

Complessità del calcolo

Caso pessimo

$$T_M(n) = \max \{T_M(x), |x| = n\}$$

$$S_M(n) = \max \{T_M(x), |x| = n\}$$

Notazioni

- O-grande: limite asintotico superiore.
Data $g(n)$, $O(g(n)) = \{f(n) \mid \exists c, n_0 (c, n_0 > 0 : \forall n \geq n_0 0 \leq f(n) \leq cg(n))\}$
- Ω -grande: limite asintotico inferiore.
Data $g(n)$, $\Omega(g(n)) = \{f(n) \mid \exists c, n_0 (c, n_0 > 0 : \forall n \geq n_0 0 \leq cg(n) \leq f(n))\}$
- Θ -grande: limite asintotico sia superiore sia inferiore.
Data $g(n)$, $\Theta(g(n)) = \{f(n) \mid \exists c_1, c_2, n_0 (c_1, c_2, n_0 > 0 : \forall n \geq n_0 0 \leq c_1g(n) \leq f(n) \leq c_2g(n))\}$

Teoremi di accelerazione lineare

- Se L è accettato da una MT M a k nastri con complessità $S_M(n)$, per ogni $c > 0 (c \in R)$ si può costruire una MT M' a k nastri con complessità $S_{M'}(n) < cS_M(n)$
- Se L è accettato da una MT M a k nastri con complessità $S_M(n)$, si può costruire una MT M' a 1 nastro (*non* a nastro singolo) con complessità $S_{M'}(n) = S_M(n)$
- Se L è accettato da una MT M a k nastri con complessità $S_M(n)$, per ogni $c > 0 (c \in R)$ si può costruire una MT M' a 1 nastro con complessità $S_{M'}(n) < cS_M(n)$
- Se L è accettato da una MT M a k nastri con complessità $T_M(n)$, per ogni $c > 0 (c \in R)$ si può costruire una MT M' (a $k+1$ nastri) con complessità $T_{M'}(n) = \max \{n+1, cT_M(n)\}$

Conseguenze pratiche

- Lo schema di dimostrazione è valido per qualsiasi tipo di modello di calcolo, quindi anche per calcolatori reali (es.: aumentare il parallelismo fisico (16bit \rightarrow 32bit \rightarrow ...)).
- Aumentando la potenza di calcolo in termini di risorse disponibili si può aumentare la velocità di esecuzione, ma il miglioramento è al più lineare.
- Miglioramenti di grandezza superiore possono essere ottenuti solo cambiando algoritmo e non in modo automatico.

Macchina RAM

Glossario

- *Accumulatore*: è la prima cella del modello della memoria, indicata con $M[0]$.
- *Immediato*: è un numero intero.
- *ADD*: Sono le operazioni elementari di somma (ADD), sottrazione (SUB), moltiplicazione (MULT), divisione (DIV).

Costi Logaritmici

Il costo della copia di un numero n da una cella all'altra è tante micro-operazioni elementari quanti sono i bit necessari a codificare n , cioè $\log(n)$.
Il costo dell'accesso ad una cella di posizione n -esima è

l'apertura di $\log(n)$ gate logici ad altrettanti banchi di memoria.

In forma sintetica:

$$l(i) = \text{if } i = 0 \text{ then } 1 \text{ else } \lfloor \log_2 |i| \rfloor + 1$$

Teorema di correlazione polinomiale

Sotto "ragionevoli" ipotesi di criteri di costo (il criterio di costo costante per la RAM non è ragionevole) se un problema è risolvibile mediante un modello di calcolo M_1 con complessità $C_1(n)$, allora è risolvibile da qualsiasi altro modello di calcolo M_2 con complessità $C_2(n) \leq P_2(C_1(n))$, essendo P_2 un opportuno polinomio.

