

CheatSheet: Algoritmi e Strutture Dati di Alberto Montresor

Simone Alghisi, Emanuele Beozzo, Samuele Bortolotti

Dicembre 25, 2019

Contents

| | | |
|----------|---|-----------|
| 1 | Lo Pseudocodice | 4 |
| 1.1 | Notazione in pseudocodice | 4 |
| 2 | Sottovettore di Somma Massima: Algoritmo di Kadane | 5 |
| 3 | Valutazione Algoritmi | 5 |
| 3.1 | Calcolo del Minimo | 5 |
| 3.2 | Ricerca Binaria | 6 |
| 4 | Analisi degli Algoritmi | 6 |
| 4.1 | Tempo di Calcolo | 6 |
| 4.2 | Complessità Algoritmi vs Complessità Problemi: Moltiplicazione di Gauss | 7 |
| 4.3 | Notazione Asintotica e Proprietà | 7 |
| 4.4 | Complessità | 7 |
| 5 | Equazioni di Ricorrenza | 8 |
| 5.1 | Metodo dell'Albero di Ricorsione, o per Livelli | 8 |
| 5.2 | Metodo di Sostituzione, o per Tentativi | 9 |
| 5.3 | Metodo dell'Esperto, o delle Ricorrenze Comuni | 11 |
| 5.4 | Ricorrenze Lineari con Partizione Bilanciata (Estesa) | 12 |
| 5.5 | Ricorrenze Lineari di Ordine Costante | 12 |
| 6 | Algoritmi di Ordinamento | 13 |
| 6.1 | Selection Sort | 13 |
| 6.2 | Insertion Sort | 13 |
| 6.3 | Merge Sort | 14 |
| 6.4 | Heap Sort | 14 |
| 6.5 | Quick Sort | 14 |
| 7 | Strutture dati base | 15 |
| 7.1 | Insiemi | 15 |
| 7.2 | Dizionari | 15 |
| 7.3 | Stack | 15 |
| 7.4 | Queue | 16 |
| 8 | Alberi | 16 |
| 8.1 | Alberi binari | 16 |
| 8.1.1 | Visite alberi binari | 18 |
| 8.1.2 | Esempi visite alberi binari con DFS | 19 |
| 8.1.3 | Esempi visite alberi binari con BFS | 19 |
| 8.2 | Alberi generici | 20 |
| 8.2.1 | Visite alberi generici | 21 |
| 8.3 | Alberi Binari di Ricerca (ABR) | 22 |
| 8.4 | Alberi Red-Black | 26 |
| 9 | Grafi | 27 |
| 9.1 | Visite grafi | 27 |
| 9.2 | Cammini più brevi: BFS | 29 |
| 9.3 | Componenti connesse: DFS | 29 |

| | | |
|-----------|---|-----------|
| 9.4 | Grafo non orientato aciclico: DFS | 30 |
| 9.4.1 | Albero di copertura DFS | 31 |
| 9.5 | Grafo orientato aciclico(DAG): DFS | 31 |
| 9.6 | Ordinamento topologico: DFS | 32 |
| 9.7 | Componenti fortemente connesse (SCC): DFS | 32 |
| 10 | Hashing | 34 |
| 10.1 | Doppio hashing | 34 |
| 11 | Insiemi e dizionari | 36 |
| 11.1 | Insiemi con vettori booleani | 36 |
| 11.2 | Bloom Filters | 37 |
| 12 | Strutture dati speciali | 38 |
| 12.1 | Heap | 38 |
| 12.2 | Code a priorità | 39 |
| 13 | Divide-et-impera | 41 |
| 13.1 | QuickSort | 41 |
| 13.2 | Gap | 41 |
| 14 | Regole Matematiche | 42 |
| 14.1 | Sommatorie | 42 |
| 14.2 | Cambiamento di Base | 42 |
| 15 | Trattare le matrici quadrate come Grafi | 43 |
| 15.1 | Costruire un grafo a partire da una matrice | 43 |
| 15.2 | Visita di una matrice in DFS | 43 |
| 15.3 | Visita di una matrice in BFS | 45 |
| 16 | Programmazione dinamica e memoization | 46 |
| 16.1 | Programmazione dinamica | 46 |
| 16.1.1 | Domino | 46 |
| 16.1.2 | Hateville | 47 |
| 16.1.3 | Zaino (Knapsack) | 49 |
| 16.2 | Memoization | 50 |
| 16.2.1 | Zaino (Knapsack) | 50 |
| 16.2.2 | Zaino (Knapsack) senza limiti | 51 |
| 16.3 | Esempio reale: Sottosequenza comune massimale | 53 |
| 17 | Esercitazioni | 56 |
| 17.1 | Esecitazione 1 - 10/10/19 | 56 |
| 17.2 | Esecitazione 2 - 29/10/19 | 59 |
| 17.3 | Esecitazione 3 - 26/11/19 | 63 |
| 17.4 | Esecitazione 4 - 05/12/19 | 68 |
| 17.5 | Esecitazione 5 - 19/12/19 | 71 |
| 17.6 | Esecitazione 6 - 20/02/2020 | 75 |
| 17.7 | Esecitazione 7 - 02/03/2020 | 75 |
| 18 | Laboratori | 76 |
| 18.1 | Laboratorio 7 - 04/03/20 | 76 |

| | |
|------------------------------------|-----------|
| 19 Tutorati: Esercizi Utili | 80 |
| 19.1 ASD1 | 80 |
| 19.2 ASD2 | 80 |
| 19.3 ASD3 | 81 |
| 19.4 ASD4 | 82 |
| 19.5 ASD5 | 82 |
| 19.6 ASD6 | 84 |
| 19.7 ASD7 | 85 |
| 19.8 ASD8 | 87 |
| 19.9 ASD9 | 88 |
| 19.10 ASD10 | 90 |
| 19.11 ASD11 | 91 |
| 20 Esami anni passati | 93 |
| 20.1 Esame 07/02/2019 | 93 |
| 20.2 Esercizi vari | 94 |

Algorithms

| | | |
|----|--|----|
| 1 | Kadane Algorithm | 5 |
| 2 | Ricerca Minimo | 5 |
| 3 | Ricerca Minimo ritornando gli indici | 5 |
| 4 | Ricerca Binaria | 6 |
| 5 | Ricerca Minimo + calcolo del costo | 6 |
| 6 | Selection Sort | 13 |
| 7 | Insertion Sort | 13 |
| 8 | Merge Sort | 14 |
| 9 | Specifica SET | 15 |
| 10 | Specifica dizionari | 15 |
| 11 | Specifica STACK | 15 |
| 12 | Specifica QUEUE | 16 |
| 13 | Specifica albero binario | 16 |
| 14 | Implentazione alberi binari | 17 |
| 15 | Visita DFS albero binario | 18 |
| 16 | Visita BFS albero binario | 18 |
| 17 | Esempi DFS alberi binari | 19 |
| 18 | Esempi BFS alberi binari | 19 |
| 19 | Specifica albero generico | 20 |
| 20 | Visita DFS albero generico | 21 |
| 21 | Visita BFS albero generico | 21 |
| 22 | Specifica ABR | 22 |
| 23 | Specifica ABR: lookup | 22 |
| 24 | Specifica ABR: min e max | 23 |
| 25 | Specifica ABR: successore e predecessore | 23 |
| 26 | Specifica ABR: insert e link | 24 |
| 27 | Specifica ABR: cancellazione | 25 |
| 28 | Specifica Albero Red-Black | 26 |
| 29 | Specifica grafo | 27 |
| 30 | Visita BFS | 28 |
| 31 | Visita DFS | 28 |
| 32 | Erdos | 29 |
| 33 | Albero di copertura BFS | 29 |
| 34 | Componenti connesse (cc) con ricorsione | 30 |
| 35 | Grafo non orientato aciclico (hasCycle) | 30 |
| 36 | Albero di copertura | 31 |
| 37 | Grafo orientato aciclico (hasCycle) | 32 |
| 38 | Ordinamento topologico | 32 |
| 39 | Calcolo delle componenti fortemente connesse | 33 |
| 40 | Hashing Doppio: struttura | 34 |
| 41 | Hashing Doppio: specifica | 35 |
| 42 | Set con vettore booleano: operazioni base | 36 |
| 43 | Set con vettore booleano: operazioni base | 37 |
| 44 | Implementazione Bloom Filter | 37 |
| 45 | Memorizzazione Heap con Vettore | 38 |
| 46 | maxHeapRestore | 38 |
| 47 | heapBuild | 38 |
| 48 | heapSort | 39 |

| | | |
|----|---|----|
| 49 | Min Priority Queue Specifica | 39 |
| 50 | Min Priority Queue Implementazione | 39 |
| 51 | Quicksort | 41 |
| 52 | Gap | 42 |
| 53 | Schema costruzione Grafo da una matrice | 43 |
| 54 | Generica visita DFS ricorsiva in una matrice quadrata | 43 |
| 55 | DFS generica con return di valore | 44 |
| 56 | Schema BFS con Matrice quadra | 45 |
| 57 | Domino/Fibonacci versione $\mathcal{O}(2^n)$ | 47 |
| 58 | Domino/Fibonacci versione $\mathcal{O}(n^2)$ in tempo e spazio | 47 |
| 59 | Domino/Fibonacci versione $\mathcal{O}(n^2)$ in tempo $\mathcal{O}(n)$ e spazio | 47 |
| 60 | Hateville versione $\mathcal{O}(n)$ senza calcolo della soluzione | 48 |
| 61 | Soluzione di Hateville versione $\mathcal{O}(n)$ | 48 |
| 62 | Hateville versione $\mathcal{O}(n)$ completa | 48 |
| 63 | Knapsack versione $\mathcal{O}(nC)$ con programmazione dinamica | 50 |
| 64 | Knapsack versione $\mathcal{O}(nC)$ zaino con memoization | 50 |
| 65 | Knapsack versione con memoization e dizionario | 51 |
| 66 | Knapsack zaino senza limiti | 52 |
| 67 | Knapsack Ricostruzione Soluzione | 53 |
| 68 | Lunghezza LCS | 55 |
| 69 | Ricostruire LCS | 55 |
| 70 | SortinoSort | 59 |
| 71 | Albero livello-valore | 61 |
| 72 | Percorso cammino-discendente | 62 |
| 73 | Percorso cammino-discendente Montresor | 62 |
| 74 | Grafi-Stessa Distanza | 63 |
| 75 | Grafi-bipartiti-bfs | 64 |
| 76 | Grafi-bipartiti-dfs | 65 |
| 77 | Distanza fra partizioni | 66 |
| 78 | Numero archi per connettere il grafo | 67 |
| 79 | Connetti il grafo | 67 |
| 80 | Chi manca | 68 |
| 81 | Punto fisso | 69 |
| 82 | Vettore unimodulare | 69 |
| 83 | Samarcanda | 70 |
| 84 | Costruzione ABR a partire da vettore ordinato | 71 |
| 85 | 2 colorazione di Grafo con i wrestler | 72 |
| 86 | Pozzo universale | 73 |
| 87 | Pozzo universale Montresor | 73 |
| 88 | Zaino (ottimizzazione memoria) | 76 |
| 89 | Sottoinsieme Crescente di Somma Massima | 77 |
| 90 | Le pillole della Zia | 78 |
| 91 | Occorrenze di valori in un ABR | 80 |
| 92 | Alberobello | 81 |
| 93 | È un albero red-black? | 81 |
| 94 | Il grafo contiene la sottosequenza LODE? | 82 |
| 95 | Griglia quadra - costruzione grafo | 83 |
| 96 | Griglia quadra | 84 |
| 97 | Nodi che distano un numero di archi $\leq d$ | 84 |
| 98 | Albero Binario Allopatto | 85 |

| | | |
|-----|---|----|
| 99 | Colorazione Alberi | 86 |
| 100 | Colorazione Alberi (by Montresor) | 86 |
| 101 | Posso vincere Mikado/Shangai in un unico turno? | 87 |
| 102 | Le votazioni | 87 |
| 103 | Foresta con costruzione del grafo | 88 |
| 104 | Foresta senza costruzione del grafo | 89 |
| 105 | Nodi che raggiungo ovunque | 90 |
| 106 | Prima Occorrenza | 90 |
| 107 | Prima Occorrenza (by Montresor) | 91 |
| 108 | Valore unico | 91 |
| 109 | Zero | 92 |
| 110 | Esercizi da schedare | 94 |

1 Lo Pseudocodice

Per descrivere gli algoritmi, ovvero delle procedure composte da operazioni elementari e che devono risolvere un problema computazionale in un tempo finito, dobbiamo ricorrere ad un linguaggio pressoché formale, in quanto il linguaggio naturale può generare delle ambiguità.

1.1 Notazione in pseudocodice

- $a = b$: assegnamento del valore di b alla variabile a ;
- $a \leftrightarrow b$: scambio di valori all'interno delle variabili;
- $T[] A = new T[1..n]$: creazione di un array del tipo dato T ;
- $T[][] A = new T[1..n][1..n]$: creazione di una matrice di tipo dato T ;
- **int, float, boolean, char**: tipi di dato che utilizzeremo nella nostra pseudocodifica;
- $=, \neq, \geq, \leq, >, <$: operatori di confronto;
- $+, -, \cdot, /, \lfloor x \rfloor, \lceil x \rceil, \log, x^2$: classici operatori matematici;
- $iif(condizione, v_1, v_2)$: operatore ternario;
- **if** *condizione* **then** istruzione: operatore di selezione;
- **if** *condizione* **then** *istruzione₁* **else** *istruzione₂*
- **while** *condizione* **do** istruzione: ciclo while;
- **foreach** *elemento* \in *insieme* **do** istruzione
- **for** $i = 1$ **to** n **do** istruzione: ciclo for;
- **for** $i = n$ **downto** 1 **do** istruzione: ciclo for al contrario;
- **return**
- *% commento*
- $CLASS\ variabile = new\ CLASS$: istanziazione di una classe;
- $r.campo = 10$: accesso ad un campo di una struttura;
- **delete** variabile: per la cancellazione;
- $r = \mathbf{nil}$: assegnazione ad una variabile di tipo puntatore il valore di nil

2 Sottovettore di Somma Massima: Algoritmo di Kadane

Problema: Dato un vettore di interi $A[1..n]$, restituire il sottovettore $A[i..j]$ (con $i, j < n$ e $i \leq j$) di somma massimale, ovvero la cui somma degli elementi $\sum_{k=i}^j A[k]$ è più grande o uguale alla somma degli elementi di qualunque altro sottovettore.

Soluzione (con Programmazione Dinamica): **Algoritmo di Kadane**

Algorithm 1 Kadane Algorithm

```
1 int maxSumKadane(int [] A, int n)
2     int maxSoFar = 0
3     int maxHere = 0
4     for i = 1 to n do
5         maxHere = max(maxHere + A[i], 0)
6         maxSoFar = max(maxSoFar, maxHere)
7     return maxSoFar
```

3 Valutazione Algoritmi

3.1 Calcolo del Minimo

Problema: Dato un vettore di interi $S[1..n]$ trovare il minimo

Soluzione:

Algorithm 2 Ricerca Minimo

```
1 int min(int [] S, int n)
2     int min = S[1]
3     for i=2 to n do
4         if S[i] < min then
5             min = S[i]
6     return min
```

Nella versione seguente viene ritornata una coppia $\langle \text{int}, \text{int} \rangle$ che contiene minimo e la sua posizione:

Algorithm 3 Ricerca Minimo ritornando gli indici

```
1 (int, int) min(int [] S, int n)
2     int min = S[1]
3     int posMin = 1;
4     for i=2 to n do
5         if S[i] < min then
6             min = S[i]
7             minPos = i
8     return (min, minPos)
```

3.2 Ricerca Binaria

Problema: Dato un vettore ordinato di interi $S[1..n]$ e un intero v , controllare se nel vettore è presente un elemento $A[i] = v$ (con $0 \leq i \leq n$) e in quel caso restituirne l'indice.

Soluzione (Ricerca Binaria): Analizzo l'elemento centrale del sottovettore (indice m)

- $S[m]=v$ allora ho trovato il valore cercato;
- $S[m]<v$ allora vuol dire che dovrò cercare il valore nella metà di destra;
- $S[m]>v$ allora vuol dire che dovrò cercare il valore nella metà di sinistra

Algorithm 4 Ricerca Binaria

```
1 int binarySearch(int [] S, int v, int start, int end)
2     if start < end then
3         return 0
4     else
5         int m =  $\lfloor (start+end)/2 \rfloor$ 
6         if S[m] == v then
7             return m
8         else if S[m] < v then
9             return binarySearch(S, v, m+1, end)
10        else
11            return binarySearch(S, v, start, m-1)
```

4 Analisi degli Algoritmi

4.1 Tempo di Calcolo

- Ogni istruzione richiede un tempo costante per essere eseguita;
- Questa costante è potenzialmente diversa per ogni istruzione;
- Ogni istruzione viene eseguita un certo numero (#) di volte che dipende da codice a codice

Funzione min()

Algorithm 5 Ricerca Minimo + calcolo del costo

| | | | |
|---|--|---------|---------|
| 1 | int min(int [] S, int n) | % Costo | # Volte |
| 2 | int min = S[1] | % c1 | 1 |
| 3 | for i = 2 to n do | % c2 | n |
| 4 | if S[i] < min then | % c3 | n-1 |
| 5 | min = S[i] | % c4 | n-1 |
| 6 | return min | % c5 | 1 |

$$T(n) = c1 + c2n + c3(n-1) + c4(n-1) + c5 = (c2 + c3 + c4)n + (c1 + c5 - c3 - c4) = \text{an} + \text{b}$$

4.2 Complessità Algoritmi vs Complessità Problemi: Moltiplicazione di Gauss

Problema: Moltiplicazione numeri complessi

- $(a + bi)(c + di) = [ac - bd] + [ad + bc]i$
- Input: a, b, c, d
- Output: $ac - bd, ad + bc$

Se consideriamo un modello di calcolo dove la moltiplicazione costa 1 mentre le addizioni e le sottrazioni costano 0.01 otteniamo che il costo dell'algoritmo risulta essere $2*(2 + 0.01) = 4.02$

Usiamo la tecnica della **moltiplicazione di Gauss**:

- $A1 = a*c$
- $A2 = b*d$
- $m = (a + b)*(c + d)$
- $A3 = m - A1 - A2 = (a + b)*(c + d) - (a*c) - (b*d) = \cancel{ac} + ad + bc + \cancel{bd} - \cancel{ac} - \cancel{bd} = ad + bc$
- $A4 = A1 - A2 = ac - bd$

Notiamo che $A3$ e $A4$ sono esattamente i termini che ci aspettiamo vengano restituiti dalla moltiplicazione dei numeri complessi e che, in questo caso, il costo delle operazioni all'interno del nostro sistema risulta essere 3.05.

