connesse di un grafo diretto non è facile quanto quello per le componenti connesse di un grafo non diretto. Ci sono molti algoritmi efficienti per risolvere tale problema e quelli più noti sono tutti basati sulla DFS. L'algoritmo che vedremo si deve a Robert Endre Tarjan (1972).

Sia G un grafo diretto. Per ogni nodo u , sia $C(u)$ l'insieme dei nodi della componente fortemente connesse di u . Sappiamo che le componenti fortemente connesse partizionano l'insieme dei nodi di G . Consideriamo una DFS di G a partire da un qualsiasi nodo. Per ogni nodo u , denotiamo con $Tree(u)$ l'insieme dei nodi del sottoalbero della DFS da u . Diciamo che un nodo u è una c -radice (rispetto alla DFS) se u è il primo nodo di $C(u)$ a venir visitato dalla DFS. In altri termini, u è una c -radice se per ogni v in $C(u)$, $t(v) > t(u)$; dove come al solito con $t(x)$ denotiamo il tempo d'inizio visita di x . Chiaramente, ogni componente contiene uno e un solo nodo che è una c -radice.

Proprietà 1

Se u è una c -radice, allora valgono le seguenti proprietà.

- a. $C(u)$ è contenuto in $Tree(u)$.
- b. Se u_1, \dots, u_k sono tutte le c -radici in $Tree(u)$, allora $Tree(u) = C(u_1) \cup \dots \cup C(u_k)$.

Infatti, se u è una c -radice, quando la DFS da u inizia tutti i nodi in $C(u)$ non sono stati ancora visitati e quindi lo saranno durante la DFS da u dato che per ogni v in $C(u)$ c'è un cammino orientato da u a v . Vediamo ora la proprietà (b). Siano u_1, \dots, u_k tutte le c -radici in $Tree(u)$. Per la proprietà (a), $C(u_i)$ è contenuto in $Tree(u_i)$. Siccome u_i è in $Tree(u)$, si ha che $Tree(u_i)$ è contenuto in $Tree(u)$ e quindi $C(u_i)$ è contenuto in $Tree(u)$. Perciò $C(u_1) \cup \dots \cup C(u_k)$ è contenuto in $Tree(u)$. Consideriamo ora un qualsiasi v in $Tree(u)$. Se per assurdo v non fosse in nessuna $C(u_i)$, allora la c -radice w di $C(v)$ non è in $Tree(u)$. C'è un cammino da v a w (perchè w e v appartengono alla stessa componente) e ovviamente c'è anche un cammino da u a v (perchè v è in $Tree(u)$). Ne segue che c'è un cammino da u a w . Siccome w non è in $Tree(u)$ e $Tree(u)$ e $Tree(w)$ e $Tree(u)$ non sono disgiunti, deve essere che w è un antenato di u . Ciò implica che c'è

un cammino da w a u per cui u e w apparterebbero alla stessa componente ma questo è in contraddizione con l'ipotesi che u è una c-radice.

Se avessimo un modo per riconoscere se un nodo u è una c-radice o meno, quando la DFS da u termina, avremmo un algoritmo che facilmente determina le componenti. Ogni volta che un nuovo nodo è visitato lo inseriamo in uno stack. In questo modo, per ogni nodo v , tutti i nodi di $Tree(v)$ saranno inseriti nello stack dopo v . Quindi se v è una c-radice, in base alla proprietà 1, al termine della DFS da v tutti i nodi di $C(v)$ sono nello stack dopo v . Se tutte le volte che verifichiamo, al termine della DFS da un nodo v , che v è una c-radice estraiamo dallo stack tutti i nodi fino al nodo v (compreso) siamo sicuri che questi sono proprio i nodi di $C(v)$. Perché? Due casi sono possibili.

- $Tree(v)$ non contiene altre c-radici oltre a v . Allora, quando la DFS da v termina, in base alla Proprietà 1 (b), nello stack ci saranno solamente i nodi di $C(v)$, dato che $Tree(v) = C(v)$.
- $Tree(v)$ contiene anche altre c-radici oltre a v . Sia w una di queste altre c-radici. La DFS da w terminerà prima di quella da v e quando accadrà i nodi di $C(w)$ saranno estratti dallo stack. Perciò, quando la DFS da v termina, saranno rimasti nello stack solamente i nodi di $C(v)$.

Ecco la descrizione di questo (schema di) algoritmo.

```

SCC(G: grafo diretto)
  S <- stack vuoto
  FOR ogni nodo u di G che non è visitato DO
    DFS_SCC(G, u, S)

DFS_SCC(G: grafo diretto, u: nodo, S: stack)
  marca u visitato
  S.push(u)
  FOR ogni adiacente v non visitato di u DO
    DFS_SCC(G, v, S)
  ENDFOR
  IF u è una c-radice THEN
    C <- lista vuota
    DO
      w <- S.pop()
      C.append(w)
    WHILE w <> u
    OUTPUT C
  /* i nodi della componente sono quelli nello
  stack fino a u */
  /* i nodi della componente trovata */

```

Osserviamo che ad ogni passo della DFS da un nodo u i nodi che sono stati visitati fino a quel passo possono essere partizionati nelle seguenti classi.