Comando		Operazione	Complessità	Descrizione
LOAD	X	$M[0] = M[X]$	$l(x)$	Carica in $M[0]$ il contenuto della cella X
LOAD=	X	$M[0] = X$	$l(x) + l(M[x])$	Carica in $M[0]$ l'immediato X
LOAD*	X	$M[0] = M[M[X]]$	$l(x) + l(M[x]) + l(M[M[x]])$	Carica in $M[0]$ dall'indirizzo $M[X]$
STORE	X	$M[X] = M[0]$	$l(x) + l(M[0])$	Carica in $M[X]$ il contenuto di $M[0]$
STORE*	X	$M[X] = M[M[0]]$	$l(x) + l(M[x]) + l(M[0])$	Carica in $M[X]$ dall'indirizzo $M[0]$
ADD	X	$M[0] = M[0] + M[X]$	$l(M[0]) + l(x) + l(M[x])$	Carica in $M[0]$ il risultato dell'operazione
ADD=	X	$M[0] = M[0] + X$	$l(M[0]) + l(x)$	
ADD*	X	$M[0] = M[0] + M[M[X]]$	$l(M[0]) + l(x) + l(M[x]) + l(M[M[x]])$	Salva in X il valore letto in input
READ	X	$M[X] = \text{read}()$	$l(\text{input value}) + l(x)$	
READ*	X		$l(\text{input value}) + l(x) + l(M[x])$	Scrive in output il valore di X
WRITE	X	$\text{write}(M[X])$	$l(x) + l(M[x])$	
WRITE=	X	$\text{write}(X)$	$l(x)$	Scrive in output l'immediato X
WRITE*	X	$\text{write}(M[M[X]])$	$l(x) + l(M[x]) + l(M[M[x]])$	Scrive in output l'indirizzo di X
JUMP	label	$PC = b(\text{label})$	1	Salta alla label indicata
JZ	label	$\text{if } M[0] == 0$	$l(M[0])$	Salta alla label indicata se l'accumulatore è 0.
JGZ	label	$\text{if } M[0] > 0$	$l(M[0])$	Salta alla label indicata se l'accumulatore è maggiore di 0.
HALT			1	Interrompe l'esecuzione del programma.

Algoritmi

Si adotta il criterio di **costo costante** (manipoliamo numeri che non richiedono quantità di memoria molto più grandi della dimensione dell'input).

Ogni istruzione viene eseguita in un tempo costante c_i .

Complessità di un algoritmo *divide et impera*

- Si divide il problem in b sottoproblemi, ciascuno con dimensione $\frac{1}{b}$.
- Se il problema ha dimensione n piccola a sufficienza ($n < c$, c costante caratteristica del problema), esso può essere risolto in tempo costante ($\Theta(1)$).
- $D(n)$ è il costo di dividere il problema, e $C(n)$ è il costo di ricombinare i sottoproblemi. $T(n)$ è il costo per risolvere il problema totale.

$$\text{Equazione di Ricorrenza} \quad T(n) = \begin{cases} \Theta(1) & \text{se } n < c \\ D(n) + aT(\frac{n}{b}) + C(n) & \text{altrimenti} \end{cases}$$

Insertion Sort

```

INSERTION-SORT(A)
  for j = 2 to A.length
    key = A[j]
    i = j - 1
    while i > 0 and A[i] > key
      A[i+1] = A[i]
      i = i - 1
    A[i+1] = key

```

Merge Sort

```

MERGE-SORT(A, p, r)
  if p < r
    q = ⌊(p+r)/2⌋
    MERGE-SORT(A, p, q)
    MERGE-SORT(A, q+1, r)
    MERGE(A, p, q, r)

MERGE (A, p, q, r)
  n1 = q-p+1
  n2 = r-q
  CreaArray(L[1...n1+1] e R[1...n2+1])
  for i = 1 to n1
    L[i] = A[p+i-1]
  for j = 1 to n2
    R[j] = A[q+j]
  L[n1+1] = ∞
  R[n2+1] = ∞
  i = 1
  j = 2
  for k = p to r
    if L[i] <= R[j]
      A[k] = L[i]
      i = i+1
    else
      A[k] = R[j]
      j = j+1

```

Heapsort

```

PARENT(i)
  return ⌊i/2⌋
LEFT(i)
  return 2*i
RIGHT(i)
  return 2*i+1

MAX-HEAPIFY(A, i)
  l = LEFT(i)
  r = RIGHT(i)
  if l <= A.heapsize and A[l] > A[i]
    max = l
  else
    max = i
  if r <= A.heapsize
    and A[r] > A[max]
    max = r
  if max != i
    swap A[i] ↔ A[max]

```

MAX-HEAPIFY(A, max)

```

BUILD-MAX-HEAP(A)
  A.heapsize = A.length
  for i = A.length/2 to 1
    MAX-HEAPIFY(A, i)

HEAPSORT(A)
  BUILD-MAX-HEAP(A)
  for i = A.length to 2
    swap A[1] ↔ A[i]
    A.heapsize = A.heapsize - 1
    MAX-HEAPIFY(A, 1)

```

Quicksort

```

QUICKSORT(A, p, r)
  if p < r
    q = PARTITION(A, p, r)
    QUICKSORT(A, p, q-1)
    QUICKSORT(A, q+1, r)

PARTITION(A, p, r)
  x = A[r]
  i = p-1
  for j = p to r-1
    if A[j] <= x
      i = i+1
      swap A[i] ↔ A[j]
  swap A[i+1] ↔ A[r]
  return i+1

```

Counting Sort

```

COUNTING-SORT(A, B, k)
  for i = 0 to k
    C[i] = 0
  for j = 1 to A.length
    C[A[j]] = C[A[j]] + 1
  for i = 1 to k
    C[i] = C[i] + C[i-1]
  for j = A.length to 1
    B[C[A[j]]] = A[j]
    C[A[j]] = C[A[j]] - 1