4.3 Notazione Asintotica e Proprietà

Definizione $\mathcal{O}(g(n))$:

Sia $g(n)$ una funzione di costo; indichiamo con $\mathcal{O}(g(n))$ un insieme di funzioni $f(n)$ tali per cui:

$$\exists c > 0, \exists m \geq 0 : f(n) \leq cg(n), \forall n \geq m$$

Definizione $\Omega(g(n))$:

Sia $g(n)$ una funzione di costo; indichiamo con $\Omega(g(n))$ un insieme di funzioni $f(n)$ tali per cui:

$$\exists c > 0, \exists m \geq 0 : f(n) \geq cg(n), \forall n \geq m$$

Regola Generale:

- **Espressioni Polinomiali**
 $a_k n^k + a_{k-1} n^{k-1} + \dots + a_1 n + a_0, a_k > 0 \implies f(n) = \Theta(n^k)$
- **Casi Particolari**
La complessità di $f(n) = 5$ e di $f(n) = 5 + \sin(n)$ è $\Theta(1)$
(P.S. la stessa cosa vale se vi è una limitazione al numero di dati che è necessario fornire in input)
- ... altri casi trattati nella parte di teoria

4.4 Complessità

$\forall r < s, h < k, a < b$

$$\mathcal{O}(1) \subset \mathcal{O}(\log^r n) \subset \mathcal{O}(\log^s n) \subset \mathcal{O}(n^h) \subset \mathcal{O}(n^h \log^r n) \subset \mathcal{O}(n^h \log^s n) \subset \mathcal{O}(n^k) \subset \mathcal{O}(a^n) \subset \mathcal{O}(b^n)$$

5 Equazioni di Ricorrenza

5.1 Metodo dell'Albero di Ricorsione, o per Livelli

Srotoliamo la ricorrenza in un albero i cui nodi rappresentano i costi ai vari livelli di ricorsione.

Primo Esempio

$$T(n) = \begin{cases} 4T(n/2) + n & n > 1 \\ 1 & n \leq 1 \end{cases}$$

$$T(n) = n + 4T(n/2) = n + 4(4T(n/4) + n) = n + 4n/2 + 16T(n/2^2) = n + 2n + 16n/4 + 64T(n/8)$$

= ...

$$= n + 2n + 4n + \dots + 2^{k-1}n + 4^k T(n/2^k) \text{ se poniamo } 2^k = n \implies k = \log n$$

$$= n + 2n + 4n + \dots + 2^{\log n - 1}n + 4^{\log n} T(1) = n \sum_{j=0}^{\log n - 1} 2^j + 4^{\log n}$$

$$= n \frac{2^{\log n} - 1}{2 - 1} + 4^{\log n} = n(n - 1) + n^2 = 2n^2 - n = \Theta(n^2)$$

Secondo Esempio

$$T(n) = \begin{cases} 4T(n/2) + n^3 & n > 1 \\ 1 & n \leq 1 \end{cases}$$

Proviamo a visualizzare l'albero delle chiamate:

| Livello | Dim. | Costo chiam. | N. chiamate | Costo livello |
|--------------|-------------|-----------------|--------------|------------------------|
| 0 | n | n^3 | 1 | n^3 |
| 1 | $n/2$ | $(n/2)^3$ | 4 | $4(n/2)^3$ |
| 2 | $(n/4)$ | $(n/4)^3$ | 16 | $16(n/4)^3$ |
| ... | ... | ... | ... | ... |
| i | $n/2^i$ | $(n/2^i)^3$ | 4^i | $4^i(n/2^i)^3$ |
| ... | ... | ... | ... | ... |
| $l - 1$ | $n/2^{l-1}$ | $(n/2^{l-1})^3$ | 4^{l-1} | $4^{l-1}(n/2^{l-1})^3$ |
| $l = \log n$ | 1 | $T(1)$ | $4^{\log n}$ | $4^{\log n}$ |

Dunque sappiamo che al livello $\log n$ il costo sarà pari a $4^{\log n}$, dunque ci basta fare la sommatoria fino a $\log n - 1$ e poi aggiungere il restante:

$$T(n) = \sum_{i=0}^{\log n - 1} 4^i \cdot n^3 / 2^{3i} + 4^{\log n}$$

possiamo portare fuori i termini costanti dalla sommatoria

$$= n^3 \sum_{i=0}^{\log n - 1} \frac{4^i}{2^{3i}} + 4^{\log n} = n^3 \sum_{i=0}^{\log n - 1} \frac{2^{2i}}{2^{3i}} + 2^{2\log n} = n^3 \sum_{i=0}^{\log n - 1} \left(\frac{1}{2}\right)^i + n^2$$

estendiamo la sommatoria fino a ∞

$$\leq n^3 \sum_{i=0}^{\infty} \left(\frac{1}{2}\right)^i + n^2 = n^3 \cdot \frac{1}{1-\frac{1}{2}} + n^2 = 2n^3 + n^2$$

Abbiamo dimostrato che $T(n) = \mathcal{O}(n^3)$: non possiamo affermare che sia $\Theta(n) = n^3$ perchè abbiamo dimostrato solo un limite superiore.

Tuttavia basta notare che l'equazione originale possiede un termine del tipo an^3 (con $a \in \mathbb{N}$) $\implies T(n) = \Omega(n^3)$

Visto che abbiamo dimostrato anche il limite inferiore $\implies T(n) = \Theta(n^3)$

5.2 Metodo di Sostituzione, o per Tentativi

Metodo in cui si cerca di indovinare una soluzione, in base alla propria esperienza, e si dimostra la correttezza di questa soluzione tramite **induzione**

Primo Esempio

$$T(n) = \begin{cases} T(\lfloor n/2 \rfloor) + n & n > 1 \\ 1 & n \leq 1 \end{cases}$$

Limite Superiore

Tentativo: $T(n) = \mathcal{O}(n)$

$\exists c > 0, \exists m \geq 0 : T(n) \leq cn, \forall n \geq m$

Caso Base: Dimostriamo la disequazione per $T(1)$

$$T(1) = 1 \stackrel{?}{\leq} 1 \cdot c \iff c \geq 1$$

Ipotesi Induttiva: $\forall k < n : T(k) \leq ck$

Passo di Induzione: Dimostriamo la disequazione per $T(n)$

$$T(n) = T(\lfloor n/2 \rfloor) + n \leq c(\lfloor n/2 \rfloor) + n \stackrel{?}{\leq} cn \iff c/2 + 1 \leq c \\ \iff c \geq 2$$

Abbiamo provato che $T(n) \leq cn$ e un valore di c che rispetta entrambe le disequazioni è ad esempio **$c = 2$** .

Questo vale per **$n = 1$** , e per tutti i valori di n seguenti; quindi **$m = 1$** .

Abbiamo provato che $T(n) = \mathcal{O}(n)$, ora dobbiamo occuparci del **Limite Inferiore**

Tentativo: $T(n) = \Omega(n)$

$\exists c > 0, \exists m \geq 0 : T(n) \geq cn, \forall n \geq m$

Caso Base: Dimostriamo la disequazione per $T(1)$

$$T(1) = 1 \stackrel{?}{\geq} 1 \cdot c \iff c \leq 1$$

Ipotesi Induttiva: $\forall k < n : T(k) \geq ck$

Passo di Induzione: Dimostriamo la disequazione per $T(n)$

$$T(n) = T(\lfloor n/2 \rfloor) + n \geq c(\lfloor n/2 \rfloor) + n \geq cn/2 - 1 + n$$

sottraggo 1 in modo che sia sicuramente più piccolo del limite inferiore

$$cn/2 - 1 + n \stackrel{?}{\geq} cn \iff c/2 - 1/n + 1 \geq c \iff c \leq 2 - 2/n$$

Mettendo assieme le due condizioni si ha che nel caso base (per $n \leq 1$) $c \leq 1$ e nel passo induttivo (per $n > 1$) $c \leq 2 - 2/n$ (quindi nel caso peggiore, cioè per $n = 2$, si ha $c \leq 1$): un valore c che soddisfa entrambe le disequazioni per un $n \geq 1$ è $c = 1$. Questo vale ovviamente per $n = 1$ e quindi per $m = 1$.

Notare che era possibile dimostrare che $T(n) = \Omega(n)$ come fatto nel caso del Metodo per Livelli, cioè notando che nell'equazione fosse presente un termine del tipo an^1 (con $a \in \mathbb{N}$).

Visto che abbiamo dimostrato sia il Limite Inferiore che il Limite Superiore possiamo dire che $T(n) = \Theta(n)$.

Secondo Esempio (Difficoltà Matematica)

$$T(n) = \begin{cases} T(\lfloor n/2 \rfloor) + T(\lceil n/2 \rceil) + 1 & n > 1 \\ 1 & n \leq 1 \end{cases}$$

Tentativo: $T(n) = \mathcal{O}(n)$

$$\exists c > 0, \exists m \geq 0 : T(n) \leq cn, \forall n \geq m$$

Ipotesi Induttiva: $\forall k < n : T(k) \leq ck$

Passo di Induzione: Dimostriamo la disequazione per $T(n)$

$$\begin{aligned} T(n) &= T(\lfloor n/2 \rfloor) + T(\lceil n/2 \rceil) + 1 \leq c(\lfloor n/2 \rfloor) + c(\lceil n/2 \rceil) + 1 \\ &\leq 2c(n/2) + 1 \stackrel{?}{\leq} cn \iff cn + 1 \leq cn \iff 1 \leq 0 \text{ NO!} \end{aligned}$$

Pur non sembrando, il tentativo è corretto, tuttavia non riusciamo a dimostrarlo per via di un termine di ordine inferiore, usiamo un'ipotesi induttiva più stretta:

$\exists b > 0, \forall k < n : T(k) \leq ck - b$

$$\begin{aligned} T(n) &= T(\lfloor n/2 \rfloor) + T(\lceil n/2 \rceil) + 1 \leq c(\lfloor n/2 \rfloor) - b + c(\lceil n/2 \rceil) - b + 1 \\ &\leq 2c(n/2) - 2b + 1 = cn - 2b + 1 \stackrel{?}{\leq} cn - b \iff b \geq 1 \end{aligned}$$

Caso Base: Dimostriamo la disequazione per $T(1)$

$$T(1) = 1 \stackrel{?}{\leq} 1 \cdot c - b \iff c \geq b + 1$$

\implies una coppia di valori che può soddisfare le disequazioni è $b = 1$ e $c = 2$; questo vale da $n = 1$ in poi e quindi per $m = 1$.

Terzo Esempio (Problemi con i Casi Base)

$$T(n) = \begin{cases} 2T(\lfloor n/2 \rfloor) + n & n > 1 \\ 1 & n \leq 1 \end{cases}$$

Tentativo: $T(n) = \mathcal{O}(n \log n)$

$$\exists c > 0, \exists m \geq 0 : T(n) \leq c(n \log n), \forall n \geq m$$

Ipotesi Induttiva: $\forall k < n : T(k) \leq c(k \log k)$

Passo di Induzione: Dimostriamo la disequazione per $T(n)$

$$\begin{aligned} T(n) &= 2T(\lfloor n/2 \rfloor) + n \leq 2(c \lfloor n/2 \rfloor \log \lfloor n/2 \rfloor) + n \\ &\leq 2(c(n/2) \log (n/2)) + n = 2cn(\log n - \log 2) + n \\ &= cn(\log n - 1) + n \stackrel{?}{\leq} cn \log n \iff c(\log n - 1) + 1 \leq c \log n \\ &\iff c \geq 1 \end{aligned}$$

Caso Base: Dimostriamo la disequazione per $T(1)$

$$T(1) = 1 \stackrel{?}{\leq} c \cdot \log 1 \iff 1 \leq 0 \text{ NO!}$$

...ma, non è un problema: il valore di m lo possiamo scegliere noi.

Proviamo gli altri casi:

$$T(2) = 2T(\lfloor 2/2 \rfloor) + 2 = 2T(1) + 2 = 4 \stackrel{?}{\leq} c \cdot 2 \log 2 \iff c \geq 2$$

$$T(3) = 2T(\lfloor 3/2 \rfloor) + 3 = 2T(1) + 3 = 5 \stackrel{?}{\leq} c \cdot 3 \log 3 \iff c \geq \frac{5}{3 \log 3}$$

$$T(4) = 2T(\lfloor 4/2 \rfloor) + 4 = 2T(2) + 4$$

...ma a questo punto mi posso fermare perchè ho trovato un termine noto

A questo punto non resta che scegliere il valore maggiore per cui vale c , in questo caso $c \geq 2$

Quindi abbiamo dimostrato che vale per $n = 2$ in poi e una coppia è $n = 2$, $c = 2$ (e quindi $m = 2$).

5.3 Metodo dell'Esperto, o delle Ricorrenze Comuni

Siano a e b due costanti intere tali che $a \geq 1$ e $b \geq 2$ e, c, β costanti reali tali che $c > 0$ e $\beta \geq 0$.

Sia $T(n)$ data dalla relazione di ricorrenza:

$$T(n) = \begin{cases} aT(n/b) + cn^\beta & n > 1 \\ d & n \leq 1 \end{cases}$$

Posto $\alpha = \log a / \log b = \log_b a$, allora:

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(n^\alpha) & \alpha > \beta \\ \Theta(n^\alpha \log n) & \alpha = \beta \\ \Theta(n^\beta) & \alpha < \beta \end{cases}$$

Esempio:

$$T(n) = 4T(n/16) + n^2 \implies a = 4, b = 16$$

$$\beta = 2$$

$$\alpha = \log b / \log a = \log 16 / \log 4 = \log_{16} 4 = 1/2$$

$$\text{Visto che } \beta > \alpha \implies T(n) = \Theta(n^\beta) = \Theta(n^2)$$

5.4 Ricorrenze Lineari con Partizione Bilanciata (Estesa)

Sia $a \geq 1$, $b > 1$, $f(n)$ asintoticamente positiva, e sia

$$T(n) = \begin{cases} aT(n/b) + f(n) & n > 1 \\ d & n \leq 1 \end{cases}$$

Siano dati 3 casi:

| | |
|-----|---|
| (1) | $\exists \epsilon > 0 : f(n) = \mathcal{O}(n^{\log_b a - \epsilon}) \implies T(n) = \Theta(n^{\log_b a})$ |
| (2) | $f(n) = \Theta(n^{\log_b a}) \implies T(n) = \Theta(f(n) \log n)$ |
| (3) | $\exists \epsilon > 0 : f(n) = \Omega(n^{\log_b a + \epsilon}) \wedge$ $\exists c : 0 < c < 1, \exists m > 0 : \implies T(n) = \Theta(f(n))$ $af(n/b) \leq cf(n), \forall n \geq m$ |

Esempio 1

$$T(n) = 9T(n/3) + n \implies a = 9, b = 3, \log_b a = 2$$

$$f(n) = n = \mathcal{O}(n^{\log_b a - \epsilon}) = \mathcal{O}(n^{2 - \epsilon}), \text{ con } \epsilon < 1$$

$$\text{Caso (1)} \implies T(n) = \Theta(n^2)$$

Esempio 2

$$T(n) = T(2n/3) + 1 \implies a = 1, b = 2/3, \log_b a = 0$$

$$f(n) = n^0 = \Theta(n^{\log_b a}) = \Theta(n^0)$$

$$\text{Caso (2)} \implies T(n) = \Theta(\log n)$$

Esempio 3

$$T(n) = 3T(n/4) + n \log n \implies a = 3, b = 4, \log_b a \approx 0.79$$

$$f(n) = n \log n = \Omega(n^{\log_4 3 + \epsilon}), \text{ con } \epsilon < 1 - \log_4 3 \approx 0.208$$

Caso(3) \implies Dobbiamo dimostrare che:

$$\exists c \leq 1, \exists m > 0 : af(n/b) \leq cf(n), \forall n \geq m$$

$$af(n/b) = 3n/4 \log n/4 = 3n/4 \log n - 3n/4 \log 4 \leq 3n/4 \log n \stackrel{?}{\leq} cn \log n$$

L'ultima disequazione è soddisfatta da $c = 3/4$ e $m = 1$

5.5 Ricorrenze Lineari di Ordine Costante

Siano a_1, a_2, \dots, a_h costanti intere non negative, con h costante positiva, c e β costanti reali tali che $c > 0$ e $\beta \geq 0$, e sia $T(n)$ definita dalla relazione di ricorrenza:

$$T(n) = \begin{cases} \sum_{1 \leq i \leq h} a_i T(n-i) + cn^\beta & n > m \\ \Theta(1) & n \leq m \leq h \end{cases}$$

Posto $a = \sum_{1 \leq i \leq h} a_i$, allora:

- $T(n)$ è $\Theta(n^{\beta+1})$, se $a = 1$,
- $T(n)$ è $\Theta(a^n n^\beta)$, se $a \geq 2$,

Esempio 1

$$T(n) = T(n - 10) + n^2 \implies a = 1, \beta = 2$$

Caso (1) poichè $a = 1$, il costo è polinomiale $\implies T(n) = \Theta(n^{\beta+1}) = \Theta(n^3)$

Esempio 2

$$T(n) = T(n - 2) + T(n - 1) + 1 \implies a = 2, \beta = 0$$

Caso (2) poichè $a = 2$, il costo è esponenziale $\implies T(n) = \Theta(a^n n^\beta) = \Theta(2^n)$

6 Algoritmi di Ordinamento

Problema: Data una sequenza $A = a_1, a_2, \dots, a_n$ di n valori, restituire una sequenza $B = b_1, b_2, \dots, b_n$ che sia una permutazione di A e tale per cui $b_1 \leq b_2 \leq \dots \leq b_n$.

6.1 Selection Sort

Algorithm 6 Selection Sort

```
1 SelectionSort (ITEM[] A, int n)
2     for i = 1 to n - 1 do
3         int min_temp = min_from_to(A, i, n)
4         A[min_temp] ↔ A[i]
5
6 int min_from_to (ITEM[] A, int inizio, int fine)
7     int i_min = inizio
8     for indice = inizio + 1 to fine do
9         if S[i_min] > S[indice] then
10            i_min = indice
11     return i_min
```

Costo computazionale: La complessità nel caso medio, pessimo ed ottimo è uguale e vale $\mathcal{O}(n^2)$

6.2 Insertion Sort

Algorithm 7 Insertion Sort

```
1 insertionSort (ITEM[] A, int n)
2     for i = 2 to n do
3         % Salvo l'elemento che dovrò shiftare
4         ITEM temp = A[i]
5         % Mi salvo la sua posizione
6         int j = i
7         % Scorro il mazzo a ritroso trovando la sua posizione
8         while j > 1 and temp < A[j-1] do
9             A[j] = A[j-1]
10            j = j - 1
11     A[j] = temp
```

Costo computazionale: La complessità nel caso medio e pessimo è $\mathcal{O}(n^2)$, mentre per il caso ottimo la complessità è invece $\mathcal{O}(n)$

6.3 Merge Sort

Algorithm 8 Merge Sort

```
1 mergeSort (ITEM[] A, int n)
2     mergeSort_rec(A, 1, n)
3
4 mergeSort_rec (ITEM[] A, int first, int last)
5     if first ≤ last do
6         int mid = (first + last)/2
7         mergeSort_rec(A, first, mid)
8         mergeSort_rec(A, mid + 1, last)
9         merge(A, first, mid, last)
10
11 merge (ITEM[] A, int first, int mid, int last)
12     int i, j, k, h
13     % vettore di appoggio
14     ITEM[] B = new ITEM[1..last]
15     i = first
16     j = mid + 1
17     k = first
18     % riempimento vettore di appoggio in maniera ordinata
19     while i ≤ mid and j ≤ last do
20         if A[i] < A[j] then
21             B[k] = A[i]
22             i = i + 1
23         else
24             B[k] = A[j]
25             j = j + 1
26     k = k + 1
27     j = last
28     for h = mid downto i do
29         A[j] = A[h]
30         j = j - 1
31     for j = first to k - 1 do
32         A[j] = B[j]
```

Costo computazionale: La complessità di merge è di $\mathcal{O}(n)$, mentre la complessità di merge sort vale in tutti i casi $\mathcal{O}(n \log n)$.

6.4 Heap Sort

Riferimento: Vedi il capitolo riguardante "Strutture dati speciali - Heap".