- Nodi in $Tree(u)$.
- Nodi non in $Tree(u)$ la cui componente è già stata determinata, cioè nodi non in $Tree(u)$ che non sono nello stack.
- Nodi non in $Tree(u)$ la cui componente non è stata ancora determinata, cioè nodi non in $Tree(u)$ che sono nello stack.

La seguente proprietà fornisce un modo per riconoscere le c-radici.

Proprietà 2

Un nodo u non è una c-radice se e solo se durante la DFS da u viene attraversato un arco (v, w) tale che w è stato visitato, la componente di w non è stata ancora determinata e $t(w) < t(u)$.

Se u non è una c-radice, allora la c-radice z di $C(u)$ non è in $Tree(u)$. Siccome u e z sono nella stessa

componente, esiste un cammino da u a z . Sia u_0, u_1, \dots, u_k un tale cammino con $u_0 = u$ e $u_k = z$. Sia $w = u_i$ il primo nodo del cammino che non è in $Tree(u)$ (esiste perchè u_k non è in $Tree(u)$). Siccome w non può essere u_0 dato che u_0 è in $Tree(u)$, esiste $v = u_{i-1}$ ed è in $Tree(u)$. Non essendo w in $Tree(u)$ ma esistendo un cammino da u a w , quando la DFS da u è iniziata w doveva essere già stato visitato, altrimenti apparterebbe a $Tree(u)$. Quindi deve essere $t(w) < t(u)$. Inoltre la componente di w non è determinata durante la DFS da u perchè è la stessa della componente di u . Ricapitolando, durante la DFS da u è attraversato l'arco (v, w) , tale che $t(w) < t(u)$ e la componente di w non è stata ancora determinata.

Viceversa, sia u una c -radice. Supponiamo per assurdo che durante la DFS da u sia attraversato un arco (v, w) con $t(w) < t(u)$ e tale che la componente di w non è ancora determinata. Sia z la c -radice di $C(w)$. Siccome w non è in $Tree(w)$ (dato che $t(w) < t(u)$), z non è in $Tree(u)$. Siccome durante la DFS da u la componente di w non è ancora determinata, questo significa che la DFS da z è iniziata (dato che w è visitato e per la Proprietà 1 (a), $C(z)$ è contenuto in $Tree(z)$ e w è in $C(z)$) ma non è ancora terminata. Perciò z è un antenato di u . Quindi c è un cammino da z a u (nell'albero della DFS) e anche un cammino da u a z dato da un cammino da u a v , l'arco (v, w) e un cammino da w a z dovuto al fatto che w è nella componente di z . Questo implica che u e z sono nella stessa componente, in contraddizione con l'ipotesi che u è una c -radice (z sarebbe la c -radice di $C(u)$).

Si osservi che l'arco (v, w) della Proprietà 2 può essere o un arco all'indietro o un arco di attraversamento.

Grazie a questa proprietà abbiamo un test per riconoscere le c -radici. Basterà che durante la DFS da u ci manteniamo il tempo di visita minimo $back(u)$ tra tutti quelli dei nodi toccati che sono già visitati e la cui componente non è stata ancora determinata. Così u è una c -radice se e solo se $back(u) = t(u)$. Per riconoscere se un nodo è già stato visitato, se la sua componente è stata determinata e anche per conoscere il tempo di inizio visita, usiamo un array CC tale che

1. se u non è stato ancora visitato, $CC[u] = \emptyset$;
2. se u è stato visitato ma la componente non è stata ancora determinata, $CC[u] = -c$, dove c è il tempo di inizio visita di u ;
3. se la componente di u è stata determinata, $CC[u] = cc$, dove cc è l'indice della componente.