```

Risoluzione di ricorrenze

- Metodo della sostituzione
 - formulare un'ipotesi di soluzione
 - sostituire la soluzione nella ricorrenza, e dimostrazione (per induzione) che è in effetti una soluzione
- Teorema dell'esperto (Master Theorem)
 - Data la ricorrenza $T(n) = aT(\frac{n}{b}) + f(n)$, in cui $a \geq 1, b > 1, \lfloor \frac{n}{b} \rfloor$ o $\lceil \frac{n}{b} \rceil$.
 1. se $f(n) = O(n^{\log_b a - \varepsilon})$ per qualche $\varepsilon > 0$, allora $T(n) = \Theta(n^{\log_b a})$
 2. se $f(n) = \Theta(n^{\log_b a})$, allora $T(n) = \Theta(n^{\log_b a} \log(n))$
 3. se $f(n) = \Omega(n^{\log_b a + \varepsilon})$ per qualche $\varepsilon > 0$, e $af(\frac{n}{b}) \leq cf(n)$ per qualche $c < 1$ e per tutti gli n grandi a sufficienza, allora $T(n) = \Theta(f(n))$
 - Se $f(n) = \Theta(n^k)$, con k una qualche costante:
 1. se $k < \log_b a \rightarrow T(n) = \Theta(n^{\log_b a})$
 2. se $k = \log_b a \rightarrow T(n) = \Theta(n^k \log(n))$
 3. se $k > \log_b a \rightarrow T(n) = \Theta(n^k)$

Strutture dati

S = collezione, k = chiave

- Se $x.\text{prev} == \text{nil}$, x non ha predecessore
- $L.\text{head}$ è il puntatore al primo elemento della lista

Operazioni comuni

- SEARCH(S, k)
- INSERT(S, k)
- DELETE(S, k)
- MINIMUM(S)
- MAXIMUM(S)
- SUCCESSOR(S, k)
- PREDECESSOR(S, k)

Costi di una lista

Search $T(n) = O(n)$
 Insert $T(n) = O(1)$
 Delete $T(n) = O(1)$

Dizionario/Dictionary

- Supporta solo le operazioni di INSERT, DELETE, SEARCH
- Agli oggetti di un dizionario si accede tramite le chiavi, che sono numeri interi
- Se la cardinalità m dell'insieme delle possibili chiavi è piccola, conviene l'indirizzamento diretto, cioè un array di dimensione m dove ogni chiave k è mappata alla cella corrispondente

Costi di un dizionario

Search $T(n) = O(1)$
 Insert $T(n) = O(1)$
 Delete $T(n) = O(1)$

Pila/Stack

- Politica **LIFO** (Last In First Out)
- POP(S) cancella l'elemento in cima alla pila e lo restituisce
- PUSH(S) aggiunge un elemento in cima alla pila
- $S.\text{top}$ è l'elemento in cima alla pila
- Se può contenere al massimo n elementi, si implementa come un array di dimensione n

Code/Queue

- Politica **FIFO** (First In First Out)
- ENQUEUE(S) inserisce un elemento in fondo alla coda
- DEQUEUE(S) cancella il primo elemento dalla coda
- $S.\text{head}$ è l'elemento nella coda da più tempo
- $S.\text{tail}$ è la posizione dove verrà inserito il nuovo elemento

Lista doppiamente concatenata

- Ogni oggetto x della lista L è costituito da 3 attributi:
 - key è il contenuto
 - next è il puntatore all'oggetto seguente
 - prev è il puntatore all'oggetto precedente
- Se $x.\text{next} == \text{nil}$, x non ha successore

Tabella Hash/Hash Table

- Ho una funzione hash $h(k) \in N$ che converte una chiave di qualsiasi tipo in un intero tra 0 e m
- Se la dimensione m della mia tabella è tale che $m \ll |U|$, ci sono sicuramente chiavi tali che $h(k_1) = h(k_2)$: in questo caso ho delle collisioni.

Concatenamento

- *Idea*: gli oggetti che vengono mappati sullo stesso slot vengono messi in una lista L concatenata, di lunghezza $|M|L| = [h(k)]$

Search	$T(n) = M[h(k)] $	M è la hash table
Insert	$T(n) = O(1)$	$x \notin M$
Delete (1)	$T(n) = O(1)$	double-linked L
Delete (2)	$T(n) = M[h(k)] $	single-linked L

- Nel caso pessimo si ha la complessità di una ricerca in una lista di n elementi, cioè $T(n) = O(n)$.
- $\alpha = \frac{n}{m}$ è il *fattore di carico*
- $0 \leq n \leq |U| \rightarrow 0 \leq \alpha \leq \frac{|U|}{m}$