6.5 Quick Sort

Riferimento: Vedi il capitolo riguardante "Divide-et-Impera".

7 Strutture dati base

Nelle seguenti sottosezioni saranno elencate le specifiche (dati e operazioni) delle strutture dati base che saranno usate nei capitoli successivi.

7.1 Insiemi

Algorithm 9 Specifica SET

```
1 % Restituisce la cardinalita' dell'insieme
2 int = size()
3 % Restituisce true se x e' contenuto nell'insieme
4 boolean contains(ITEM x)
5 % Inserisce x nell'insieme, se non gia' presente
6 insert(ITEM x)
7 % Rimuove x dall'insieme, se presente
8 remove(ITEM x)
9 % Restituisce un nuovo insieme che e' l'unione di A e B
10 SET union(SET A, SET B)
11 % Restituisce un nuovo insieme che e' l'intersezione di A e B
12 SET intersection(SET A, SET B)
13 % Restituisce un nuovo insieme che e' la differenza di A e B
14 SET difference(SET A, SET B)
```

7.2 Dizionari

Algorithm 10 Specifica dizionari

```
1 % Restituisce il valore associato alla chiave k se presente, nil altrimenti
2 ITEM lookup(ITEM k)
3 % Associa il valore v alla chiave k
4 insert(ITEM k, ITEM v)
5 % Rimuove l'associazione della chiave k
6 remove(ITEM k)
```

L'implementazione più conosciuta è l'HashTable.

7.3 Stack

Algorithm 11 Specifica STACK

```
1 % Restituisce true se la pila e' vuota
2 boolean isEmpty()
3 % Inserisce v in cima alla pila
4 push(ITEM v)
5 % Estrae l'elemento in cima alla pila e lo restituisce al chiamante
6 ITEM pop()
7 % Legge l'elemento in cima alla pila
8 ITEM top()
```

7.4 Queue

Algorithm 12 Specifica QUEUE

```
1 % Restituisce true se la coda e' vuota
2 boolean isEmpty()
3 % Inserisce v in fondo alla coda
4 enqueue(ITEM v)
5 % Estrae l'elemento in testa alla coda e lo restituisce al chiamante
6 ITEM dequeue()
7 % Legge l'elemento in testa alla coda
8 ITEM top()
```

8 Alberi

Descrizione: Un albero radicato consiste in un insieme di nodi e un insieme di archi orientati che connettono coppie di nodi. Un nodo è definito come radice e, a differenza degli altri nodi, non ha archi entranti e esiste un percorso unico tra la radice e ogni nodo.

8.1 Alberi binari

Un albero binario è un albero radicato in cui ogni nodo ha al massimo due figli, identificati come figlio sinistro e figlio destro.

Specifica: Tutte le operazioni possibili sugli alberi binari sono le seguenti.

Algorithm 13 Specifica albero binario

```
1 % Costruisce un nuovo nodo, contenente v, senza figli o genitori
2 Tree(ITEM v)
3 % Legge il valore memorizzato nel nodo
4 ITEM read()
5 % Modifica il valore memorizzato nel nodo
6 write(ITEM v)
7 % Restituisce il padre, oppure nil se questo nodo e' radice
8 TREE parent()
9 % Restituisce il figlio sinistro (destro) di questo nodo o restituisce nil se
   assente
10 TREE left()
11 TREE right()
12 % Inserisce il sottoalbero radicato in t come figlio sinistro (destro) di questo
   nodo
13 insertLeft(TREE t)
14 insertRight(TREE t)
15 % Distrugge (ricorsivamente) il figlio sinistro (destro) di questo nodo
16 deleteLeft()
17 deleteRight()
```

Memorizzazione: Ogni nodo dell'albero è memorizzato come sottoalbero. Per ogni nodo è necessario memorizzare 3 campi: parent, che è una reference al nodo padre, left che è una reference al nodo figlio sinistro e right che è una reference al figlio destro. **Implementazione:** Implementazione delle operazioni sugli alberi di ricerca, usando la specifica definita sopra.

Algorithm 14 Implementazione alberi binari

```
1 TREE
2     ITEM V
3     TREE parent
4     TREE left
5     TREE right
6
7 Tree(Item v)
8     TREE t = new TREE
9     t.parent = nil
10    t.left = t.right = nil
11    t.value = v
12    return t
13
14 insertLeft(TREE T)
15     if left == nil then
16         T.parent = this
17         left = T
18
19 insertRight(TREE T)
20     if right == nil then
21         T.parent = this
22         right = T
23
24 deleteLeft()
25     if left ≠ nil then
26         left.deleteLeft()
27         left.deleteRight()
28         left = nil
29
30 deleteRight()
31     if right ≠ nil then
32         right.deleteLeft()
33         right.deleteRight()
34         right = nil
```

8.1.1 Visite alberi binari

Problema: Dato un albero T , visitare tutti i nodi della struttura. **Soluzione:** Esistono principalmente due metodologie per visitare un albero:

- DFS (Depth-First search - visita in profondità): per visitare un albero si visita ricorsivamente ognuno dei suoi sottoalberi. Tre varianti: pre/post/in order. Richiede uno stack.

Algorithm 15 Visita DFS albero binario

```
1 preorder_dfs(TREE albero)
2     if albero ≠ nil then
3         print albero.read()
4         preorder_dfs(albero.left())
5         preorder_dfs(albero.right())
6
7 inorder_dfs(TREE albero)
8     if albero ≠ nil then
9         inorder_dfs(albero.left())
10        print albero.read()
11        inorder_dfs(albero.right())
12
13 postorder_dfs(TREE albero)
14     if albero ≠ nil then
15         postorder_dfs(albero.left())
16         postorder_dfs(albero.right())
17        print albero.read()
```

- BFS(Breadth-First search - visita in ampiezza): ogni livello dell'albero viene visitato, uno dopo l'altro partendo dalla radice. Richiede una coda.

Algorithm 16 Visita BFS albero binario

```
1 bfs(TREE albero)
2     QUEUE q = new QUEUE
3     q.enqueue(albero)
4     while not q.empty() do
5         TREE tmp = q.dequeue()
6         print tmp.read()
7         if tmp.left() ≠ nil then
8             q.enqueue(tmp.left())
9         if tmp.right() ≠ nil then
10            q.enqueue(tmp.right())
```

8.1.2 Esempi visite alberi binari con DFS

Esempi: Due algoritmi sugli alberi binari che fanno uno delle BFS.

Algorithm 17 Esempi DFS alberi binari

```
1 % conta i nodi di un albero binario
2 count_nodi(TREE albero)
3     if albero == nil then
4         return 0
5     else
6         return 1 + count_nodi(albero.left()) + count_nodi(albero.right())
7
8 % stampa delle espressioni memorizzate in una struttura ad albero binario
9 stampa_exp(TREE albero)
10    if albero.left() == nil and albero.right() == nil then
11        print albero.read()
12    else
13        print "("
14        stampa_exp(albero.left())
15        print albero.read()
16        stampa_exp(albero.right())
17        print ")"
```

8.1.3 Esempi visite alberi binari con BFS

Un albero binario di Natale è un albero binario tale per cui vale la seguente regola: tutti i livelli hanno la stessa brillantezza.

La brillantezza di un livello è pari alla somma della brillantezza dei nodi appartenenti a tale livello.

Un albero binario nil è un albero binario di Natale, ma triste.

Algorithm 18 Esempi BFS alberi binari

```
1 boolean alberoBinNatale(TREE T)
2     if T == nil then
3         return true
4     else
5         QUEUE q = new QUEUE
6         q.enqueue(T)
7         int brillantezzaAlbero = T.brillace
8         int currentBrillance = 0
9         int nodilivello = 1
10        while not q.isEmpty() do
11            TREE u = q.dequeue()
12            currentBrillance = currentBrillance + u.brillace
13            nodilivello = nodilivello - 1
14            if u.left() != nil then
15                q.enqueue(u.left())
16            if u.right() != nil then
17                q.enqueue(u.right())
18            if nodilivello == 0 then
19                if currentBrillance != brillantezzaAlbero then
20                    return false
21                currentBrillance = 0
22                nodilivello = q.size()
23        return true
```

La soluzione proposta conosce il numero di nodi che fanno parte di un livello, in quanto, nel momento in cui un livello termina, in coda sono presenti tutti i nodi del livello successivo. Il primo livello ovviamente ha dimensione 1, in quanto è un albero binario radicato. Ovviamente partendo da questo è semplice sommare la brillantezza dei livelli sapendo che, al termine dello stesso, gli elementi del prossimo livello sono dati dagli n elementi in coda a tal momento, dove $n = q.size()$, dove q è l'istanza della coda.

8.2 Alberi generici

Un albero generico è un albero con un numero di figli non fissato.

Specifica: Tutte le operazioni possibili sugli alberi generici sono le seguenti.

Algorithm 19 Specifica albero generico

```

1 % Costruisce un nuovo nodo, contenente v, senza figli o genitori
2 Tree(ITEM v)
3 % Legge il valore memorizzato nel nodo
4 ITEM read()
5 % Modifica il valore memorizzato nel nodo
6 write(ITEM v)
7 % Restituisce il padre, oppure nil se questo nodo e' radice
8 TREE parent()
9 % Restituisce il primo figlio, oppure nil se questo nodo e' una foglia
10 TREE leftmostChild()
11 % Restituisce il prossimo fratello, oppure nil se assente
12 TREE rightSibling()
13 % Inserisce il sottoalbero t come primo nodo di questo nodo
14 insertChild(TREE t)
15 % Inserisce il sottoalbero t come prossimo fratello di questo nodo
16 insertSibling(TREE t)
17 % Distruggi l'albero radicato identificato dal primo figlio
18 deleteChild()
19 % Distruggi l'albero radicato identificato dal prossimo fratello
20 deleteSibling()
```

Memorizzazione: Esistono 3 diverse modalità per memorizzare un albero generico: vettore dei figli, primo figlio - prossimo fratello, vettore dei padri.

8.2.1 Visite alberi generici

Problema: Dato un albero generico T , visitare tutti i nodi della struttura. **Soluzione:** Esistono principalmente due metodologie per visitare un albero:

- DFS

Algorithm 20 Visita DFS albero generico

```
1 preorder_generic_dfs(TREE albero)
2     if albero ≠ nil then
3         print albero.read()
4         TREE tmp = albero.leftmostChild()
5         while(tmp ≠ nil)
6             preorder_generic_dfs(tmp)
7             tmp = tmp.rightSibling()
8
9 postorder_generic_dfs(TREE albero)
10    if albero ≠ nil then
11        TREE tmp = albero.leftmostChild()
12        while(tmp ≠ nil)
13            postorder_generic_dfs(tmp)
14            tmp = tmp.rightSibling()
15    print albero.read()
```

- BFS

Algorithm 21 Visita BFS albero generico

```
1 generic_bfs(TREE albero)
2     QUEUE q = new QUEUE
3     q.enqueue(albero)
4     while not q.empty() do
5         TREE tmp = q.dequeue()
6         print tmp.read()
7         tmp = tmp.leftmostChild()
8         while tmp ≠ nil do
9             q.enqueue(tmp)
10            tmp = tmp.rightSibling()
```

8.3 Alberi Binari di Ricerca (ABR)

Descrizione: Un albero T è un albero binario che rispetta le seguenti proprietà: le chiavi contenute nei nodi del sottoalbero sinistro di un nodo generico u sono minori di $u.key$, mentre le chiavi contenute nei nodi del sottoalbero destro sono maggiori di $u.key$. L'idea degli ABR è quella di portare la ricerca binaria negli alberi. Un ABR è un dizionario in cui ogni nodo u contiene delle associazioni chiave-valore salvate attraverso una coppia $(u.key, u.value)$.

Specifica: La struttura di un ABR e tutte le operazioni possibili sono le seguenti.

Algorithm 22 Specifica ABR

```
1 TREE
2     TREE parent
3     TREE left
4     TREE right
5     ITEM key
6     ITEM value
7
8 TREE lookupNode(TREE T, ITEM k)
9 TREE insertNode(TREE T, ITEM k, ITEM v)
10 TREE removeNode(TREE T, Item k)
11 TREE successorNode(TREE t)
12 TREE predecessorNode(TREE t)
13 TREE min()
14 TREE max()
```

Implementazione: Implementazione di un ABR usando la specifica precedente.

Algorithm 23 Specifica ABR: lookup

```
1 % lookup versione ricorsiva
2 TREE lookupNode(TREE T, ITEM k)
3     if T == nil or T.key == k then
4         return T
5     else
6         return lookupNode(if (k < T.key, T.left, T.right), k)
7
8 % loopup versione iterativa
9 TREE lookupNode(TREE T, ITEM k)
10     TREE u = T
11     while u ≠ nil and u.key ≠ k do
12         if k < u.key then
13             u = u.left % Sotto-albero di sinistra
14         else
15             u = u.right % Sotto-albero di destra
16     return u
```

Algorithm 24 Specifica ABR: min e max

```
1 TREE min(TREE albero)
2     TREE u = albero
3     if u == nil then
4         return u
5     while u.left ≠ nil do
6         u = u.left
7     return u
8
9 TREE max(TREE albero)
10    TREE u = albero
11    if u == nil then
12        return u
13    while u.right ≠ nil do
14        u = u.right
15    return u
```

Algorithm 25 Specifica ABR: successore e predecessore

```
1 TREE successore(TREE albero)
2     if albero == nil then
3         return albero
4     if albero.right ≠ nil then
5         return min(albero.right)
6     else
7         % risalgo la catena di padri
8         TREE parent = albero.parent
9         while parent ≠ nil and parent.left ≠ albero do
10             parent = parent.parent
11             albero = albero.parent
12     return parent
13
14 TREE predecessore(TREE albero)
15     if albero == nil then
16         return albero
17     if albero.left ≠ nil then
18         return max(albero.left)
19     else
20         % risalgo la catena di padri
21         TREE parent = albero.parent
22         while parent ≠ nil and parent.right ≠ albero do
23             parent = parent.parent
24             albero = albero.parent
25     return parent
```

Algorithm 26 Specifica ABR: insert e link

```
1 TREE insert(TREE albero, ITEM key, ITEM value)
2     if albero == nil then
3         albero = new TREE(key, value)
4     % trovo la posizione del nodo da inserire
5     TREE parent = albero
6     TREE t = nil
7     while t ≠ nil and t.key ≠ key do
8         parent = t
9         if key < t.key
10            t = t.left
11        else
12            t = t.right
13    % fermato avro' dunque padre e la posizione in cui inserire il figlio
14    if t ≠ nil then
15        % significa che devo solo aggiornare il valore
16        t.value = value
17    else
18        % il nodo da inserire e' nuovo nell'albero, in questo caso va
19        % dunque inserito un nuovo nodo
20        TREE nuovo = new TREE(k, value)
21        link(parent, nuovo, k)
22    return albero
23 % la procedura link e' importante solamente per l'inserimento del nuovo nodo, in
24 % quanto in base alla chiave stabilisce dove il nodo deve essere posizionato
25 link(TREE albero, TREE inserire, ITEM k)
26     if k < albero.key then
27         % inserimento a sinistra
28         albero.left = inserire
29     else
30         % significa che il nodo da inserire e' un nodo la cui chiave e'
31         % maggiore di quella del padre
32         albero.right = inserire
33     if inserire ≠ nil then
34         inserire.parent = albero
```

Algorithm 27 Specifica ABR: cancellazione

```
1 TREE cancellazione(TREE albero, ITEM key)
2     % devo individuare il nodo da eliminare, mi basta quello
3     TREE u = albero
4     while u  $\neq$  nil and u.key  $\neq$  key do
5         if key < u.key then
6             u = u.left
7         else
8             u = u.right
9     % controllo se il nodo da rimuovere ha veri e propri figli
10    if u.left == u.right == nil then
11        % caso albero formato da un unico nodo da rimuovere
12        if u == albero then
13            return nil
14        else
15            link(u.parent, nil, u.key)
16            delete u
17    % caso invece un solo figlio
18    if u.left == nil then
19        if u == albero then
20            u = u.left
21            u.parent = nil
22            return u
23        else
24            u = u.left
25            u.parent = (u.parent).parent
26    else if u.right == nil then
27        if u == albero then
28            u = u.right
29            u.parent = nil
30            return u
31        else
32            u = u.right
33            u.parent = (u.parent).parent
34    else
35        % entrambi i figli
36        TREE s = successore(u)
37        link(s.parent, s.right, s.key)
38        % sostituzione dei nodi successore e u
39        u.key = s.key
40        u.value = s.value
41        delete s
```

8.4 Alberi Red-Black

Descrizione: Sono dei particolari alberi binari di ricerca che hanno la caratteristica di essere bilanciati e di mantenere il bilanciamento tra l'altezza delle foglie anche in seguito ad inserimenti e cancellazioni. Le principali caratteristiche sono: ogni nodo è colorato di rosso o di nero, le chiavi vengono salvate solo nei nodi interni dell'albero e le foglie sono dei nodi speciali Nil. Per essere un albero red-black un ABR deve rispettare dei vincoli:

- La radice deve essere nera
- Tutte le foglie sono nere
- Entrambi i figli di un nodo rosso sono neri
- Tutti i cammini semplici da un nodo u ad una delle foglie contenute nel sottoalbero radicato in u hanno lo stesso numero di nodi neri

Implementazione: Di seguito una parte di una possibile implementazione degli alberi red-black.

Algorithm 28 Specifica Albero Red-Black

```
1 TREE
2     TREE parent
3     TREE left
4     TREE right
5     int color
6     ITEM key
7     ITEM value
8
9 % le funzioni di rotazione vengono usate per mantenere le proprietà dell'albero
  RB
10 TREE rotateLeft(TREE x)
11     % prelevo right e left
12     TREE y = x.right
13     TREE p = x.parent
14     % assegno B a figlio destro di x
15     x.right = y.left
16     if y.left ≠ nil then
17         y.left.parent = x
18     % x diventa il figlio sinistro di y
19     y.left = x
20     x.parent = y
21     % y diventa figlio di p
22     y.parent = p
23     if p ≠ nil then
24         if p.left == x then
25             p.left = y
26         else
27             p.right = y
28     return y
29
30 % insert e balanceInsert
31     ...
32
33 % cancellazione
34     ...
```

9 Grafi

Descrizione: Un grafo orientato (rispettivamente non orientato) è una coppia $G=(V,E)$ con V insieme di nodi (o vertici) ed E un insieme di coppie ordinate (rispettivamente non ordinate) di nodi dette archi. La complessità ottimale degli algoritmi sui grafi è espressa in termini sia di n (numero di nodi) che di m (numero di archi) e vale solitamente $O(n + m)$. **Specifica:** Tutte le operazioni possibili sui grafi sono le seguenti.

Algorithm 29 Specifica grafo

```
1 % Crea un nuovo grafo
2 Graph()
3 % Restituisce l'insieme di tutti i nodi
4 SET V()
5 % Restituisce il numero di nodi
6 int size()
7 % Restituisce l'insieme dei nodi adiacenti a u
8 SET adj(NODE u)
9 % Aggiunge il nodo u al grafo
10 insertNode(NODE u)
11 % Aggiunge l'arco (u, v) al grafo
12 insertEdge(NODE u, NODE v)
13 % Rimuove il nodo u dal grafo
14 deleteNode(NODE u)
15 % Rimuove l'arco (u, v) dal grafo
16 deleteEdge(NODE u, NODE v)
```

Memorizzazione: Esistono due principali metodologie per memorizzare un grafo: liste di adiacenza e matrici di adiacenza. La matrice di adiacenza consiste nel memorizzare una matrice $n \cdot n$ in cui viene segnata ad 1 la cella avente come indici gli estremi degli archi presenti. Mentre la lista di adiacenza consiste nell'avere una lista degli n nodi e per ciascun elemento avere un'altra lista contenente i nodi adiacenti al nodo stesso. Le matrici occupano più spazio e permettono più velocemente di sapere se due nodi sono adiacenti, ma richiedono più tempo per visitare tutti gli archi. Con queste tecniche è possibile memorizzare anche grafi pesati i cui archi hanno pesi differenti.