Inoltre, per calcolare $back(u)$, facciamo in modo che ogni chiamata ricorsiva della DFS su un nodo u ritorni $back(u)$. Ecco quindi l'algoritmo completo:

```

SCC(G: grafo diretto)
  CC: array che darà l'indice della componente di ogni nodo, inizializzato a 0
  nc <- 0 /* contatore componenti */
  c <- 0 /* contatore nodi visitati */
  S <- stack vuoto
  FOR ogni nodo u di G DO
    IF CC[u] = 0 THEN
      DFS_SCC(G, u, CC, S, c, nc)
  RETURN CC

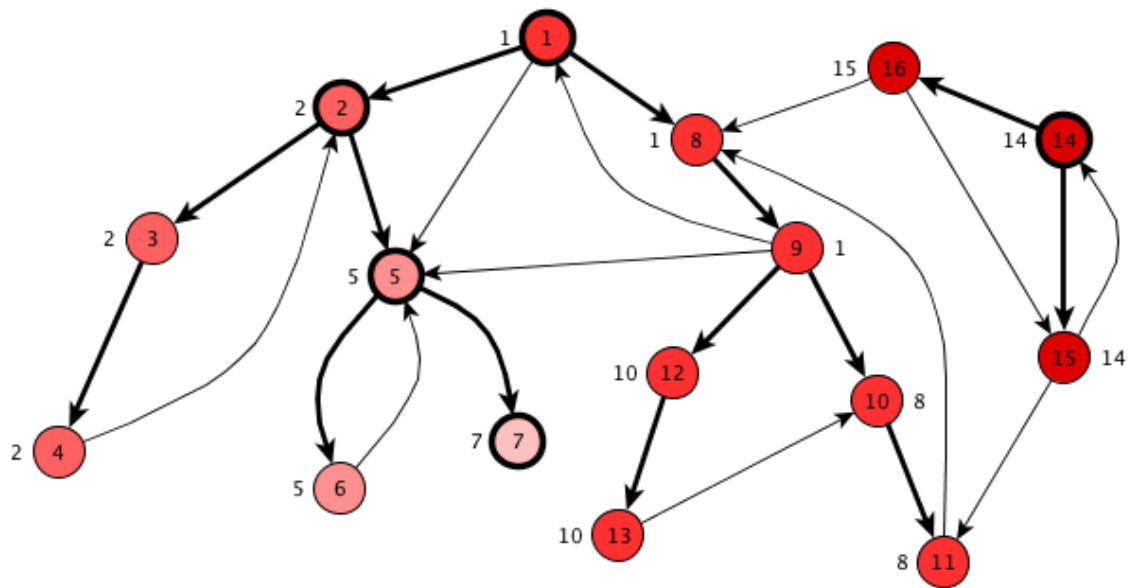
DFS_SCC(G: grafo diretto, u: nodo, CC: array, S: stack, c: cont. nodi, nc: cont. comp.)
  c <- c + 1
  CC[u] <- -c /* il tempo di inizio visita in negativo per distinguerlo
              dall'indice di una componente */

  back <- c
  S.push(u)
  FOR ogni adiacente v di u DO
    IF CC[v] = 0 THEN
      b <- DFS_SCC(G, v, CC, S, c, nc)
      back <- min(back, b)
    ELSE IF CC[v] < 0 THEN /* la componente di v non è ancora determinata */
      back <- min(back, -CC[v])
  IF back = -CC[u] THEN /* u è una c-root */
    nc <- nc + 1
    DO /* i nodi della componente sono quelli nello
        stack fino a u */
      w <- S.pop()
      CC[w] <- nc
    WHILE w <> u
  RETURN back

```

Osserviamo che il numero di operazioni effettuate sulle stack sono $O(n)$ dato che ogni nodo del grafo è inserito nello stack una e una sola volta. Quindi la complessità dell'algoritmo è $O(n + m)$.

Ecco un esempio di esecuzione dell'algoritmo. I nodi sono numerati con i tempi d'inizio visita e accanto ad ognuno c'è il valore di $back()$ di quel nodo. Gli archi della DFS sono marcati e anche le c-radici sono marcate. Inoltre, i nodi sono colorati con diverse gradazioni di rosso per indicare gli indici delle componenti (più la gradazione è chiara più basso è l'indice).



Il *grafo delle componenti fortemente connesse* è un grafo diretto i cui nodi corrispondono alle componenti e c'è un arco da un nodo u a v se c'è almeno un arco dalla componente che corrisponde ad u e la componente che corrisponde a v . Ovviamente il grafo è un DAG. L'ordine con cui le componenti sono numerate (o se si vuole, determinate) dall'algorithm è interessante. Infatti, se una componente ha un indice k maggiore dell'indice h di un'altra componente, allora non ci sono archi dalla componente h alla componente k . La dimostrazione è lasciata come esercizio. Quindi se ordiniamo le componenti per ordine di indice decrescente (o equivalentemente per ordine di tempo di determinazione decrescente), otteniamo un ordinamento topologico del DAG delle componenti.

Esercizio [broadcast]

Una rete di stazioni radio è costituita da n stazioni disposte in un territorio. Una stazione s può trasmettere direttamente ad una stazione t solo se s ha una potenza di trasmissione tale che i segnali radio di s raggiungono t con sufficiente energia. Le stazioni non sono tutte uguali e hanno potenze differenti. Così una stazione s per trasmettere un messaggio a una stazione t molto lontana deve trasmettere ad una stazione più vicina che funge da ponte la quale ritrasmette il messaggio o direttamente a t (se può) o a un'altra stazione ponte fino a che, eventualmente, il messaggio arriva a t . Una stazione è detta *stazione broadcast* se può trasmettere direttamente o indirettamente a tutte le stazioni della rete. Vogliamo un algoritmo che date le specifiche della rete (per ogni stazione x , le stazioni alle quali x può trasmettere direttamente) trovi, se esistono, tutte le stazioni broadcast.