Ipotesi di hashing uniforme semplice

- Ogni chiave ha la stessa probabilità $\frac{1}{m}$ di finire in una qualsiasi delle m celle di T , indipendentemente dalle chiavi inserite. La lunghezza media di una lista è quindi:

$$E(n_j) = \frac{1}{m} \sum_{i=1}^m n_i = \frac{n}{m} = \alpha$$

- Il tempo medio per cercare una chiave k , sia che sia presente o meno nella lista, è

$$T(n) = \Theta(1 + \alpha) \rightarrow T(n) = O(1) \quad (\text{in media})$$

Indirizzamento aperto

- La tabella contiene tutte le chiavi, senza memoria aggiuntiva $\rightarrow \alpha \leq 1$
- *Idea*: si calcola l'indice dello slot in cui memorizzare l'oggetto. Se è già occupato, se ne cerca un altro libero.
- Quando si cancella un oggetto, si inserisce nello slot un valore convenzionale come DELETED. La complessità dipende però dalla sequenza di ispezione della funzione di hash anziché dal fattore di carico

Tecniche di ispezione

Introduciamo una seconda funzione di hash $h'(k)$.

- Lineare
 - $h(k, i) = (h'(k) + 1) \bmod m$
 - Soffre del fenomeno dell'addensamento (clustering) primario, cioè lunghe sequenze di celle consecutive, che aumentano il tempo di ricerca
- Quadratica
 - $h(k, i) = (h'(k) + c_1 i + c_2 i^2) \bmod m$
 - c_1 e $c_2 (\neq 0)$ sono costanti ausiliarie, scelte opportunamente
 - Soffre del fenomeno dell'addensamento secondario: chiavi con la stessa posizione iniziale danno luogo alla stessa sequenza d'ispezione
- Doppio hashing
 - $h(k, i) = (h_1(k) + i h_2(k)) \bmod m$
 - h_1 e h_2 sono funzioni di hash ausiliarie
 - Il numero di sequenze d'ispezione è ora $\Theta(m^2)$, perchè ogni coppia $(h_1(k), h_2(k))$ produce una sequenza di ispezione distinta

Albero Binario/Binary Tree

- È composto da 3 elementi:
 - un nodo detto *radice*
 - un albero binario detto *sottoalbero sinistro*
 - un albero binario detto *sottoalbero destro*
- A ogni nodo è associata una chiave

Binary Search Tree

- Per tutti i nodi x del BST, se l è un nodo nel sottoalbero sinistro, allora $l.key \leq x.key$; se r è un nodo del sottoalbero destro, allora $r.key \geq x.key$

Attraversamento simmetrico/(in order)

Restituisce i nodi ordinati se l'albero è un BST:

- Prima si visita il sottoalbero sinistro e si restituiscono i suoi nodi
- Si restituisce la radice
- Si visita il sottoalbero destro e si restituiscono i suoi nodi

Successore

Il *successore* di un oggetto x in un BST è l'elemento y tale che $y.key$ è la più piccola tra le chiavi che sono più grandi di $x.key$, cioè è il minimo del sottoalbero destro di x . Se il sottoalbero di x è vuoto, il successore di x è il primo elemento y che si incontra risalendo nell'albero da x tale che x è nel sottoalbero sinistro di y (salgo dai "right" finché non risalgo da un "left")

Predecessore

Il *predecessore* di un oggetto x in un BST è l'elemento y tale che $y.key$ è la più grande tra le chiavi che sono più piccole di $x.key$, cioè è il massimo del sottoalbero sinistro di x . Se il sottoalbero di x è vuoto, il predecessore di x è il primo elemento y che si incontra risalendo nell'albero da x tale che x è nel sottoalbero destro di y (salgo dai "left" finché non risalgo da un "right")

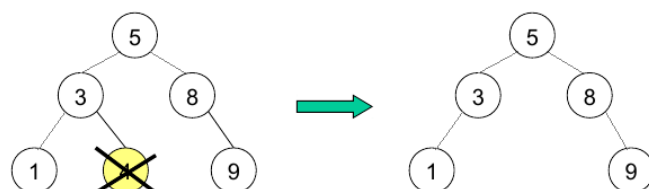
Inserimento

Scendo nell'albero finché non si raggiunge il posto in cui il nuovo elemento deve essere inserito, e lo si aggiunge come foglia.