Dettagli sull'implementazione Se non diversamente specificato, nel seguito:

- Assumeremo che l'implementazione sia basata su vettori di adiacenza, statici o dinamici
- Assumeremo che la classe *NODE* sia equivalente a *int* (quindi l'accesso alle informazioni avrà costo $\mathcal{O}(1)$)
- Assumeremo che le operazioni per aggiungere nodi e archi abbiano costo $\mathcal{O}(1)$
- Assumeremo che dopo l'inizializzazione, il grafo sia statico

9.1 Visite grafi

Problema: Dato un grafo $G=(V,E)$ e un vertice $v \in V$, visitare una e una volta sola tutti i nodi del grafo che possono essere raggiunti da v . **Soluzione:** Esistono principalmente due metodologie per visitare un grafo:

- BFS (Breadth-First search - visita in ampiezza): visita i nodi per livelli partendo dalla radice, poi visitando i nodi a distanza 1, poi a distanze 2, ecc fino a visitare tutti i nodi raggiungibili dalla sorgente.

Algorithm 30 Visita BFS

```
1 bfs (GRAPH G, NODE r)
2     QUEUE Q = QUEUE
3     Q.enqueue(r)
4     boolean [] visited = new boolean [1...G.size()]
5     foreach u ∈ G.V() - {r} do
6         visited[u] = false
7     visited[r] = true
8     while not Q.isEmpty() do
9         Node u = Q.dequeue()
10        % visita il nodo u
11        foreach v : G.adj(u) do
12            % visita l'arco (u,v)
13            if not visited[v] then
14                visited[v] = true
15                Q.enqueue(v)
```

- DFS (Depth-First search - visita in profondità): visita ricorsiva, cioè ogni nodo viene visitato ricorsivamente, visitando anche in modo ricorsivo i suoi nodi adiacenti. Con questo tipo di visita riusciamo a visitare un intero grafo, non solo i nodi raggiungibili da una sorgente.

Algorithm 31 Visita DFS

```
1 % versione ricorsiva con stack implicito
2 dfs (GRAPH G, Node u, boolean [] visited)
3     visited[u] = true
4     % visita il nodo u (pre-order)
5     foreach v ∈ G.adj(u) do
6         if not visited[v] then
7             % visita l'arco (u,v)
8             dfs(G, v, visited)
9     % visita il nodo u (post-order)
10
11
12 % versione iterativa con stack esplicito
13 dfs (GRAPH G, Node r)
14     STACK S = STACK
15     S.push(r)
16     boolean [] visited = new boolean [1...G.size()]
17     foreach u ∈ G.V() do
18         visited[u] = false
19     while not S.isEmpty() do
20         Node u = S.pop()
21         if not visited[u] then
22             % visita il nodo u (pre-order)
23             visited[v] = true
24             foreach v ∈ G.adj(u) do
25                 % visita l'arco (u,v)
26                 S.push(v)
```

9.2 Cammini più brevi: BFS

Problema: Dato un grafo G e un nodo r , calcolare il cammino più breve da r a tutti gli altri nodi. Le distanze sono misurate come il numero di archi attraversati. **Soluzione:** Algoritmo per il calcolo del numero di Erdos.

Algorithm 32 Erdos

```
1 erdos(GRAPH G, NODE r, int[] erdos, NODE[] parent)
2     QUEUE Q = QUEUE
3     Q.enqueue(r)
4     foreach u ∈ G.V() - {r} do
5         erdos[u] = +∞
6     erdos[r] = 0
7     parent[r] = nil % permette di costruire l'albero di copertura
8     while not Q.isEmpty() do
9         NODE u = Q.dequeue()
10        foreach v ∈ G.adj(u) do
11            if erdos[v] == +∞ then % Se il nodo v non e'
12                stato scoperto
13                erdos[v] = erdos[u] + 1
14                parent[v] = u
15                Q.enqueue(v)
```

Estensione: Dopo aver calcolato Erdos aver inizializzato il vettore dei parent è possibile stampare l'albero di copertura usando tale vettore.

Algorithm 33 Albero di copertura BFS

```
1 printPath(NODE r, NODE s, NODE[] parent)
2     if r == s then
3         print s
4     else if parent[s] == nil then
5         print "error"
6     else
7         printPath(r, parent[s], parent)
8         print s
```

9.3 Componenti connesse: DFS

Problema: Dato un grafo G non orientato verificare se è connesso (cioè ogni suo nodo è raggiungibile da ogni altro nodo) e identificare le sue componenti connesse (cioè sottografi massimali e connessi). **Soluzione:** Un grafo è connesso se, al termine della DFS tutti i nodi sono stati marcati come visitati. Altrimenti la visita deve ricominciare da capo da un nodo non marcato, identificando una nuova componente del grafo. Strutture necessarie: un vettore id che contiene gli identificatori delle componenti, in cui $id[u]$ è il numero che identifica la componente connessa a cui appartiene il nodo u . Se l' id di un nodo è uguale a 0, vuol dire che quel nodo deve essere ancora visitato.

Algorithm 34 Componenti connesse (cc) con ricorsione

```
1 int [] cc(GRAPH G)
2     int [] id = new int [1...G.size()]
3     foreach u ∈ G.V() do
4         id[u] = 0
5     int counter = 0
6     foreach u ∈ G.V() do
7         if id[u] == 0 then
8             counter = counter + 1
9             ccdfs(G, counter, u, id)
10    return id
11
12 % visita ricorsiva degli adiacenti seguendo lo schema della DFS
13 ccdfs(GRAPH G, int counter, Node u, int [] id)
14     id[u] = counter
15     foreach v ∈ G.adj(u) do
16         if id[v] == 0 then
17             ccdfs(G, counter, v, id)
```

9.4 Grafo non orientato aciclico: DFS

Problema: Dato un grafo G non orientato verificare se è aciclico, cioè se non contiene cicli (con lunghezza maggiore di 2). Restituire true se G contiene un cicli, false altrimenti. **Soluzione:** La soluzione si basa sempre su una DFS.

Algorithm 35 Grafo non orientato aciclico (hasCycle)

```
1 boolean hasCycle(GRAPH G)
2     boolean [] visited = new boolean [1...G.size()]
3     foreach u ∈ G.V() do
4         visited[u] = false
5     foreach u ∈ G.V() do
6         if not visited[u] then
7             if hasCycleRec(G, u, nil, visited) then
8                 return true
9     return false
10
11 boolean hasCycleRec(GRAPH G, Node u, Node p, boolean [] visited)
12     visited[u] = true
13     foreach v ∈ G.adj(u)−{p} do
14         if visited[v] then
15             return true
16         else if hasCycleRec(G, v, u, visited) then
17             return true
18     return false
```

9.4.1 Albero di copertura DFS

Problema: Dato un grafo G orientato creare un albero di copertura T e classificare gli archi presenti nel grafo. **Soluzione:** Ogni volta che si esamina un arco da un nodo marcato ad uno non marcato, chiamiamo questo arco come arco dell'albero. Gli archi (u,v) non inclusi nell'albero (cioè non archi dell'albero) sono classificati in 3 categorie:

- Archi in avanti: se u è un antenato di v in T
- Archi all'indietro: se u è un discendente di v in T
- Archi di attraversamento: tutti gli archi restanti che non sono in avanti o all'indietro.

Per risolvere il problema di classificazione degli archi usiamo sempre una visita DFS.

Algorithm 36 Albero di copertura

```
1 % time: contatore, dt: discovery time (tempo di scoperta del nodo), ft: finish
  time (tempo di fine visita del nodo e dei suoi archi)
2 dfs-schema(GRAPH G, Node u, int& time, int[] dt, int[] ft)
3     % visita il nodo u (pre-order)
4     time = time + 1
5     dt[u] = time
6     foreach v ∈ G.adj(u) do
7         % visita l'arco (u,v) (qualsiasi)
8         if dt[v] == 0 then
9             % visita l'arco (u,v) (albero)
10            dfs-schema(G, v, time, dt, ft)
11        else if dt[u] > dt[v] and ft[v] == 0 then
12            % visita l'arco (u,v) (indietro)
13        else if dt[u] < dt[v] and ft[v] ≠ 0 then
14            % visita l'arco (u,v) (avanti)
15        else
16            % visita l'arco (u,v) (attraversamento)
17    % visita il nodo u (post-order)
18    time = time + 1
19    ft[u] = time
```

9.5 Grafo orientato aciclico(DAG): DFS

Problema: Dato un grafo G orientato verificare se è aciclico, cioè se non contiene cicli (con lunghezza maggiore uguale a 2). Restituire true se G contiene un cicli, false altrimenti. **Soluzione:** La soluzione usata per i grafi non orientati non è sempre funzionante. Per risolvere il problema dobbiamo usare il concetto dell'albero di copertura DFS e i vari tipi di archi. Esiste un teorema che afferma che un grafo orientato è aciclico \iff non esistono archi all'indietro nel grafo.

Algorithm 37 Grafo orientato aciclico (hasCycle)

```
1 boolean hasCycle(GRAPH G, Node u, int &time, int [] dt, int [] ft)
2     time = time + 1
3     dt[u] = time
4     foreach v ∈ G.adj(u) do
5         if dt[v] == 0 then
6             if hasCycle(G, v, time, dt, ft) then
7                 return true
8         else if dt[u] > dt[v] and ft[v] == 0 then
9             return true
10    time = time + 1
11    ft[u] = time
12    return false
```

9.6 Ordinamento topologico: DFS

Problema: Dato un grafo G che rispetta le proprietà di DAG, restituire l'ordinamento topologico di tale grafo. L'ordinamento topologico è un ordinamento lineare tale che se $(u,v) \in E$, allora u appare prima di v nell'ordinamento. **Soluzione:** Usare una DFS nella quale l'operazione principale consiste nell'aggiungere il nodo in testa ad una lista in post-ordine. Il risultato sarà l'ordinamento topologico.

Algorithm 38 Ordinamento topologico

```
1 STACK topSort(GRAPH G)
2     STACK S = STACK
3     boolean [] visited = boolean [1...G.size()]
4     foreach u ∈ G.V() do
5         visited[u] = false
6     foreach u ∈ G.V() do
7         if not visited[u] then
8             ts-dfs(G, u, visited, S)
9     return S
10
11 ts-dfs(GRAPH G, NODE u, boolean [] visited, STACK S)
12     visited[u] = true
13     foreach v ∈ G.adj(u) do
14         if not visited[v] then
15             ts-dfs(G, v, visited, S)
16     S.push(u)
```

9.7 Componenti fortemente connesse (SCC): DFS

Problema: Dato un grafo G orientato verificare se è fortemente connesso (cioè ogni suo nodo è raggiungibile da ogni altro nodo) e identificare le sue componenti connesse (cioè sottografi orientati massimali e connessi). **Soluzione:** Non è possibile usare lo stesso algoritmo che identifica le componenti fortemente connesse perchè il risultato dipende dal nodo di partenza. Una delle possibili soluzioni è usare l'algoritmo di Kosaraju che consiste nel:

- Effettuare una DFS del grafo per calcolare l'ordinamento topologico
- Calcolare il grafo trasposto G^T di G
- Effettuare una DFS per il calcolo delle cc sul grafo trasposto e usando come ordine di visita l'ordinamento topologico.

Algorithm 39 Calcolo delle componenti fortemente connesse

```
1 int [] scc(GRAPH G)
2     STACK S = topSort(G)
3     % Prima visita DFS per calcolare il top sort
4     GT = transpose(G) % Grafo trasposto
5     return cc(GT, S) % CC del grafo trasposto
6
7 % calcolo del grafo trasposto
8 GRAPH transpose(GRAPH G)
9     GT = Graph()
10    foreach u ∈ G.V() do
11        GT.insertNode(u)
12    foreach u ∈ G.V() do
13        foreach v ∈ G.adj(u) do
14            GT.insertEdge(v,u)
15    return GT
16
17
18 int [] cc(GRAPH G, STACK S)
19    int [] id = new int [1...G.size()]
20    foreach u ∈ G.V() do
21        id[u] = 0
22    int counter = 0
23    while not S.isEmpty() do
24        u = S.pop()
25        if id[u] == 0 then
26            counter = counter +1
27            ccdfs(G, counter, u, id)
28    return id
29
30 ccdfs(GRAPH G, int counter, NODE u, int [] id)
31    id[u] = counter
32    foreach v ∈ G.adj(u) do
33        if id[v] == 0 then
34            ccdfs(G, counter, v, id)
```

Realtà: Nella realtà viene usato l'algoritmo di Tarjan che richiede solo una visita e non due e non richiede la trasposizione del grafo.

10 Hashing

Descrizione: L'hash è la struttura dati più efficiente che implementa il concetto di dizionario: consente di memorizzare insiemi dinamici di coppie <chiave, valore>. Le coppie vengono indicizzate in base alla chiave. La struttura si basa su una funzione di hash che mappa ogni chiave k dell'insieme universo in un intero $h(k)$ e un array che verrà usato per salvare i dati. Quando due o più chiavi hanno lo stesso valore hash, diciamo che è avvenuta una collisione. Esistono due principali metodi di gestione delle collisioni:

- Liste di trabocco: le chiavi con lo stesso valore vengono memorizzate in una lista monodirezionale accessibile a partire dall'array (puntatore alla testa della lista). È fondamentale bilanciare la lunghezza delle liste di trabocco altrimenti si perde tutta l'efficienza della struttura.
- Indirizzamento aperto: tutte le chiavi vengono memorizzate nel vettore stesso, senza strutture aggiuntive. Se lo slot scelto per l'inserimento p già utilizzato, se ne cerca uno "alternativo". Esistono diverse tecniche di ricerca con indirizzamento aperto: ispezione lineare (agglomerazione primaria), ispezione quadratica e doppio hashing.

10.1 Doppio hashing

Descrizione: Usa una funzione del tipo: $H(k,i) = (H_1(k) + i \cdot H_2(k)) \bmod m$, con m lunghezza del vettore e H_1, H_2 funzioni di hash. H_1 fornisce la prima ispezione, H_2 le ispezioni successive. Un doppio hash permette le seguenti operazioni: inserimento, cancellazione (usando uno speciale valore deleted) e ricerca.

Algorithm 40 Hashing Doppio: struttura

```
1 % Definizione struttura
2 HASH
3     ITEM[] K           % Tabella delle chiavi
4     ITEM[] V           % Tabella dei valori
5     int m              % Dimensione della tabella
```

Algorithm 41 Hashing Doppio: specifica

```
1 HASH Hash(int dim)
2     HASH t = new HASH
3     t.m = dim
4     t.K = new ITEM[0...dim-1]
5     t.V = new ITEM[0...dim-1]
6     for i = 0 to dim-1 do
7         t.K[i] = nil
8     return t
9
10 int scan(ITEM k, boolean insert)
11     int c = m                                % Prima posizione deleted
12     int i = 0                                % Numero di ispezione
13     int j = H1(k) % Posizione attuale
14     while K[j] ≠ k and K[j] ≠ nil and i < m do
15         if K[j] == deleted and c == m then
16             c = j
17             j = (j + H2(k)) mod m
18             i = i + 1
19     if insert and K[j] ≠ k and c < m then
20         j = c
21     return j
22
23 ITEM lookup(ITEM k)
24     int i = scan(k, false)
25     if K[i] == k then
26         return V[i]
27     else
28         return nil
29
30 insert(ITEM k, ITEM v)
31     int i = scan(k, true)
32     if K[i] == nil or K[i] == deleted or K[i] == k then
33         K[i] = k
34         V[i] = v
35     else
36         % Errore: tabella hash piena
37
38 remove(ITEM k)
39     int i = scan(k, false)
40     if K[i] == k then
41         K[i] = deleted
```

11 Insiemi e dizionari

11.1 Insiemi con vettori booleani

Descrizione: Un insieme è una collezione di m oggetti con valori compresi tra $1..m$. Un insieme può essere memorizzato in un vettore booleano di m elementi, con l'indice che rappresenta l'elemento e il contenuto del vettore se l'elemento è presente o meno. I vantaggi sono: implementazione semplice e velocità nel verificare se un elemento appartiene all'insieme, mentre come svantaggi abbiamo che occupiamo $O(m)$ memoria anche per salvare pochi elementi e che alcune operazioni vengono eseguite in $O(m)$.

Implementazione: Possibile implementazione del Set attraverso vettori booleani.

Algorithm 42 Set con vettore booleano: operazioni base

```
1 % definizione struttura dati SET
2 SET
3     boolean[] V
4     int size      % numero di elementi presenti attualmente nel SET
5     int dim       % numero di elementi che possono stare in totale nel SET
6
7 SET Set(int m)
8     SET t = new SET
9     t.size = 0
10    t.dim = m
11    t.V = [false] * m    % inizializzo tutti gli elementi a false
12    return t
13
14 boolean contains(int x)
15     if 1 ≤ x ≤ dim then
16         return V[x]
17     else
18         return false
19
20 int size()
21     return size
22
23 insert(int x)
24     if 1 ≤ x ≤ dim then
25         if not V[x] then
26             size = size+1
27             v[x] = true
28
29 remove(int x)
30     if 1 ≤ x ≤ dim then
31         if V[x] then
32             size = size-1
33             v[x] = false
```

Algorithm 43 Set con vettore booleano: operazioni base

```
1 % definizione struttura dati SET
2 SET union(SET A, SET B)
3     SET C = Set(max(A.dim, B.dim))
4     for i = 1 to A.dim do
5         if A.contains(i) then
6             C.insert(i)
7     for i = 1 to B.dim do
8         if B.contains(i) then
9             C.insert(i)
10
11 SET intersection(SET A, SET B)
12     SET C = Set(min(A.dim, B.dim))
13     for i = 1 to min(A.dim, B.dim) do
14         if A.contains(i) and B.contains(i) then
15             C.insert(i)
16
17 SET difference(SET A, SET B)
18     SET C = Set(A.dim)
19     for i = 1 to A.dim do
20         if A.contains(i) and not B.contains(i) then
21             C.insert(i)
```

Implementazioni reali: In Java e C++ sono già implementati i set e sono già presenti nelle librerie standard con in nome BitSet. Esistono anche implementazioni dei set con liste, vettori non ordinati o strutture dati più complesse come alberi e hash table.

11.2 Bloom Filters

Descrizione: Struttura dati che unisce i vantaggi dei BitSet a quelli delle tabelle di Hash. Vantaggi: struttura dati dinamica e bassa occupazione di memoria. Svantaggi: non è possibile effettuare cancellazioni, le risposte ricevute dalla struttura sono probabilistiche e i dati non sono realmente memorizzati nella struttura.

Specifica: Sono presenti due principali operazioni:

- insert(k): inserisce l'elemento k nel bloom filter
- bool contains(k): restituisce false se l'elemento k è sicuramente non presente nell'insieme, restituisce true se l'elemento può essere presente oppure no (falsi positivi).

Per l'implementazione usiamo un vettore booleano A di m bit, inizializzato a false e k funzioni di hash: $h_1, h_2, \dots, h_k: U \rightarrow [0, m-1]$

Algorithm 44 Implementazione Bloom Filter

```
1 insert(k)
2     for i = 1 to k do
3         A[hi(k)] = true
4
5 boolean contains(k)
6     for i = 1 to k do
7         if A[hi(k)] == false then
8             return false
9     return true
```

12 Strutture dati speciali

12.1 Heap

Descrizione: Struttura dati che associa i vantaggi dell'albero a quelli di un array. Gli alberi binari max-heap (rispettivamente min-heap) sono alberi binari completi tali per cui il valore memorizzato in ogni nodo è maggiore (rispettivamente minore) dei valori memorizzati nei suoi figli. Un albero binario si dice completo se:

- Tutte le foglie hanno profondità h o $h-1$
- Tutti i nodi a livello h sono accatastati a sinistra (non può mancare il figlio sinistro ed esserci il destro)
- Tutti i nodi interni (non foglia) hanno grado 2, eccetto al più uno
- Se il numero di nodi è n , l'altezza è $h = \lfloor \log n \rfloor$

Gli alberi binari heap non impongono un ordinamento totale, ma parziale.

Algorithm 45 Memorizzazione Heap con Vettore

```
1 % Vettore di memorizzazione
2 A[1 ... n]
3 % Radice
4 root() = 1
5 % Padre nodo i
6 p(i) = floor(i/2)
7 % Figlio sinistro nodo i
8 l(i) = 2i
9 % Figlio destro nodo i
10 r(i) = 2i + 1
```

Algoritmi sulla struttura: L'algoritmo più famoso sulla struttura Heap è l'algoritmo di ordinamento heapsort().

Codice heapSort: È costituito da due parti: heapBuild() che si occupa di costruire un max-heap a partire da un vettore non ordinato e da maxHeapRestore() che si occupa di ripristinare le proprietà del max-heap ordinando nel mentre l'array.

MaxHeapRestore() ha come parametri un vettore A, un indice i tale per cui gli alberi binari con radici l(i) e r(i) sono max-heap e la dimensione dim del vettore A.

Algorithm 46 maxHeapRestore

```
1 maxHeapRestore(ITEM[] A, int i, int dim)
2     int max = i
3     if l(i) ≤ dim and A[l(i)] > A[max] then
4         max = l(i)
5     if r(i) ≤ dim and A[r(i)] > A[max] then
6         max = r(i)
7     if i ≠ max then
8         A[i] ↔ A[max]
9         maxHeapRestore(A, max, dim)
```

HeapBuild() ha come parametri un vettore A e la sua dimensione n.

Algorithm 47 heapBuild

```
1 heapBuild(ITEM[] A, int n)
2     for i = floor(n/2) downto 1 do
3         maxHeapRestore(A, i, n)
```

Usando gli algoritmi sopra definiti possiamo costruire una nuova funzione `heapSort()` che permette di ordinare un array `A` di dimensione `n`.

Algorithm 48 `heapSort`

```

1 heapSort(ITEM[] A, int n)
2 heapBuild(A, n)
3     for i = n downto 2 do
4         A[1] ↔ A[i]
5         maxHeapRestore(A, 1, i-1)
```

Complessità computazionale: La chiamata di `heapBuild()` costa $\Theta(n)$, mentre la chiamata `maxHeapRestore()` costa $\Theta(\log i)$ con `i` elementi nel heap. La `maxHeapRestore()` viene eseguita per un numero di volte che va da 2 a `n` e quindi il costo totale è $\Theta(n \log n)$.

12.2 Code a priorità

Descrizione: Le code a priorità sono una struttura dati astratta simile ad una coda in cui ogni elemento inserito possiede una priorità. Possono esistere min-priority queue in cui l'estrazione avviene per valori crescenti di priorità, mentre nelle max-priority queue l'estrazione avviene per priorità decrescente.

Specifica: interfaccia dei metodi per la gestione della coda a priorità.

Algorithm 49 Min Priority Queue Specifica

```

1 % Crea una coda con priorità vuota
2 void MinPriorityQueue()
3 % Restituisce true se la coda con priorità è vuota
4 boolean isEmpty()
5 % Restituisce l'elemento minimo di una coda con priorità (non vuota)
6 Item min()
7 % Rimuove e restituisce il minimo da una coda con priorità (non vuota)
8 Item deleteMin()
9 % Inserisce l'elemento x con priorità p nella coda con priorità e restituisce
   un oggetto PriorityItem che identifica x all'interno della coda
10 PriorityItem insert(Item x, int p)
11 % Diminuisce la priorità dell'oggetto identificato da y portandola a p
12 decrease(PriorityItem y, int p)
```

Di seguito una possibile implementazione dei metodi della min-priority queue facente uso del min-heap.

Algorithm 50 Min Priority Queue Implementazione

```

1 % Definizione di PriorityItem
2 PriorityItem
3     int priority          % Priorità
4     Item value            % Elemento
5     int pos              % Posizione nel vettore heap
6
7 % Funzione per scambiare due elementi nella coda a priorità
8 swap(PriorityItem[] H, int i, int j)
9     H[i] ↔ H[j]
10    H[i].pos = i
11    H[j].pos = j
12
13 % Definizione della struttura della coda a priorità
14 PriorityQueue
15     int capacity          % Numero massimo di elementi nella coda
16     int dim              % Numero attuale di elementi nella coda
```

```

17         PriorityItem [] H      % Vettore heap
18
19 % Inizializzazione della coda a priorit 
20 PriorityQueue PriorityQueue(int n)
21     PriorityQueue t = new PriorityQueue
22     t.capacity = n
23     t.dim = 0
24     t.H = new PriorityItem [1...n]
25     return t
26
27 % Inserimento nella coda
28 PriorityItem insert(Item x, int p)
29     precondition: dim < capacity
30
31     dim = dim + 1
32     H[dim] = new PriorityItem()
33     H[dim].value = x
34     H[dim].priority = p
35     H[dim].pos = dim
36     int i = dim
37     while i > 1 and H[i].priority < H[p(i)].priority do
38         swap(H, i, p(i))
39         i = p(i)
40     return H[i]
41
42 % Cancellazione dell'elemento con priorit  minore
43 Item deleteMin()
44     precondition: dim > 0
45
46     swap(H, 1, dim)
47     dim = dim - 1
48     minHeapRestore(H, 1, dim)
49     return H[dim + 1].value
50
51 % Restituisce l'elemento con priorit  minore
52 Item min()
53     precondition: dim > 0
54
55     return H[1].value
56
57 % Decrementa la priorit  di un elemento della coda
58 decrease(PriorityItem x, int p)
59     precondition: p < x.priority
60
61     x.priority = p
62     int i = x.pos
63     while i > 1 and H[i].priority < H[p(i)].priority do
64         swap(H, i, p(i))
65         i = p(i)

```

Costo computazionale: le operazioni di insert(), deleteMin(), decrease() che modificano l'heap e lo sistemano hanno un costo di $O(\log n)$, mentre min() ha un costo pari a $\Theta(1)$.

13 Divide-et-impera

13.1 QuickSort

Problema: Dato un vettore di ITEM $A[1...n]$ e una coppia di indici $start$ e end tali che $1 \leq start \leq end \leq n$, ordina il vettore $A[i...n]$ in modo crescente. ITEM è un tipo di dato in cui è definito il confronto tra elementi.

Soluzione: l'algoritmo utilizza la tecnica divide-et-impera e si compone di due funzioni: la funzione `pivot()` si occupa, dato un sotto vettore, di definire un perno e di spostare a sinistra del perno tutti gli elementi più piccoli del perno stesso e destra gli elementi più grandi, mentre la funzione `QuickSort()` si occupa di richiamare la funzione in modo ricorsivo su sotto array di dimensione minore.

Algorithm 51 Quicksort

```
1 int pivot(ITEM A[], int start, int end)
2     ITEM P = A[start]
3     int j = start
4     for i = start+1 to end do
5         if A[i] < p then
6             j = j+1
7             A[i]  $\leftrightarrow$  A[j]
8     A[start] = A[j]
9     A[j] = p
10    return j
11
12 void QuickSort(ITEM A[], int start, int end)
13    if start < end then
14        int j = pivot(A, start, end)
15        QuickSort(A, start, j-1)
16        QuickSort(A, j+1, end)
```

Costo computazionale:

- Pivot: $\Theta(n)$
- QuickSort: si comporta in modo diverso in base all'ordine degli elementi. Nel caso pessimo vale $\Theta(n^2)$, nel caso ottimo $\Theta(n \log n)$, mentre il caso medio è difficile da calcolare.

13.2 Gap

Problema: Dato un vettore V di interi contenente $n \geq 2$ elementi e tale che $V[1] < V[n]$, trovare la posizione di un gap nel vettore. In un vettore V contenente almeno 2 interi, un gap è un indice i tale che $1 < i \leq n$, tale che $V[i-1] < V[i]$. Le condizioni poste nel problema di avere almeno 2 elementi e che valga $V[1] < V[n]$, garantiscono che ci sia almeno un gap.

Soluzione: implementazione ricorsiva con tecnica divide-et-impera. Uso una funzione wrapper per avere a disposizione più parametri.

Algorithm 52 Gap

```
1 int gap(int [] V, int n)
2     return gapRect(V, 1, n)
3
4
5 int gapRec(int [] V, int i, int j)
6     if j == i+1 then
7         return j
8     m = floor((i+j)/2)
9     if V[m] < V[j] then
10         return gapRec(V, m, j)
11     else
12         return gapRec(V, i, m)
```

14 Regole Matematiche

14.1 Sommatorie

Serie Geometrica Finita: $\forall x \neq 1 : \sum_{j=0}^k x^j = \frac{x^{k+1}-1}{x-1}$

Serie Geometrica Infinita Decrescente: $\forall x, |x| < 1 : \sum_{i=0}^{\infty} x^i = \frac{1}{1-x}$

14.2 Cambiamento di Base

$\log_b n = (\log_b a)(\log_a n) \implies a^{\log_b n} = n^{\log_b a}$

15 Trattare le matrici quadrate come Grafi

Attenzione! In questa sezione si vogliono elencare delle tecniche per trattare una matrice quadrata come grafi.

Tuttavia gli schemi riportati in seguito nelle sottosezioni successive non forniscono delle soluzioni già pronte, ma vanno rielaborate a seconda dell'esercizio (essendo infatti degli schemi guida).

15.1 Costruire un grafo a partire da una matrice

Schema generico della costruzione di un grafo a partire da una matrice quadrata:

Algorithm 53 Schema costruzione Grafo da una matrice

```
1 GRAPH schemaCostruisciGrafo(int [][] A, int n)
2     GRAPH G = new GRAPH
3     % inserimento nodi (tanti quante le celle della matrice)
4     for i = 1 to n · n do
5         G.insertNode(i)
6     % inserimento archi
7     for riga = 1 to n do
8         for colonna = 1 to n do
9             % id sequenziale del nodo
10            int idNodo = colonna + (riga - 1) · n
11            if riga ≠ 1 then
12                int idAdiacente = colonna + (riga - 2) · n
13                G.insertEdge(idNodo, idAdiacente)
14            if colonna ≠ 1 then
15                int idAdiacente = (colonna - 1) + (riga - 1) · n
16                G.insertEdge(idNodo, idAdiacente)
17            if colonna ≠ n then
18                int idAdiacente = (colonna + 1) + (riga - 1) · n
19                G.insertEdge(idNodo, idAdiacente)
20            if riga ≠ n then
21                int idAdiacente = colonna + riga · n
22                G.insertEdge(idNodo, idAdiacente)
23    return G
```

15.2 Visita di una matrice in DFS

Algorithm 54 Generica visita DFS ricorsiva in una matrice quadrata

```
1 dfsRec(int [][] M, int n, int r, int c)
2     if 1 ≤ r < n and 1 ≤ c < n and M[r][c] > 0 then
3         % Visita della cella della matrice
4         M[r][c] = 0 % Visited
5         % chiamate ricorsive
6         dfsRec(M, n, r - 1, c)
7         dfsRec(M, n, r + 1, c)
8         dfsRec(M, n, r, c - 1)
9         dfsRec(M, n, r, c + 1)
10
11 procedura(int [][] M, int n)
12     for r = 1 to n do
13         for c = 1 to n do
14             if M[r][c] > 0 then
15                 dfsRec(M, n, r, c)
```

Si osservi che nella precedente visita in DFS la visita del nodo deve avvenire **sempre** nei limiti consentiti dalla matrice ed eventualmente una **condizione**, che nel caso illustrato in precedenza è $M[r][c] > 0$.

Successivamente per non iterare all'infinito è sufficiente settare, non appena il nodo viene visitato un flag visited, questo è possibile farlo con una matrice costruita ad hoc in precedenza di booleani oppure modificando il valore della cella dopo averla visitata, in modo da rendere falsa la condizione di visita. Nel caso precedente è stato scelto: $M[r][c] = 0$ che contraddice $M[r][c] > 0$. La chiamata ricorsiva infine va propagata su tutti e 4 i lati (destra, sinistra, in alto ed in basso), non dobbiamo preoccuparci di sfiorare gli indici in quanto è già previsto dalla visita in DFS.

La funzione procedura invece è il wrapper che chiamerà ricorsivamente la dfs su tutti i nodi non visitati, ancora una volta, lo statement $M[r][c] > 0$ è solo a scopo illustrativo, la condizione dipenderà esclusivamente dal problema, inoltre se si è più comodi è possibile, per non visitare nuovamente i nodi, utilizzare una matrice di supporto booleana in cui si segna se un nodo è stato o meno visitato. In questo esempio si è deciso di farlo rendendo falsa la condizione di visita non appena il nodo viene visitato.

Un altro esempio di visita DFS è il seguente

Algorithm 55 DFS generica con return di valore

```

1  % esempio tenere il valore massimo
2  int procedura (ITEM [] [] A, int n)
3      int maxsofar = 0
4      for r = 1 to n do
5          for c = 1 to n do
6              if A[r, c] = condizione then
7                  maxsofar = max(maxsofar, dfs(A, r, c, n))
8      return maxsofar
9
10 int dfs (ITEM [] [] A, int r, int j, int n)
11     if 1 ≤ r ≤ n and 1 ≤ c ≤ n and A[r, c] = condizione then
12         A[r, c] = ¬ condizione
13         % propagazione con somma di un determinato valore
14         return valore + dfs(A, r - 1, c, n) + dfs(A, r, c - 1, n) + dfs(A, r +
15             1, c, n) + dfs(A, r, c + 1, n)
16     else
17         return 0

```

L'esempio precedente riporta una semplice DFS con i principi illustrati in precedenza. Tale BFS ritorna un valore in base ad una certa condizione, la procedura ne ritorna il massimo in tutta la matrice quadrata vista come grafo.

15.3 Visita di una matrice in BFS

Algorithm 56 Schema BFS con Matrice quadra

```
1 int grid(int [][] M, int n)
2     int [] dr = [-1, 0, +1, 0] % Mosse possibili sulle righe
3     int [] dc = [0, -1, 0, +1] % Mosse possibili sulle colonne
4     int [] distance = new int [1...n][1...n]
5     QUEUE Q = QUEUE
6     for r = 1 to n do
7     for c = 1 to n do
8         distance[r][c] = iff(M[r][c] == 1, 0, -1)
9         if M[r][c] == 1 then
10             Q.enqueue(<r, c>)
11     while not Q.isEmpty() do
12     int, int r, c = Q.dequeue() % Riga, colonna della cella corrente
13     for i = 1 to 4 do
14         nr = r + dr[i] % Nuova riga
15         nc = c + dc[i] % Nuova colonna
16         if 1 ≤ nr ≤ n and 1 ≤ nc ≤ n and distance[nr][nc] < 0 then
17             distance[nr][nc] = distance[r][c] + 1
18             if M[nr][nc] == destinazione then
19                 return distance[nr][nc]
20             else
21                 Q.enqueue(<nr, nc>)
```

L'esempio precedente è stato fatto seguendo il principio di un algoritmo di *Erdos* sulla matrice. Questo schema è liberamente modificabile, si ricordi tuttavia di settare i nodi come visitati, in modo da non inserirli più volte nella coda, in questo esempio è stato utilizzato un vettore delle distanze, ma come prima è possibile modificare le celle visitate in modo da rendere falsa la condizione di visita oppure utilizzare una matrice di appoggio di booleani che per ogni cella segna se è stata visitata o meno. Si noti infine come è molto importante controllare che le chiamate non abbiano superato gli indici della matrice.

16 Programmazione dinamica e memoization

16.1 Programmazione dinamica

Introduzione Tecnica classica di risoluzione dei problemi che consiste nello spezzare il problema ricorsivamente in sottoproblemi. A differenza della tecnica del divide-et-impera, ogni sotto problema viene risolto solo una volta e la sua soluzione viene memorizzata in una tabella. Nel caso bisognasse risolvere nuovamente il sottoproblema, si ottiene la soluzione facendo un semplice accesso alla tabella senza effettuare di nuovo il calcolo. La tabella ha un costo di lookup pari a $\mathcal{O}(1)$.

16.1.1 Domino

Problema: Il gioco del domino è basato su tessere di dimensione 2×1 . Scrivere un algoritmo efficiente che prenda in input un intero n e restituisca il numero di possibili disposizioni di n tessere in un rettangolo $2 \times n$.

Soluzione: Iniziamo a considerare alcuni casi per definire una soluzione. Con $n=0$ abbiamo solo una disposizione possibile (nessuna tessera), con $n=1$ abbiamo solo una disposizione possibile (tessera messa in verticale). L'ultima tessera può essere disposta in due modi: se la posiziono in verticale devo risolvere il problema con dimensione $n-1$, mentre se la metto in orizzontale devo per forza mettere 2 tessere e risolvere il problema di dimensione $n-2$. In generale la soluzione ha la seguente forma:

$$DP[n] = \begin{cases} 1 & n \leq 1 \\ DP[n-2] + DP[n-1] & n > 1 \end{cases}$$

Notiamo che il risultato è la sequenza di Fibonacci: 1, 1, 2, 3, 5, 8, ... Proponiamo 3 soluzioni al problema:

- domino1(): soluzione ricorsiva che non fa uso della programmazione dinamica e risolve più volte gli stessi sottoproblemi
- domino2(): soluzione con programmazione dinamica che memorizza il risultato in una tabella DP. L'approccio è bottom-up cioè si parte risolvendo i casi base e risalendo si risolvono problemi sempre più grandi. La tabella DP in questo caso memorizza il risultato per ogni sottoproblema con dimensione tra 0 e n .
- domino3(): la soluzione proposta è uguale alla precedente con la differenza che l'uso di memoria è ridotto salvando solo la soluzione degli ultimi 3 sottoproblemi.