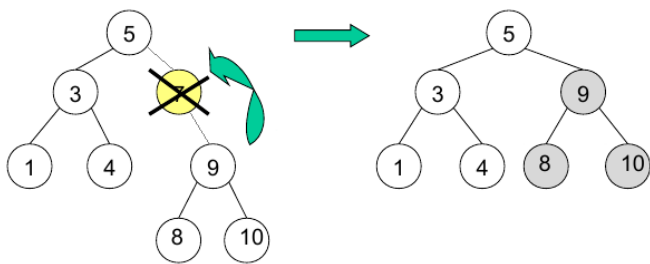
Cancellazione

Ci sono 3 possibili casi per cancellare un nodo z :

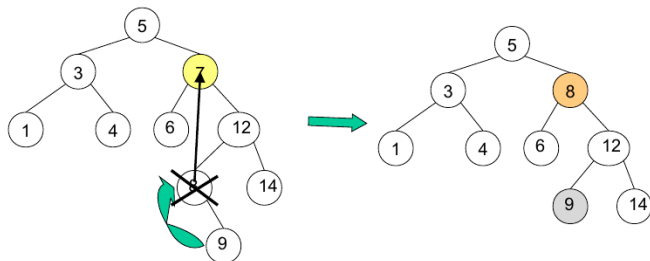
- Il nodo z non ha sottoalberi: si mette a `nil` il puntatore del padre di z
- Il nodo z ha 1 sottoalbero: bisogna spostare il sottoalbero di z in su di un livello.
- Il nodo z ha 2 sottoalberi: bisogna trovare il successore di z , copiare la chiave del successore in z e cancellare il successore.



Il nodo z non ha sottoalberi



Il nodo z ha un sottoalbero



Il nodo z ha due sottoalberi

Complessità degli alberi binari

Un albero si dice *bilanciato* se per ogni nodo x le altezze dei due sottoalberi di x differiscono al massimo di 1. h è l'altezza dell'albero.

$$h = \begin{cases} \Theta(\log(n)) & \text{albero bilanciato} \\ \Theta(n) & \text{caso pessimo} \end{cases}$$

Operazione	Complessità
In-order walk	$T(n) = \Theta(n)$
Search	$T(n) = O(h)$
Max/Min	$T(n) = O(h)$
Successor	$T(n) = O(h)$
Insert	$T(n) = O(h)$
Delete	$T(n) = O(h)$

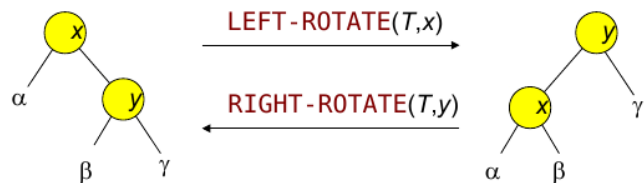
Alberi rosso-neri

- Sono BST abbastanza bilanciati, tali che $h = O(\log(n))$ ed è possibile realizzare tutte le operazioni più importanti in $T(n) = O(\log(n))$
- Un ramo non è mai più lungo del doppio di un altro
- Un BST è un albero RB se soddisfa le seguenti proprietà:

1. Ogni nodo è *rosso* oppure *nero*
2. La radice è *nera*
3. Le foglie (`nil`) sono tutte nere
4. I figli di un nodo rosso sono entrambi neri
5. Per ogni nodo x tutti i cammini da x alle foglie sue discendenti contengono lo stesso numero $bh(x)$ di nodi neri. $bh(x)$ è l'*altezza nera* del nodo x , che non viene conteggiato nella sua altezza

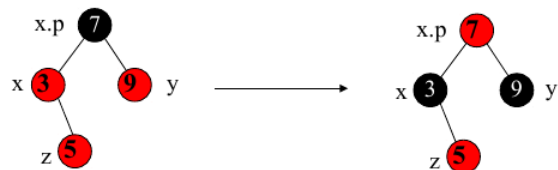
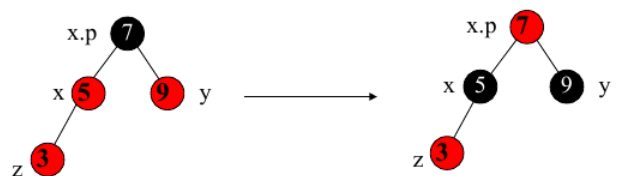
- Per comodità le foglie `nil` si usa un nodo sentinella `T.nil`
- Un albero RB con n nodi interni (cioè con chiavi), ha altezza $h \leq 2 \log_2(n + 1)$. Pertanto, SEARCH, MINIMUM, MAXIMUM, SUCCESSOR, PREDECESSOR richiedono tempo $T(n) = O(\log(n))$

- INSERT e DELETE sono modificate per poter rispettare le proprietà degli alberi RB, ma richiedono sempre $T(n) = O(\log(n))$
- Per realizzare inserimenti e cancellazioni si usa il meccanismo delle rotazioni, con ROTATE-LEFT e ROTATE-RIGHT