Implementazione:

Algorithm 57 Domino/Fibonacci versione $\mathcal{O}(2^n)$

```
1 int domino1(int n)
2     if n ≤ 1 then
3         return 1
4     else
5         return domino1(n - 1) + domino1(n - 2)
```

Algorithm 58 Domino/Fibonacci versione $\mathcal{O}(n^2)$ in tempo e spazio

```
1 int domino2(int n)
2     DP = new int [0...n]
3     DP[0] = DP[1] = 1
4     for i = 2 to n do
5         DP[i] = DP[i - 1] + DP[i - 2]
6     return DP[n]
```

Algorithm 59 Domino/Fibonacci versione $\mathcal{O}(n^2)$ in tempo $\mathcal{O}(n)$ e spazio

```
1 int domino3(int n)
2     int DP0 = 1
3     int DP1 = 1
4     int DP2 = 1
5     for i = 2 to n do
6         DP0 = DP1
7         DP1 = DP2
8         DP2 = DP0 + DP1
9     return DP2
```

Complessità: Per calcolare la complessità dobbiamo usare il modello di costo logaritmico che tiene conto lo spazio necessario per salvare un numero della sequenza di Fibonacci ($\Theta(n)$) e il costo per sommare due numeri consecutivi della sequenza ($\Theta(n)$). Il costo per le varie versioni è il seguente:

| Funzione | Complessità (Tempo) | Complessità (Spazio) |
|-----------|---------------------|----------------------|
| domino1() | $\mathcal{O}(2^n)$ | $\mathcal{O}(n^2)$ |
| domino2() | $\mathcal{O}(n^2)$ | $\mathcal{O}(n^2)$ |
| domino3() | $\mathcal{O}(n^2)$ | $\mathcal{O}(n)$ |

16.1.2 Hateville

Problema: Hateville è un villaggio particolare, composto da n case, numerate da 1 a n lungo una singola strada. Ad Hateville ognuno odia i propri vicini della porta accanto, da entrambi i lati. Quindi, il vicino i odia i vicini $i-1$ e $i+1$ (se esistenti). Hateville vuole organizzare una sagra e vi ha affidato il compito di raccogliere i fondi. Ogni abitante i ha intenzione di donare una quantità $D[i]$, ma non intende partecipare ad una raccolta fondi a cui partecipano uno o entrambi i propri vicini. Scrivere un algoritmo che restituisca il sottoinsieme di indici $S \subseteq \{1, \dots, n\}$ tale per cui la donazione totale $T = \sum_{i \in S} D[i]$ è massimale.

Soluzione: Definiamo il problema in questi termini:

- Sia $HV(i)$ uno dei possibili insiemi di indici da selezionare per ottenere una donazione ottimale dalle prime i case di Hateville, numerate $1 \dots n$

- HV(n) è la soluzione del problema originale
- Se non accetto la donazione i-esima: HV(i) = HV(i-1)
- Se accetto la donazione i-esima: HV(i) = i ∪ HV(i-2)
- Per decidere se accettare una donazione i: HV(i) = highest(HV(i-1), {i} ∪ HV(i-2))
- Casi base: HV(0) = ∅ e HV(1) = {1}

Mettendo tutto insieme otteniamo:

$$HV(i) = \begin{cases} \emptyset & i = 0 \\ \{1\} & i = 1 \\ \text{highest}(HV(i-1), \{i\} \cup HV(i-2)) & i \geq 2 \end{cases}$$

Per riuscire a calcolare l'insieme delle soluzioni dobbiamo prima calcolare il valore della soluzione massimale usando la programmazione dinamica e poi ricostruiamo la soluzione partendo da questo valore. La ricorrenza per trovare il valore massimale con la programmazione dinamica è la seguente:

$$DP[i] = \begin{cases} 0 & i = 0 \\ D[1] & i = 1 \\ \max(DP[i-1], DP[i-2] + D[i]) & i \geq 2 \end{cases}$$

Implementazione:

Algorithm 60 Hateville versione $\mathcal{O}(n)$ senza calcolo della soluzione

```

1 int hateville(int [] D, int n)
2     int [] DP = new int [0...n]
3     DP[0] = 0
4     DP[1] = D[1]
5     for i = 2 to n do
6         DP[i] = max(DP[i-1], DP[i-2] + D[i])
7     return DP[n]
```

Algorithm 61 Soluzione di Hateville versione $\mathcal{O}(n)$

```

1 SET solution(int [] DP, int [] D, int i)
2     if i == 0 then
3         return ∅
4     else if i == 1 then
5         return {1}
6     else if DP[i] == DP[i-1] then
7         return solution(DP, D, i-1)
8     else
9         SET sol = solution(DP, D, i-2)
10        sol.insert(i)
11    return sol
```

Algorithm 62 Hateville versione $\mathcal{O}(n)$ completa

```

1 int hateville(int [] D, int n)
2     int [] DP = new int [0...n]
3     DP[0] = 0
```

```

4      DP[1] = D[1+
5      for i = 2 to n do
6          DP[i] = max(DP[i - 1], DP[i - 2] + D[i])
7      print DP[n]
8      return solution(DP, D, n)

```

Complessità:

- Complessità solution(): $\Theta(n)$
- Complessità hateville() (sia per tempo che per spazio): $\Theta(n)$

16.1.3 Zaino (Knapsack)

Problema: Dato un insieme di oggetti, ognuno caratterizzato da un peso e un profitto, e uno "zaino" con un limite di capacità, individuare un sottoinsieme di oggetti:

- il cui peso sia inferiore alla capacità dello zaino;
- il valore totale degli oggetti sia massimale, i.e. più alto o uguale al valore di qualunque altro sottoinsieme di oggetti

Siano dati in input:

- Vettore w , dove $w[i]$ è il peso (weight) dell'oggetto i -esimo
- Vettore p , dove $p[i]$ è il profitto (profit) dell'oggetto i -esimo
- La capacità C dello zaino

L'output deve essere un insieme $S \subseteq \{1, \dots, n\}$ tale che:

- Il volume totale deve essere minore o uguale alla capacità
- Il profitto totale deve essere massimizzato

Soluzione: Dato uno zaino di capacità C e n oggetti caratterizzati da peso w e profitto p , definiamo $DP[i][c]$ come il massimo profitto che può essere ottenuto dai primi $i \leq n$ oggetti contenuti in uno zaino di capacità $c \leq C$. Il massimo profitto ottenibile per il problema originale è rappresentato da $DP[n][C]$. Considerando i vari casi (prendere o meno l'ultimo elemento e i vari casi base) otteniamo la seguente formula ricorsiva:

$$DP[i][c] = \begin{cases} 0 & i = 0 \text{ or } c = 0 \\ -\infty & c < 0 \\ \max(DP[i-1][c-w[i]] + p[i], DP[i-1][c]) & \text{altrimenti} \end{cases}$$

Implementazione:

Algorithm 63 Knapsack versione $\mathcal{O}(nC)$ con programmazione dinamica

```
1 int knapsack(int [] w, int [] p, int n, int C)
2     int [][] DP = new int [0...n][0...n]
3     for i = 0 to n do
4         DP[i][0] = 0
5     for c = 0 to n do
6         DP[0][c] = 0
7     for i = 1 to n do
8         for c = 1 to C do
9             if w[i] ≤ c then
10                 DP[i][c] = max(DP[i - 1][c - w[i]] + p[i], DP[i
11                               - 1][c])
12             else
13                 DP[i][c] = DP[i - 1][c]
14     return DP[n][C]
```

Complessità: La complessità dell'algoritmo è $\mathcal{O}(nC)$, ma se consideriamo che sono necessari $k = \log C$ bit per rappresentare C , la complessità diventa pseudo-polinomiale e vale $T(n) = \mathcal{O}(n2^k)$. La versione ricorsiva che non fa uso della ricorsione costa $\mathcal{O}(2^n)$. Questo è un problema NP completo.

16.2 Memoization

Introduzione Non tutte le soluzioni dei sottoproblemi possibili sono utili alla soluzione del problema originale e quindi non vanno calcolate e memorizzate. Questa tecnica fonde l'approccio di memorizzazione della programmazione dinamica con l'approccio top-down di divide et impera. Passi per utilizzare la memoization:

- Creare la tabella DP e inizializzarla con un valore speciale (+/- infinito, -1, null) per indicare che un certo sottoproblema non è stato ancora risolto
- Ogni volta che si deve risolvere un sottoproblema, si controlla nella tabella se è già stato risolto precedentemente: in caso affermativo si usa il risultato della tabella, altrimenti si calcola il risultato e lo si memorizza
- Ogni sottoproblema viene calcolato una sola volta e memorizzato come nella versione bottom-up

16.2.1 Zaino (Knapsack)

Problema: Il problema è lo stesso visto per la programmazione dinamica.

Implementazione:

Algorithm 64 Knapsack versione $\mathcal{O}(nC)$ zaino con memoization

```
1 int knapsack(int [] w, int [] p, int n, int C)
2     int [][] DP = new int [1...n][1...n]
3     for i = 1 to n do
4         for c = 1 to C do
5             DP[i][c] = -1
6     return knapsackRec(w, p, n, C, DP)
7
8 int knapsackRec(int [] w, int [] p, int i, int c, int [][] DP)
```

```

9      if c < 0 then
10         return -∞
11     else if i == 0 or c == 0 then
12         return 0
13     else
14         if DP[i][c] < 0 then
15             int not_taken = knapsackRec(w, p, i - 1, c, DP)
16             int taken = knapsackRec(w, p, i - 1, c - w[i], DP) + p[i]
17             DP[i][c] = max(not_taken, taken)
18     return DP[i][c]

```

Algorithm 65 Knapsack versione con memoization e dizionario

```

1  int knapsack(int[] w, int[] p, int n, int C)
2      DP = new Hash
3      return knapsackRec(w, p, n, C, DP)
4
5  int knapsackRec(int[] w, int[] p, int i, int c, Hash DP)
6      if c < 0 then
7          return -∞
8      else if i == 0 or c == 0 then
9          return 0
10     else
11         if (i, c) ∈ DP.keys() then
12             int not_taken = knapsackRec(w, p, i - 1, c, DP)
13             int taken = knapsackRec(w, p, i - 1, c - w[i], DP) + p[i]
14             DP.insert((i, c), max(not_taken, taken))
15     return DP.lookup((i, c))

```

Complessità: La complessità dell'algoritmo è $\mathcal{O}(nC)$, quindi non sembrerebbe esserci nessun vantaggio se non la semplicità di convertire codice ricorsivo in memoization. Utilizzando l'hash al posto di una matrice per DP non è necessario fare l'inizializzazione e il costo di esecuzione diventa $\mathcal{O}(\min(2^n, nC))$.

16.2.2 Zaino (Knapsack) senza limiti

Problema: Il problema è lo stesso visto nei casi precedenti con la modifica che non si pone limite al numero di volte che un oggetto può essere selezionato. Come modificare dunque la formula ricorsiva in questo caso? Potrebbe venirci in mente una soluzione basata sulla programmazione greedy ma per come è espresso il problema siamo certi del fatto che esista una soluzione basata su programmazione dinamica.

$$DP[i][c] = \begin{cases} 0 & i = 0 \text{ or } c = 0 \\ -\infty & c < 0 \\ \max(DP[i-1][c - w[i]] + p[i], DP[i-1][c]) & \text{altrimenti} \end{cases}$$

Se rimuoviamo il -1 che troviamo nell'equazione di ricorrenza vista nei casi precedenti, ricadiamo nel caso in cui ci chiediamo se ci conviene prendere lo stesso oggetto più volte, pur avendo una capacità minore, oppure se ci conviene non prendere l'oggetto e passare a un altro.

Al posto che modificare la formula precedente, a cui basterebbe come detto precedentemente rimuovere il -1 , proviamo a pensare a una soluzione più efficiente a livello di spazio occupato in memoria.

Dato dunque uno zaino senza limiti di scelta di capacità C e n oggetti caratterizzati da un peso w e

da un profitto p , definiamo $DP[c]$ come il massimo profitto che può essere ottenuto da tali oggetti in uno zaino di capacità $c \leq C$

Se pensiamo al fatto che possiamo prendere un numero arbitrario di volte un qualsiasi oggetto, pur rimanendo vincolati dalla capacità residua dello zaino, questo significa che con capacità restante c , ci converrà prendere l'oggetto con profitto massimo ($\max(p[i])$) con $w[i] \leq c$.

$$DP[i][c] = \begin{cases} 0 & c = 0 \\ \max_{w[i] \leq c} \{DP[c - w[i]] + p[i]\} & c > 0 \end{cases}$$

Implementazioni

Algorithm 66 Knapsack zaino senza limiti

```

1  int knapsack(int [] w, int [] p, int n, int C)
2      int [] DP = new int [0...C]
3      for i = 0 to C do
4          DP[i] = -1
5      knapsackRec(w, p, n, C, DP)
6      return DP[C]
7
8  int knapsackRec(int [] w, int [] p, int n, int c, int [] DP)
9      if c == 0 then
10         return 0
11     if DP[c] < 0 then
12         DP[c] = 0
13         for i = 1 to n do
14             if w[i] ≤ c then
15                 int val = knapsackRec(w, p, n, c - w[i], DP) + p[i]
16                 DP[c] = max(DP[c], val)
17     return DP[c]
```

Qual è la complessità della funzione knapsack()?

La funzione knapsack deve generare un vettore grande C e, nel caso peggiore, dovrà riempire tutti i suoi elementi. Riempire un singolo elemento ha costo $\mathcal{O}(n)$ e quindi il costo complessivo della funzione è $\mathcal{O}(Cn)$.

Se utilizziamo questo tipo di approccio lo spazio occupato in memoria è pari a $\Theta(C)$ ma ricostruire la soluzione diventa più complesso in quanto è necessario l'utilizzo di un altro vettore che ci dica da dove venga il massimo.

$$DP[i][c] = \begin{cases} 0 & c = 0 \\ \max_{w[i] \leq c} \{DP[c - w[i]] + p[i]\} & c > 0 \end{cases}$$

Algorithm 67 Knapsack Ricostruzione Soluzione

```
1 LIST knapsack(int[] w, int[] p, int n, int C)
2     int[] DP = new int[0...C]
3     int[] pos = new int[0...C]
4     for i = 0 to C do
5         DP[i] = -1
6         pos[i] = -1
7     knapsackRec(w, p, n, C, DP, pos)
8     return solution(w, C, pos)
9
10 int knapsackRec(int[] w, int[] p, int n, int c, int[] DP)
11     if c == 0 then
12         return 0
13     if DP[c] < 0 then
14         DP[c] = 0
15         for i = 1 to n do
16             if w[i] ≤ c then
17                 int val = knapsackRec(w, p, n, c - w[i], DP, pos) + p[i]
18                 if val ≥ DP[c] then
19                     DP[c] = val
20                     pos[c] = i
21     return DP[c]
22
23 LIST solution(int[] w, int c, int[] pos)
24     if c==0 or pos[c] < 0 then
25         return List()
26     else
27         LIST L = solution(w, c - w[pos[c]], pos)
28         L.insert(L.head(), pos[c])
29     return L
```

Quello che viene restituito dalla funzione `solution()` è una lista di indici dove i suoi elementi possono comparire più di una volta (multinsieme). Notiamo che se $c = 0$ allora lo zaino è stato riempito perfettamente mentre per $pos[c] < 0$ allora lo zaino non può essere riempito interamente (rimarrà della capacità residua ma nessun oggetto in grado di riempierlo perfettamente).

16.3 Esempio reale: Sottosequenza comune massimale

Definizione: Sottosequenza

Una sequenza P è una **sottosequenza** di T se P è ottenuto da T rimuovendo uno o più dei suoi elementi.

Definizione: Sottosequenza comune

Una sequenza X è una **sottosequenza comune** di due sequenze T, U se è sottosequenza sia di T che di U .

Scriveremo $X \in \mathcal{CS}(T, U)$

Definizione: Sottosequenza comune

Una sequenza $X \in \mathcal{CS}(T, U)$ è una **sottosequenza comune massimale** di due sequenze T, U se non esiste un'altra sottosequenza $Y \in \mathcal{CS}(T, U)$ tale che Y sia più lunga di X ($|Y| > |X|$).

Scriveremo $X \in \mathcal{LCS}(T, U)$

Problema: \mathcal{LCS}

Date due sequenze T e U , trovare la più lunga sottosequenza comune tra le due.

Per poter descrivere la soluzione matematica ottima abbiamo ancora bisogno di un'altra definizione:

Prefisso: Data una sequenza T composta da $t_1 t_2 \dots t_n$, $T(i)$ denota il **prefisso** dei primi i caratteri cioè: $T(i) = t_1 t_2 \dots t_i$

Analisi dei casi ricorsivi

• Caso 1:

Si considerino due prefissi $T(i)$ e $U(j)$ tali per cui il loro ultimo carattere coincide: $t_i = u_j$.
es: $T(i) = ALBERTO$, $U(j) = PIERO$.

Soluzione

$$LCS(T(i), U(j)) = LCS(T(i-1), U(j-1)) \oplus t_i$$

nel caso dell'esempio mostrato sopra:

$$LCS(ALBERTO, PIERO) = LCS(ALBERT, PIER) \oplus O$$

• Caso 2:

Si considerino due prefissi $T(i)$ e $U(j)$ tali per cui il loro ultimo carattere è differente: $t_i \neq u_j$.
es: $T(i) = ALBERT$, $U(j) = PIER$.

Soluzione

$$LCS(T(i), U(j)) = \text{longest}(LCS(T(i-1), U(j)), LCS(T(i), U(j-1)))$$

nel caso dell'esempio mostrato sopra:

$$LCS(ALBERTO, PIERO) = \text{longest}(LCS(ALBER, PIER), LCS(ALBERT, PIE))$$

Casi Base

La più lunga sottosequenza tra $T(i)$ e $U(j)$ quando uno dei due è vuoto è $LCS(T(i), U(0)) = \emptyset$

Formula Completa

$$LCS(T(i), U(j)) = \begin{cases} \emptyset & i = 0 \text{ or } j = 0 \\ LCS(T(i-1), U(j-1)) \oplus t_i & i > 0 \text{ and } j > 0 \text{ and } t_i = u_j \\ \text{longest}(LCS(T(i-1), U(j)), LCS(T(i), U(j-1))) & i > 0 \text{ and } j > 0 \text{ and } t_i \neq u_j \end{cases}$$

Lunghezza della LCS

Date due sequenze T e U di lunghezza n e m , scrivere una formula ricorsiva $DP[i][j]$ che restituisca la **lunghezza** della LCS dei prefissi $T(i)$ e $U(j)$.

$$DP[i][j] = \begin{cases} 0 & i = 0 \text{ or } j = 0 \\ DP[i-1][j-1] + 1 & i > 0 \text{ and } j > 0 \text{ and } t_i = u_j \\ \max\{DP[i-1][j], DP[i][j-1]\} & i > 0 \text{ and } j > 0 \text{ and } t_i \neq u_j \end{cases}$$

L'informazione relativa alla lunghezza della LCS del problema si troverà in $DP[n][m]$.

Esempio funzionamento soluzione e struttura dati

La tabella seguente mostra la struttura dati che sarà presente in memoria dopo aver eseguito o l'algoritmo sulle stringhe ATBCBD e TACCBT. La freccia che punta verso il basso vuol dire che l'elemento è stato ricavato dall'elemento presente sulla stessa colonna della tabella, ma sulla riga precedente, la freccia che punta verso destra che l'elemento proviene dalla stessa riga ma dalla colonna precedente, mentre la freccia diagonale che l'elemento è stato calcolato a partire dall'elemento sulla riga e sulla colonna precedente.

| | j | 0 | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 |
|---|---|---|-----|-----|-----|-----|-----|-----|
| i | | | A | T | B | C | B | D |
| 0 | | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 1 | T | 0 | ↓ 0 | ↘ 1 | → 1 | → 1 | → 1 | → 1 |
| 2 | A | 0 | ↘ 1 | ↓ 1 | ↓ 1 | ↓ 1 | ↓ 1 | ↓ 1 |
| 3 | C | 0 | ↓ 1 | ↓ 1 | ↓ 1 | ↘ 2 | → 2 | → 2 |
| 4 | C | 0 | ↓ 1 | ↓ 1 | ↓ 1 | ↘ 2 | ↓ 2 | → 2 |
| 5 | B | 0 | ↓ 1 | ↓ 1 | ↘ 2 | ↓ 2 | ↘ 3 | → 3 |
| 6 | T | 0 | ↓ 1 | ↘ 2 | ↓ 2 | ↓ 2 | ↓ 3 | ↓ 3 |

Il risultato dell'esempio lo troviamo nella tabella in posizione [6,6] e vale 3. L'insieme delle soluzioni (cioè le lettere appartenenti alla sottosequenza massima) possono essere ricavate seguendo le frecce nella presenti nella struttura dati.