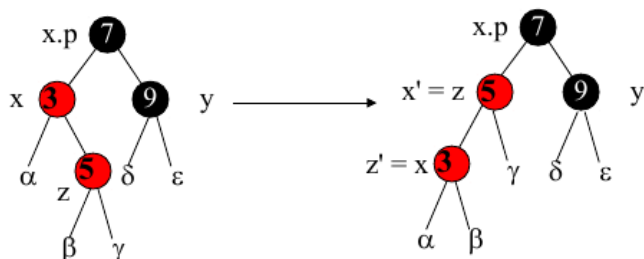


Inserimento

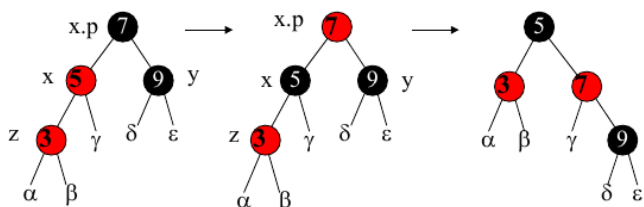
Analogo a quello dei BST, ma per ristabilire le proprietà degli alberi RB si usa RB-INSERT-FIXUP, che viene invocato sempre su un nodo z tale che $z.\text{color} = \text{RED}$, e al massimo $O(\log(n))$ volte.



y rosso



y nero e z figlio destro di x



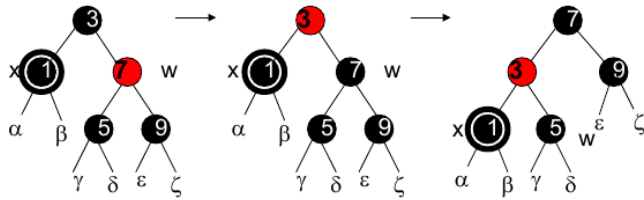
y nero e z figlio sinistro di x

Cancellazione

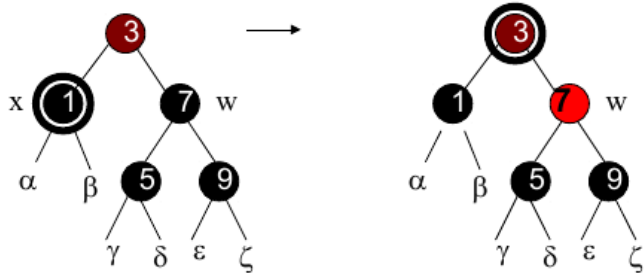
Analogo a quello dei BST. Se viene cancellato un nodo rosso non c'è bisogno di modificare i colori dei nodi, e quello che prende il suo posto è per forza nero.



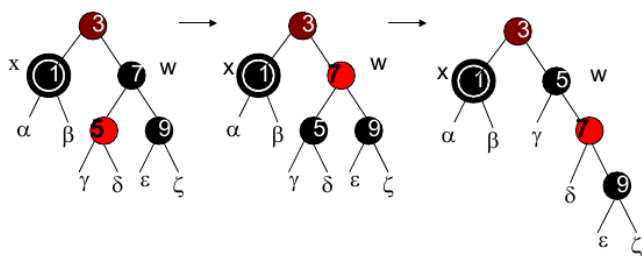
x rosso, oppure è la radice



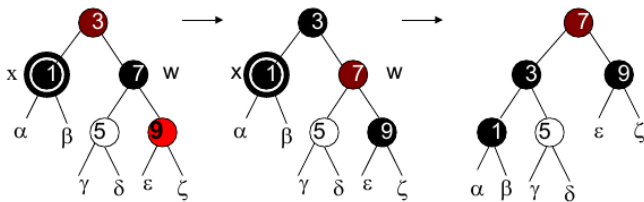
x nero, il fratello destro w è rosso, e quindi il padre è nero



x nero, il fratello destro w è nero con figli neri



x nero, il fratello destro w è nero con figlio sinistro rosso e figlio destro nero



x nero, il fratello destro w è nero con figlio destro rosso

Grafi

Un grafo è una coppia $G = (V, E)$ in cui:

- V è un insieme di nodi detti vertici
- E è un insieme di archi detti lati/edges. Un arco è una connessione fra due vertici, detti quindi adiacenti. Un arco è una coppia $(u, v) \in E \subseteq V^2$
- $|V|$ è il numero di vertici nel grafo, mentre $|E|$ è il numero di archi. Inoltre $0 \leq |E| \leq |V|^2$

I grafi esistono orientanti e non orientati.

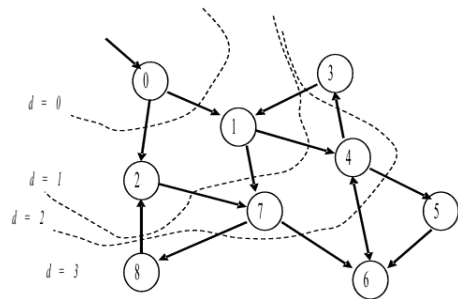
Rappresentazione in memoria

- *Liste di adiacenza*: array di liste, una per nodo. Per ogni nodo, la lista contiene i nodi adiacenti ad esso. Ha complessità spaziale $S_L = \Theta(|V| + |E|)$
- *Matrice di adiacenza*: $m_{ij} = 1$ se c'è un arco dal nodo i al nodo j , altrimenti è 0. Ha complessità spaziale $S_M = \Theta(|V|^2)$

Visita in ampiezza/Breadth-First Search

Ha complessità $T_{BFS} = O(|V| + |E|)$.

- Usa una politica FIFO (coda)
- Visito tutti i nodi a distanza 1 da s (sorgente)
- Quando visito un nodo u , salvo la sua distanza da s in un attributo $u.dist$
- Coloro i nodi che visito (*bianco* se è da visitare, *grigio* se è già stato visitato, ma bisogna completare la visita dei nodi adiacenti, *nero* dopo che abbiamo visitato tutti i suoi nodi adiacenti)
- All'inizio tutti i nodi sono bianchi tranne s che è grigio.
- I nodi da visitare sono in una coda (inizialmente solo s)
- A ogni iterazione, cancello dalla coda un elemento u e ne visitiamo i nodi adiacenti che sono ancora bianchi (la cui distanza da s sarà $u.dist+1$)



BFS

Visita in profondità/Depth-First Search

Ha complessità $T_{DFS} = O(|V| + |E|)$.

- Usa una politica LIFO (stack)
- Tiene traccia di quando un nodo è aggiunto alla pila ($u.d$) e di quando viene tolto ($u.f$)

Ordinamento Topologico

Dato un grafo orientato aciclico (DAG), un ordinamento topologico è un ordinamento lineare dei nodi del grafo tale che, se nel DAG c'è un arco (u, v) , allora il nodo u precede v nell'ordinamento (cioè che le frecce "vanno solo in una direzione"). L'ordinamento ottenuto rispetta la precedenza tra nodi/eventi.

- Visito il DAG con un algoritmo DFS
- quando coloro un nodo u di nero, inserisco u in testa alla lista
- Una volta visitati tutti i nodi, ottengo un ordinamento topologico

Ha la stessa complessità di DFS, cioè $T_{TS} = O(|V| + |E|)$.

Cammini Minimi

$$\delta(u, v) = \begin{cases} \min \{w(p) : u \xrightarrow{p} v\} & \text{se } \exists \text{ cammino } p \text{ da } u \text{ a } v \\ \infty & \text{altrimenti} \end{cases}$$

- $w : E \rightarrow R$ è la *funzione di peso*
- $d[v] = \delta(s, v)$ è detto *stima di cammino minimo* dalla sorgente s a v
- All'inizio vale $d[v] = \infty$

- viene ridotto col procedere dell'algoritmo, ma $d[v] \leq \delta(s, v)$
- $P_i[v]$ è il *predecessore di v* nel cammino minimo da s , se non esiste è nil

Rilassamento di un lato

- se $d[v] > d[u] + w(u, v)$ allora $d[v] = d[u] + w(u, v)$ e $P_i[v] = u$

Bellman-Ford

- Rilasso un passo alla volta partendo da s
- Ad ogni passo avanzo nei cammini
- Al $|V| - 1$ -esimo passo sicuramente avrò toccato tutti i nodi raggiungibili
- *non converge* se ci sono cicli negativi

```
BELLMAN-FORD(adj, s)
  V = vector of nodes of adj
  allocate vectors d, Pi of size adj

  for i = 0 to |adj| - 1
    d[i] = ∞
  d[s] = 0
  repeat for |V| - 1 times
    for u in V
      for v in adj[u]
        RELAX(u, v, adj, d, Pi)
  return [d, Pi]
```

Pseudocodice

In Order Tree Walk

```
INORDER-TREE-WALK(x)
  if x != nil
    INORDER-TREE-WALK(x.left)
    print x.key
    INORDER-TREE-WALK(x.right)
```

Tree Search

```
TREE-SEARCH(x, k)
  if x == nil or k == x.key
    return x
  if k < x.key
    return TREE-SEARCH(x.left, k)
  else
    return TREE-SEARCH(x.right, k)
```

Tree Minimum

```
TREE-MINIMUM(x)
  while x.left != nil
    x = x.left
  return x
```

Tree Maximum

```
TREE-MAXIMUM(x)
  while x.right != nil
    x = x.right
  return x
```

Tree Successor

```
TREE-SUCCESSOR(x)
  if x.right != nil
    return TREE-MINIMUM(x.right)
  y = x.p
  while y != nil and x = y.right
    x = y
    y = y.p
  return y
```

Tree Insert

```
TREE-INSERT(T, z)
  y = nil
  x = T.root
  while x != nil
    y = x
    if z.key < x.key
      x = x.left
    else x = x.right
  z.p = y
  if y == nil
    T.root = z
  else if z.key < y.key
    y.left = z
  else
    y.right = z
```