Implementazione ricorrenza

Algorithm 68 Lunghezza LCS

```

1 int lcs(int [] T, int [] U, int n, int m)
2     int [][] DP = new int [0...n][0...m]
3     for i = 0 to n do
4         for j = 0 to m do
5             if i = 0 or j = 0 then
6                 DP[i][j] = 0
7     for i = 1 to n do
8         for j = 1 to m do
9             if T[i] == U[j] then
10                 DP[i][j] = DP[i-1][j-1] + 1
11             else
12                 DP[i][j] = max(DP[i-1][j], DP[i][j-1])
13     return DP[n][m]
```

Nel caso in cui si voglia invece restituire la sottosequenza comune è invece necessario usare un algoritmo di questo tipo:

Algorithm 69 Ricostruire LCS

```

1 LIST lcs(int [] T, int [] U, int n, int m)
2     ...
3     return subsequence(DP, T, U, n, m)
4
5 LIST subsequence(int [][] DP, ITEM [] T, ITEM [] U, int i, int j)
6     if i==0 or j==0 then
7         return List()
8     if T[i]==U[j] then
9         S = subsequence(DP, T, U, i-1, j-1)
10        S.insert(S.head(), T[i])
11        return S
12    else
13        if DP[i-1][j] > DP[i][j-1] then
14            return subsequence(DP, T, U, i-1, j)
15        else
16            return subsequence(DP, T, U, i, j-1)
```

La complessità computazionale di subsequence è al massimo $T(n) = \mathcal{O}(m + n)$ che corrisponde al numero massimo di controlli che verranno eseguiti per ricostituire la soluzione, mentre il costo per creare e riempire la matrice è pari a $T(n) = \mathcal{O}(mn)$. In totale il costo di LCS è pari a $T(n) = \mathcal{O}(mn)$.

17 Esercitazioni

17.1 Esecitazione 1 - 10/10/19

Analisi - Ordinamento Funzioni

Ordinare le seguenti funzioni in accordo alla loro complessità asintotica. Si scriva $f(n) < g(n)$ se $\mathcal{O}(f(n)) \subset \mathcal{O}(g(n))$. Si scriva $f(n) = g(n)$ se $\mathcal{O}(f(n)) = \mathcal{O}(g(n))$, ovvero se $f(n) = \Theta(g(n))$.

$$f_1(n) = 2^{n+2} = \mathcal{O}(2^n)$$

$$f_2(n) = \log^2 n = \mathcal{O}(\log^2 n)$$

$$f_3(n) = \log_n(n \cdot (\sqrt{n})^2) + \frac{1}{n^2} = \log_n n^2 + n^{-2} = 2 + n^{-2} = \mathcal{O}(1)$$

$$f_4(n) = 3n^{0.5} = 3n^{1/2} = 3\sqrt{n} = \mathcal{O}(\sqrt{n})$$

$$f_5(n) = 16^{n/4} = 2^{4 \cdot n/4} = 2^n = \mathcal{O}(2^n)$$

$$f_6(n) = 2\sqrt{n} + 4n^{1/4} + 8n^{1/8} + 16n^{1/16} = \mathcal{O}(\sqrt{n})$$

$$f_7(n) = \sqrt{(\log n)(\log n)} = \sqrt{\log^2 n} = \log n = \mathcal{O}(\log n)$$

$$f_8(n) = \frac{n^3}{(n+1)(n+3)} = \frac{n^3}{n^2+4n+3} \approx \frac{n^3}{n^2} = \mathcal{O}(n)$$

$$f_9(n) = 2^n = \mathcal{O}(2^n)$$

Soluzione

$$f_3(n) < f_7(n) < f_2(n) < f_4(n) = f_6(n) < f_8(n) < f_1(n) = f_5(n) = f_9(n)$$

Ricorrenza $2T(n/8) + 2T(n/4) + n$

Trovare un limite asintotico superiore e un limite asintotico inferiore alla seguente ricorrenza, facendo uso del **metodo di sostituzione**:

$$T(n) = \begin{cases} 1 & n \leq 1 \\ 2T(n/8) + 2T(n/4) + n & n > 1 \end{cases}$$

Soluzione

Per quanto riguarda il limite asintotico inferiore possiamo affermare che $T(n) = \Omega(n)$ in quanto nell'equazione di ricorrenza compare un termine n di grado 1.

Da questa supposizione potremmo pensare di usare il metodo di sostituzione per verificare se $T(n) = \mathcal{O}(n)$. Al posto che fare tentativi a caso potremmo però vedere la ricorrenza nel modo seguente:

$$T(n) = 2T(n/8) + 2T(n/4) + n \leq 2T(n/4) + 2T(n/4) + n = 4T(n/4) + n$$

A questo punto è possibile applicare il Teorema dell'Esperto per le ricorrenze comuni:

$$a = 4, b = 4, \beta = 1, \alpha = \log_b a = \log_4 4 = 1 \implies \alpha = \beta$$

$$\implies T(n) = \mathcal{O}(n \log n)$$

Dunque possiamo procedere con il tentativo per $T(n) = \mathcal{O}(n)$ visto che $\mathcal{O}(n) \subset \mathcal{O}(n \log n)$

Tentativo $T(n) = \mathcal{O}(n)$

$$\exists c > 0, \exists m \geq 0 : T(n) \leq cn, \forall n \geq m$$

Ipotesi Induttiva: $\forall k < n : T(k) \leq ck$

Passo di Induzione: Dimostriamo la disequazione per $T(n)$

$$T(n) = 2T(n/8) + 2T(n/4) + n = 2c(n/8) + 2c(n/4) + n = cn/4 + cn/2 + n$$

$$= \left(\frac{1+2}{4}\right)cn + n \stackrel{?}{\leq} cn \iff \left(\frac{3}{4}\right)c + 1 \leq c \iff c \geq 4$$

Caso Base: Dimostriamo la disequazione per $T(1)$

$$T(1) = 1 \stackrel{?}{\leq} c \cdot 1 \iff c \geq 1$$

Le due disequazioni sono soddisfatte entrambe per valori di $c \geq 4$

Visto che $T(n) = \Omega(n)$ e $T(n) = \mathcal{O}(n) \implies T(n) = \Theta(n)$

Ricorrenza

Trovare i limiti superiore e inferiori più stretti possibili per la seguente equazione di ricorrenza:

$$T(n) = \begin{cases} 2T(\lfloor n/2 \rfloor) + 4T(\lfloor n/4 \rfloor) + 15T(\lfloor n/8 \rfloor) + n^2 & n > 8 \\ 1 & n \leq 8 \end{cases}$$

Per quanto riguarda il limite asintotico inferiore possiamo affermare che $T(n) = \Omega(n^2)$ in quanto:
 $T(n) = 2T(\lfloor n/2 \rfloor) + 4T(\lfloor n/4 \rfloor) + 15T(\lfloor n/8 \rfloor) + n^2 \geq c_1 n^2 = \Omega(n^2)$

Tentativo $T(n) = \mathcal{O}(n^2)$

$\exists c > 0, \exists m \geq 0 : T(n) \leq cn^2, \forall n \geq m$

Ipotesi Induttiva: $\forall k < n : T(k) \leq ck$

Passo di Induzione: Dimostriamo la disequazione per $T(n)$

$$\begin{aligned} T(n) &= 2T(\lfloor n/2 \rfloor) + 4T(\lfloor n/4 \rfloor) + 15T(\lfloor n/8 \rfloor) + n^2 \\ &= 2c(\lfloor n^2/2^2 \rfloor) + 4c(\lfloor n^2/4^2 \rfloor) + 15c(\lfloor n^2/8^2 \rfloor) + n^2 \\ &\leq 2c(n^2/4) + 4c(n^2/16) + 15c(n^2/64) + n^2 \\ &= \frac{cn^2}{2} + \frac{cn^2}{4} + \frac{15cn^2}{64} + n^2 \stackrel{?}{\leq} cn^2 \iff \frac{c}{2} + \frac{c}{4} + \frac{15c}{64} + 1 \leq c \\ &\iff \left(\frac{32+16+15}{64}\right)c + 1 \leq c \iff \left(\frac{63}{64}\right)c + 1 \leq c \iff c \geq 64 \end{aligned}$$

Caso Base: Dimostriamo la disequazione per i casi da $T(1)$ a $T(8)$

$$T(1) = 1 \stackrel{?}{\leq} c \cdot 1 \iff c \geq 1$$

$$T(2) = 1 \stackrel{?}{\leq} c \cdot 4 \iff c \geq 1/4$$

$$T(3) = 1 \stackrel{?}{\leq} c \cdot 9 \iff c \geq 1/9$$

...

Notiamo che man mano che usiamo n più grandi otteniamo c mano a mano più piccoli dunque osserviamo che alla fine otteniamo che tutti questi casi sono validi per $c \geq 1$. Le due disequazioni sono soddisfatte entrambe per valori di $c \geq 64$

Visto che $T(n) = \Omega(n^2)$ e $T(n) = \mathcal{O}(n^2) \implies T(n) = \Theta(n^2)$

Analisi - Algoritmo di selezione deterministico

Trovare i limiti superiore e inferiori per la seguente equazione di ricorrenza con il metodo di sostituzione:

$$T(n) = \begin{cases} T(\lfloor n/5 \rfloor) + T(\lfloor 7n/10 \rfloor) + \frac{11}{5}n & n > 1 \\ 1 & n \leq 1 \end{cases}$$

Per quanto riguarda il limite asintotico inferiore possiamo affermare che $T(n) = \Omega(n)$ in quanto:
 $T(n) = T(\lfloor n/5 \rfloor) + T(\lfloor 7n/10 \rfloor) + \frac{11}{5}n \geq c_1 n = \Omega(n)$

Tentativo $T(n) = \mathcal{O}(n)$

$$\exists c > 0, \exists m \geq 0 : T(n) \leq cn^2, \forall n \geq m$$

Ipotesi Induttiva: $\forall k < n : T(k) \leq ck$

Passo di Induzione: Dimostriamo la disequazione per $T(n)$

$$T(n) = T(\lfloor n/5 \rfloor) + T(\lfloor 7n/10 \rfloor) + \frac{11}{5}n = c(\lfloor n/5 \rfloor) + c(\lfloor 7n/10 \rfloor) + \frac{11}{5}n$$

$$\leq c(n/5) + c(7n/10) + \frac{11}{5}n = (\frac{2+7}{10})cn + \frac{11}{5}n = \frac{9}{10}cn + \frac{11}{5}n \stackrel{?}{\leq} cn$$

$$\iff \frac{9}{10}c + \frac{11}{5} \leq c \iff c \geq 22$$

Caso Base: Dimostriamo la disequazione per $T(1)$

$$T(1) = 1 \stackrel{?}{\leq} c \cdot 1 \iff c \geq 1$$

Un valore di c che soddisfa entrambe le disequazioni è $c \geq 22$

Analisi - MergeSortK

Si supponga di scrivere una variante di MergeSort chiamata MergeSortK che, invece di suddividere l'array da ordinare in 2 parti, lo suddivide in K parti, ri-ordina ognuna di esse applicando ricorsivamente MergeSortK, e le riunifica usando un'opportuna variante MergeK di Merge, che fonde K sottoarray invece di 2. Come cambia, se cambia, la complessità temporale di MergeSortK rispetto a quella di MergeSort?

Ricordiamo che l'equazione di ricorrenza di mergeSort() è la seguente:

$$T(n) = \begin{cases} 2T(n/2) + dn & n > 1 \\ c & n \leq 1 \end{cases}$$

Da questa equazione di ricorrenza si ottiene che la complessità di mergeSort() è $\Theta(n \log n)$

Se immaginiamo che mergeSortK suddivida l'array in K parti vuol dire che dovrà chiamare la funzione mergeSortK un numero K di volte e la complessità di ogni elemento, dunque la complessità di ogni array sarà del tipo n/k . Dunque la sua equazione di ricorrenza sarà del tipo

$$T(n) = \begin{cases} KT(n/K) + dn & n > 1 \\ c & n \leq 1 \end{cases}$$

In questo caso risulta particolarmente comodo usare il Teorema dell'Esperto per casi di $K \geq 2$:

$$a = K, b = K, \beta = 1, \alpha = \log_K K = 1$$

$$\implies \alpha = \beta \implies T(n) = \Theta(n \log n)$$

Dunque la complessità non cambia.

17.2 Esecitazione 2 - 29/10/19

Analisi - Ordinamento Funzioni

Si consideri la seguente equazione di ricorrenza:

$$T(n) = \begin{cases} T(m) + T(n-m) & n > m \\ 1 & n \leq m \end{cases}$$

dove m è una costante intera positiva.

Si trovino, tramite il **metodo della sostituzione**, un limite superiore ed un limite inferiore per $T(n)$. Fare particolare attenzione ai casi base.

Soluzione

Tentativo $T(n) = \mathcal{O}(n)$

$\exists c > 0, \exists m \geq 0 : T(n) \leq cn, \forall n \geq m$

Ipotesi Induttiva: $\forall k > 0 < n : T(k) \leq ck$

Passo di Induzione: Dimostriamo la disequazione per $T(n)$

$T(n) = T(m) + T(n-m) + 1 = 1 + cn - cm + 1 = cn - cm + 2 \stackrel{?}{\leq} cn \iff c \geq 2/m$
Poichè $m \geq 1, c \geq 2$ è un valore accettabile per ogni m .

Caso Base: Dimostriamo la disequazione per $T(i)$ con $1 \leq i \leq m$

$T(i) = 1 \stackrel{?}{\leq} ci \iff c \geq 1/i$

Visto che $1 \leq i \leq m$ allora la disequazione è soddisfatta per $c \geq 1$.

Un valore di c che soddisfa entrambe le disequazioni è ad esempio $c = 2$.

Abbiamo dimostrato il limite superiore, ora dobbiamo dimostrare il limite inferiore.

Tentativo $T(n) = \Omega(n)$

$\exists c > 0, \exists m \geq 0 : T(n) \geq cn, \forall n \geq m$

Ipotesi Induttiva: $\forall k > 0 < n : T(k) \geq ck$

$T(n) = T(m) + T(n-m) + 1 = 1 + cn - cm + 1 = cn - cm + 2 \stackrel{?}{\geq} cn \iff c \leq 2/m$

Caso Base: Dimostriamo la disequazione per $T(i)$ con $1 \leq i \leq m$

$T(i) = 1 \stackrel{?}{\geq} ci \iff c \leq 1/i$

Il più piccolo valore trovato per le due disequazioni è $\frac{1}{m}$ dunque $c \leq 1/m$

Abbiamo dunque dimostrato che $T(n) = \Omega(n)$

Visto che abbiamo dimostrato i limiti superiori e inferiori $\implies T(n) = \Theta(n)$

SortinoSort

Il professor Sortino ha inventato un nuovo algoritmo di ordinamento. Il vettore di input viene diviso in tre parti, di dimensioni approssimativamente uguali $n/3$. Dopo di che, vengono ordinati ricorsivamente le prime due parti del vettore (ovvero i primi due terzi), i secondi due terzi, e di nuovo i primi due terzi.

Algorithm 70 SortinoSort

```
1 SortinoSort(int[] A, int i, int j)
2     if (j - i + 1) ≤ 6 then
3         InsertionSort(A, i, j)
```

```

4         else
5             int s = ceil((j - i + 1)/3)
6             SortinoSort(A, i, i + 2s - 1)
7             SortinoSort(A, i + s, j)
8             SortinoSort(A, i, i + 2s - 1)

```

Soluzione

L'equazione di ricorrenza del SortinoSort è del tipo seguente:

$$T(n) = \begin{cases} 3T(2n/3) & n > 6 \\ d & n \leq 6 \end{cases}$$

Dove d è il costo dell'InsertionSort visto che verrà usato quello per riordinare effettivamente il vettore passato in input e che ha una complessità nel caso medio/peggiore pari a $\mathcal{O}(n^2)$.

A questo punto è possibile applicare il *Master Theorem* per ricavare la forma chiusa dell'equazione di ricorrenza come segue:

$a = 3$, $b = \frac{3}{2}$, $\beta = 0$, $\alpha = \log_b(a) = \log_{\frac{3}{2}}(3)$.

Possiamo osservare che $\alpha > \beta$, dunque vale che: $T(n) = \Theta(n^{\log_{\frac{3}{2}}(3)})$.

Questa complessità sarà sufficientemente bassa per finire sul libro del nostro amato Montresor? La risposta purtroppo è no; il professor Sortino dovrà impegnarsi di più se vuole avere questo grande onore. Si può notare infatti che $\log_{\frac{3}{2}}(3)$ è un valore compreso tra 2 e 3 in quanto: $\frac{3^2}{2} = \frac{9}{4} < 3$ e $\frac{3^3}{2} = \frac{27}{8} > 3$.

La ricorrenza ricavata è quindi $\Theta(n^2) < \Theta(n^{\log_{\frac{3}{2}}(3)}) < \Theta(n^3)$ che è peggiore di tutti gli algoritmi di ordinamento visti fino ad ora, fatta eccezione per il bogosort.

Alberi - Indovina l'albero

Gli ordini di visita di un albero binario di 9 nodi sono i seguenti:

- A, E, B, F, G, C, D, I, H (anticipato)
- B, G, C, F, E, H, I, D, A (posticipato)
- B, E, G, F, C, A, D, H, I (simmetrico).

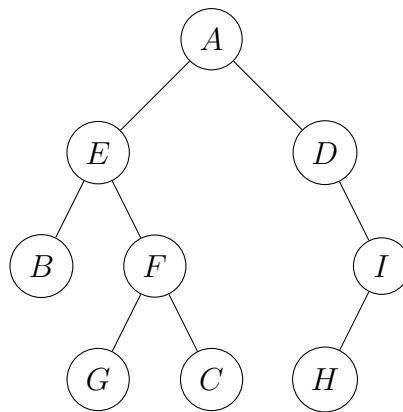
Si ricostruisca l'albero binario e si illustri brevemente il ragionamento.

Per svolgere l'esercizio sono sufficienti le visite in ordine e le visite in preordine, in particolare grazie alla visita simmetrica siamo in grado di identificare i nodi che stanno nel sottoalbero di sinistra e quello di destra, mentre invece con la visita anticipata riusciamo non solo a determinare la radice ma anche i nodi che vengono visitati appena vengono raggiunti.

Infatti è possibile osservare che il nodo A è la radice dell'albero e nel suo sottoalbero sinistro vi sono: B, E, G, F, C, mentre in quello destro: D, H, I.

Il primo nodo alla sinistra di A è sicuramente E, come si osserva dalla visita anticipata. B è il figlio sinistro di E, mentre invece F è il suo figlio destro, e così via.

È facile dunque ricostruire l'albero che segue:



Alberi – Albero livello-valore

Scrivere un algoritmo che preso in input un albero binario T i cui nodi sono associati ad un valore intero T.key, restituisca il numero di nodi dell'albero il cui valore è pari al livello del nodo. Vi ricordo che il livello del nodo è pari al numero di archi che devono essere attraversati per raggiungere il nodo dalla radice. Per cui la radice ha livello 0, i suoi figli hanno livello 1, etc.