Tree Delete

y e' il nodo da eliminare, x e' quello con cui lo sostituiamo

```
TREE-DELETE(T, z)
  if z.left == nil or z.right == nil
    y = z
  else
    y = TREE-SUCCESSOR(z)
  if y.left != nil
    x = y.left
  else
    x = y.right
  if x != nil
    T.root = x
  else if y == y.p.left
    y.p.left = x
  else
    y.p.right = x
  if y != z
    z.key = y.key
  return y
```


Rotazione a sinistra

```

ROTATE-LEFT(T, z)
    y = x.right
    x.right = y.left

    if y.left != T.nil
        y.left.p = x
    y.p = x.p
    if x.p == T.nil
        T.root = y
    else if x == x.p.left
        x.p.left = y
    else
        x.p.right = y
    y.left = x
    x.p = y

```

RB Tree Insert

```

RB-TREE-INSERT(T, z)
    y = T.nil
    x = T.root
    while x != T.nil
        y = x
        if z.key < x.key
            x = x.left
        else x = x.right
    z.p = y
    if y == T.nil
        T.root = z
    else if z.key < y.key
        y.left = z
    else
        y.right = z
    z.left = T.nil
    z.right = T.nil
    z.color = RED
    RB-INSERT-FIXUP(T, z)

```

RB Insert Fixup

```

RB-INSERT-FIXUP(T, z)
    if z == T.root
        T.root.color = BLACK
    else
        x = z.p
        if x.color == RED
            if x == x.p.left
                y = x.p.right
                if y.color == RED
                    x.color = BLACK
                    y.color = BLACK
                    x.p.color = RED
                    RB-INSERT-FIXUP(T, x.p)
            else if z == x.right
                z = x
                LEFT-ROTATE(T, z)
                x = z.p
                x.color = BLACK
                x.p.color = RED
                RIGHT-ROTATE(T, x.p)
            else //...
                (come il contenuto dell'if
                associato, scabio left e right)

```

RB Delete

```

RB-DELETE(T, z)
    if z.left == T.nil
        or z.right == T.nil
        y = z
    else
        y = TREE-SUCCESSOR(z)
    if y.left != T.nil
        x = y.left
    else
        x = y.right
    x.p = y.p
    if y.p == T.nil
        T.root = x
    else if y == y.p.left
        y.p.left = x
    else
        y.p.right = x
    if y != z
        z.key = y.key
        if y.color == BLACK
            RB-DELETE-FIXUP(T, x)
    return y

```

RB Delete Fixup

```

RB-DELETE-FIXUP(T, x)
    if x.color == RED
        or x.p == T.nil
        x.color = BLACK
    else if x == x.p.right
        w = x.p.right
        if w.color == RED
            w.color = BLACK
            x.p.color = RED
            LEFT-ROTATE(T, x.p)
            w = x.p.right
        if w.left.color == BLACK
            and w.right.color == BLACK
            w.color = RED
            RB-DELETE-FIXUP(T, x.p)
        else if w.right.color == BLACK
            w.left.color = BLACK
            w.color = RED
            ROTATE-RIGHT(T, w)
            w = x.p.right
            w.color = x.p.color
            x.p.color = BLACK
            ROTATE-LEFT(T, x.p)
    else
        // come le righe 4-21, scambio
        // "left" ↔ "right"

```

Breadth First Search

```

BFS(G, s)
  for each u ∈ G.V − {s}
    u.color = WHITE
    u.dist = ∞
  s.color = GREY
  s.dist = 0
  Q = nil
  ENQUEUE(Q, s)
  while Q != nil
    u = DEQUEUE(Q)
    for each v ∈ u.Adj
      if v.color == WHITE
        v.color = GREY
        v.dist = u.dist + 1
        ENQUEUE(Q, v)
  u.color = BLACK

```

Depth First Search

```

DFS(G)
  for each u ∈ G.V
    u.color = WHITE
  time = 0
  for each u ∈ G.V
    if u.color = WHITE
      DFS-VISIT(u)

```

```

DFS-VISIT(u)
  u.color = GREY
  time = time + 1
  u.d = time
  for each v ∈ u.Adj
    if v.color = WHITE
      DFS-VISIT(v)
  u.color = BLACK
  u.f = time = time + 1

```

Ordinamento Topologico

```

TOPOLOGICAL-SORT(G)
  L = nil
  for each u ∈ G.V
    u.color = WHITE
  for each u ∈ G.V
    if u.color = WHITE
      TOPSORT-VISIT(L, u)
  return L

```

```

TOPSORT-VISIT(L, u)
  u.color = GREY
  for each v ∈ u.Adj
    if v.color = WHITE
      TOPSORT-VISIT(L, v)
  ... // crea l'elemento di lista x
  x.key = u
  LIST-INSERT(L, x)
  u.color = BLACK

```