La soluzione proposta è la seguente:

Algorithm 71 Albero livello-valore

```
1 int albero_livello_valore(TREE t)
2     return dfs(T, 0)
3
4 int dfs(TREE T, int altezza)
5     if T == nil then
6         return 0
7     else
8         int costo = if(T.key() == altezza, 1, 0)
9         return costo + dfs(T.right(), altezza + 1) + dfs(T.left(),
                    altezza + 1)
```

Semplicemente è una dfs postordine, in cui viene sommato 1 se il valore chiave del nodo è pari al livello, mentre 0 altrimenti. Il livello viene aumentato di 1 mano a mano che ci si sposta dalla radice.

Alberi – Albero livello-valore

Dato un albero binario contenente interi, scrivere un algoritmo che restituisca la lunghezza del più lungo cammino monotono crescente radice-discendente, dove:

- il discendente non è necessariamente foglia;
- con lunghezza si intende il numero totale di archi attraversati;
- con monotona crescente si intende che i valori contenuti nei nodi della sequenza devono essere ordinati in senso crescente da radice a discendente.

La soluzione proposta è la seguente:

Algorithm 72 Percorso cammino-discendente

```

1 int cammino(TREE t)
2     return camminoRadiceDiscendente(t, nil, 0)
3
4 int camminoRadiceDiscendente(TREE t, int precedente, int lun)
5     if t == nil then
6         return lun
7     else
8         if precedente == nil or precedente ≥ t.value() then
9             return max(lun, camminoRadiceDiscendente(t.left, t.value, 0),
10                  camminoRadiceDiscendente(t.left, t.value, 0))
11         else
12             return max(camminoRadiceDiscendente(t.left, t.value, lun + 1),
13                  camminoRadiceDiscendente(t.left, t.value, lun + 1))

```

Questa soluzione prevede che sia tornata sempre la lunghezza massima del cammino incontrato fino ad ora avendo il riferimento al padre e facendo il controllo sul valore del figlio. Se il figlio è minore del padre allora la lunghezza del cammino corrente incrementa. La soluzione di Montresor invece è molto più elegante:

Algorithm 73 Percorso cammino-discendente Montresor

```

1 int monotone(TREE T)
2     int maxl = 0
3     int maxr = 0
4     if T ≠ nil then
5         if T.left() ≠ nil and T.left().value > T.value then
6             maxl = 1 + monotone(T.left())
7         if T.right() ≠ nil and T.right().value > T.value then
8             maxr = 1 + monotone(T.right())
9     return max(maxl, maxr)

```

17.3 Esecitazione 3 - 26/11/19

Grafi – Stessa distanza

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

La soluzione proposta è la seguente:

Algorithm 74 Grafi-Stessa Distanza

```
1 int stessaDistanza(GRAPH G, NODE s, NODE v)
2     int [] erdos_s = new int [1..G.size()]
3     int [] erdos_v = new int [1..G.size()]
4     NODE parent_s = new NODE[1..G.size()]
5     NODE parent_v = new NODE[1..G.size()]
6     erdos(G, s, erdos_s, parent_s)
7     erds(G, v, erdos_v, parent_v)
8     int nodiStessaDistanza = 0
9     foreach u  $\in$  G.V() do
10        if erdos_s[u] == erdos_v[u] and erdos_s[u]  $\neq$   $+\infty$  then
11            nodiStessaDistanza = nodiStessaDistanza + 1
12    return nodiStessaDistanza
```

L'algoritmo utilizza due volte la procedura di Erdos, che è possibile trovare nell'apposita sezione Grafi.

Si ricorda che la procedura di Erdos ritorna la distanza minima, intesa come numero di archi attraversati, dal nodo passato a tutti gli altri nodi, salvando il valore di $+\infty$ se il nodo non è raggiungibile dalla sorgente. Dunque è facile trovare la soluzione al problema trovando i nodi abbiano la stessa distanza dalla rispettiva radice e che siano raggiungibili. La soluzione presentata è dunque corretta, per la breve spiegazione riportata in precedenza, e si può notare che la complessità è dell'ordine di $\Theta(n + m)$

Grafi – Grafi bipartiti

- Un grafo non orientato G è **bipartito** se l'insieme dei nodi può essere partizionato in due sottoinsiemi disgiunti tali che nessun arco del grafo connette due nodi appartenenti allo stesso sottoinsieme.
- $G = (V, E)$ è **2-colorabile** se è possibile trovare una 2-colorazione di esso, ovvero un assegnamento $c[u] \in C$ per ogni nodo $u \in V$, dove C è un insieme di "colori" di dimensione 2, tale che:

$$(u, v) \in E \Rightarrow c(u) \neq c(v).$$

- Si dimostri che G è bipartito:
 - se e solo se è 2-colorabile
 - se e solo se non contiene circuiti di lunghezza dispari
- Scrivere un algoritmo che prenda in input un grafo bipartito G e restituisca una 2-colorazione di G sull'insieme di colori $C = 0, 1$, espressa come un vettore $c[...n]$. Discuterne la complessità

La prima soluzione proposta è la seguente:

Algorithm 75 Grafi-bipartiti-bfs

```
1 int [] is2colorabile_bfs (GRAPH G, NODE r)
2     int [] colors = new int [1..G.size()]
3     foreach u ∈ G.V() - {r} do
4         colors[u] = - 1
5         colors[r] = 0
6     QUEUE q = new QUEUE
7     q.enqueue(r)
8     while not q.isEmpty() do
9         NODE u = q.enqueue()
10        foreach v ∈ G.adj(u) do
11            if colors[v] == - 1 then
12                colors[v] = (colors[u] + 1) mod 2
13                q.enqueue()
14            else if colors[v] == colors[u] then
15                return nil % errore nessuna colorazione possibile
16        return colors
```

Questo primo approccio richiede una radice del grafo e cerca di assegnare ad ogni nodo un colore mediante una visita in bfs. Si noti che qualora trova un adiacente con colore uguale al nodo corrente restituisce nil in quanto non sono possibili 2-colorazioni. Ovviamente questa soluzione, dato che sfrutta una bfs funziona solamente per grafi connessi, in quanto colora i nodi che sono raggiungibili dalla radice.

Una soluzione che prevede la visita di tutti i nodi di un grafo può essere data dalla seguente soluzione:

Algorithm 76 Grafi-bipartiti-dfs

```
1 boolean is2colorabile_rec_dfs (GRAPH G, NODE u, int [] colors, int color)
2     colors[u] = color
3     foreach v ∈ G.adj(u) do
4         if colors[v] == -1 then
5             if not is2colorabile_rec_dfs(G, v, colors, (color + 1) mod 2)
6                 then
7                     return false
8             else if colors[v] == color then
9                 return false
10            return true
11 int [] is2colorabile (GRAPH G)
12     int [] colors = new int [1..G.size()]
13     foreach u ∈ G.V() do
14         colors[u] = -1
15     foreach u ∈ G.V() do
16         if colors[u] == -1 then
17             if not is2colorabile_rec_dfs(G, u, colors, 0) then
18                 return nil
19     return colors
```

Il funzionamento della soluzione con dfs è pressoché identico a quella con bfs, essa si avvale di una funzione *is2colorabile_rec_dfs*, la quale propaga ricorsivamente la colorazione tra nodi, qualora essa trovi lo stesso colore in due nodi adiacenti essa ritorna false e dunque l'intero algoritmo ritornerà nil, in quanto non è possibile alcuna 2-colorazione.

Il colore assegnato al primo nodo di ogni componente connessa è 0, tale valore ovviamente è influente ai fini della correttezza dell'algoritmo.

La soluzione dell'algoritmo proposto è $\Theta(n + m)$ in entrambe le versioni, in quanto si sfrutta una semplice visita di un grafo mediante liste di adiacenza.

Grafi – Distanza fra partizioni

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

Algorithm 77 Distanza fra partizioni

```
1 int distanzaPartizioni(GRAPH G, SET V1, SET V2)
2     QUEUE q = new QUEUE
3     int [] distanze = new int [1..G.size()]
4     foreach u ∈ G.V() do
5         if V1.contains(u) then
6             q.enqueue(u)
7             distanze[u] = 0
8         if V2.contains(u) then
9             return 0
10        else
11            distanze[u] = +∞
12        while not q.isEmpty() do
13            NODE u = q.dequeue()
14            foreach v ∈ G.adj(u) do
15                if distanze[v] == +∞ then
16                    distanze[v] = distanze[u] + 1
17                if V2.contains(v) then
18                    return distanze[v]
19            q.enqueue(v)
20        return +∞
```

Lo pseudocodice precedente prima di tutto inizializza un vettore delle distanze dai vertici del set V_1 al set V_2 , mettendo le distanze di tutti i vettori di V_1 la distanza 0 altrimenti $+\infty$. Qualora un vettore del primo set appartenga al secondo allora la distanza tra le due partizioni è 0.

Successivamente si esegue una visita bfs in cui si sfrutta il principio che sta dietro all'algoritmo dei cammini minimi di Erdos, ovvero assegno ad ogni elemento la distanza del padre dal set $V_1 + 1$, il primo nodo che appartiene a V_2 trovato durante la visita è quello con distanza minima, dunque viene tornato il numero di archi attraversati.

Qualora questo non funzionasse allora le due partizioni appartengono a due componenti connesse distinte per cui la distanza è: $+\infty$.

La complessità della soluzione proposta è pari a $\Theta(n + m)$ dato dal costo della visita bfs.

Grafi – Connetti il grafo

- Progettare un algoritmo efficiente che dato un grafo non orientato, restituisca il numero minimo di archi da aggiungere per renderlo connesso.
- Progettare un algoritmo efficiente che dato un grafo non orientato, aggiunga il numero minimo di archi necessari a renderlo connesso.

Soluzione al primo problema:

Algorithm 78 Numero archi per connettere il grafo

```
1 int n_cc (GRAPH G)
2     int [] ids = new int [1..G.V()]
3     foreach u ∈ a G.V() do
4         ids[u] = 0
5     int counter = 0
6     foreach u ∈ a G.V() do
7         if ids[u] == 0 then
8             counter = counter + 1
9             ccdfs(G, u, ids, counter)
10    return counter
11
12 ccdfs (GRAPH G, NODE u, int [] ids, int counter)
13     ids[u] = counter
14     foreach v ∈ G.adj(u) do
15         if ids[v] == 0 then
16             ccdfs(G, v, ids, counter)
17
18 int nArchiMinimi (GRAPH G)
19     if G.size() == 0 then
20         return 0
21     else
22         return n_cc (G) - 1
```

È infatti semplice vedere come il numero di archi necessari per connettere un grafo sconnesso è pari al numero di componenti connesse presenti meno 1. La correttezza è infatti immediata dato che per connettere 2 componenti connesse tra loro è necessario un arco, dunque per connettere n componenti connesse tra loro sono necessari $n - 1$ archi. La complessità di tale algoritmo è pari a $\Theta(n+m)$ data dalla visita in dfs. Soluzione al problema del collegamento delle componenti connesse.

Algorithm 79 Connetti il grafo

```
1 connettiGrafo (GRAPH G)
2     int [] ids = new int [1..G.V()]
3     int [] rappresentatives = new int [1..G.size()]
4     foreach u ∈ a G.V() do
5         ids[u] = 0
6     int counter = 0
7     foreach u ∈ a G.V() do
8         if ids[u] == 0 then
9             counter = counter + 1
10            % salvo un rappresentante
11            rappresentative[counter] = u
12            ccdfs(G, u, ids, counter)
13    % connesso il grafo
14    for i = 1 to counter - 1 do
15        G.insertEdge(rappresentative[i], rappresentative[i + 1])
16
17 ccdfs (GRAPH G, NODE u, int [] ids, int counter)
18     ids[u] = counter
19     foreach v ∈ G.adj(u) do
20         if ids[v] == 0 then
21             ccdfs(G, v, ids, counter)
```

In questa soluzione, nel momento in cui viene identificata una nuova componente connessa viene salvato il primo nodo visitato in un vettore di rappresentativi, nel quale dato l'indice della componente connessa torna il rappresentante.

Al termine dell'identificazione delle componenti connesse, si esegue un ciclo per inserire i nodi che conatteranno le componenti connesse connettendo i nodi identificati dai rappresentativi.

17.4 Esecitazione 4 - 05/12/19

Chi manca?

Sia dato un vettore ordinato $A[1..n]$ contenente n elementi interi distinti appartenenti all'intervallo $1..n + 1$. Si scriva un algoritmo, basato sulla ricerca binaria, per individuare in tempo $\mathcal{O}(\log(n))$ l'unico intero dell'intervallo $1..n + 1$ che non compare in A .

Soluzione proposta:

Algorithm 80 Chi manca

```
1 int chiManca(int [] A, int n)
2     if A[n] == n then
3         return n + 1
4     else
5         return chiMancaRec(A, 1, n)
6
7 int chiMancaRec(int [] A, int in, int fin)
8     if in == fin then
9         return in
10    else
11        int mid = (in + fin)/2
12        if A[mid] == mid then
13            return chiMancaRec(A, mid + 1, fin)
14        else
15            return chiMancaRec(A, in, mid)
```

Il principio di funzionamento dell'algoritmo è il seguente:

In quanto il vettore è composto dai valori da $1..n + 1$ ma è di soli n elementi ordinati occorre vedere se è presente un gap, ovvero se l'elemento analizzato è pari alla posizione, se fosse così allora l'elemento da trovare è nella parte di destra, in quanto la parte di sinistra non contiene gap, altrimenti la ricerca va fatta a destra, ma non rimuovendo l'elemento nella chiamata ricorsiva (ancora non sappiamo se è quell'elemento il gap che cerchiamo). Continuando questa procedura arriveremo ad un singolo elemento, ovvero quello che ha generato il gap.

Tuttavia ci sono altri casi da considerare, in particolare se il vettore A contenesse gli elementi $1..n$ allora il gap non sarebbe presente, andando a neutralizzare di fatto l'algoritmo. Possiamo però gestire questo caso semplicemente in una funzione wrapper che controlla se l'ultimo elemento è pari alla dimensione, in questo caso infatti nel vettore A non sono presenti gap e quindi l'elemento mancante è $n + 1$.

La soluzione proposta ha soluzione $\mathcal{O}(\log(n))$

Punto fisso

Progettare un algoritmo che, preso un vettore ordinato A di interi distinti, determini se esiste un indice i tale che $A[i] = i$ in tempo $\mathcal{O}(\log(n))$.

La soluzione proposta è la seguente:

Algorithm 81 Punto fisso

```
1 boolean puntoFisso(int [] A, int n)
2     return puntoFissoRec(A, 1, n)
3
4 boolean puntoFissoRec(int [] A, int inizio, int fine)
5     if inizio > fine then
6         return false
7     else
8         int mid = (inizio + fine)/2
9         if A[mid] == mid then
10             return true
11         else
12             if A[mid] < mid then
13                 return puntoFissoRec(A, mid + 1, fine)
14             else
15                 return puntoFissoRec(A, inizio, mid - 1)
```

Il punto fisso per come è definito è semplicemente la ricerca di un elemento che sia uguale alla sua posizione, ovviamente, in quanto il vettore è ordinato, so che se l'elemento è minore dell'indice della metà del vettore allora sicuramente si trova nella parte sinistra, altrimenti nella parte di destra.

La soluzione proposta ha soluzione $\mathcal{O}(\log(n))$

Vettori uni-modulari

Un vettore di interi A è detto unimodulare se ha tutti valori distinti ed esiste un indice h tale che $A[1] > A[2] > \dots > A[h-1] > A[h]$ e $A[h] < A[h+1] < A[h+2] < \dots < A[n]$, dove n è la dimensione del vettore.

Progettare un algoritmo $\mathcal{O}(\log(n))$ che dato un vettore unimodulare restituisce il valore minimo del vettore.

Soluzione proposta:

Algorithm 82 Vettore unimodulare

```
1 int minVettoreUniModulare(int [] A, int n)
2     return minVettoreUniModulareRec(A, 1, n)
3
4 int minVettoreUniModulareRec(int [] A, int inizio, int fine)
5     if inizio == fine then
6         return A[inizio]
7     else
8         if inizio == fine + 1 then
9             return min(A[inizio], A[fine])
10        else
11            int mid = (inizio + fine)/2
12            if A[mid - 1] > A[mid] and A[mid] < A[mid + 1] then
13                return A[mid]
14            else
15                if A[mid] < A[mid + 1] then
16                    return minVettoreUniModulareRec(A, inizio, mid - 1)
17                else
18                    return minVettoreUniModulareRec(A, mid + 1, fine)
```

L'algoritmo precedente si comporta come segue:

Caso base: se è presente un singolo elemento allora l'elemento è il minimo del vettore unimodulare, se invece rimangono presenti due elementi allora ritorna il minimo dei due.

Caso ricorsivo: determino l'elemento centrale, se l'elemento rispecchia la definizione di minimo in

tale vettore allora l'elemento è stato trovato, altrimenti in base ad un semplice confronto determino se proseguire nella ricorsione nella parte sinistra o destra.

La complessità della soluzione proposta è $\mathcal{O}(\log(n))$

Samarcanda

Nel gioco di Samarcanda, ogni giocatore è figlio di una nobile famiglia della Serenissima, il cui compito è di partire da Venezia con una certadotazione di denari, arrivare nelle ricche città orientali, acquistare le merci preziose al prezzo più conveniente e tornare alla propria città per rivenderle. Dato un vettore P di n interi in cui $P[i]$ è il prezzo di una certa merce al giorno i , trovare la coppia di giornate (x, y) con $x < y$ per cui risultamassimo il valore $P[y] - P[x]$. Calcolare la complessità e dimostrare la correttezza.

Soluzione proposta:

Algorithm 83 Samarcanda

```

1 int samarcanda(int [ ] A, int i, int j)
2     if i ≥ j then
3         return 0
4     int m = (i+j) / 2
5     int maxLeft = samarcanda(A, i, m)
6     int maxRight = samarcanda(A, m + 1, j)
7     int ml = min(A, i, m)
8     int mr = max(A, m + 1, j)
9     int maxCross = max(0, mr - ml)
10    return max(maxLeft, maxRight, maxCross)
```

Struttura della soluzione:

- Si divide il vettore a metà
- Si applica ricorsivamente la soluzione nelle due metà, ottenendo la migliore soluzione nella metà destra e nella metà sinistra
- Da questo approccio, non vengono considerate le soluzioni in cui si acquista nella metà sinistra del vettore, si vende nella metà destra
- Si cerca quindi il minimo a sinistra e il massimo a destra e si applica ricorsivamente la soluzione
- Caso base: un elemento solo, che ovviamente da origine a zero come massimo guadagno

Questa soluzione è in complessità di $\mathcal{O}(n \log(n))$ che deriva dalla seguente equazione di ricorrenza:

$$T(n) = \begin{cases} 2T(n/2) + n & n > 1 \\ 1 & n \leq 1 \end{cases}$$

Dal *Master Theorem* segue che:

$a = 2$, $b = 2$, $\alpha = \log_b(a) = \log_2(2) = 1$, $\beta = 1$.

In quanto $\beta = \alpha$ allora $T(n) = \Theta(n^\alpha \log(n)) = \Theta(n \log(n))$

Si noti che esiste anche una soluzione in $\mathcal{O}(n)$ che sfrutta la programmazione dinamica, in particolare l'algoritmo di Kadane. Tuttavia in quanto l'esercitazione è sulla tecnica di programmazione *Divide et impera* non è stata inclusa.

17.5 Esecitazione 5 - 19/12/19

Per fare un albero (binario di ricerca) ci vuole...

Dato un vettore V di n interi ordinati e distinti, scrivere una procedura che costruisce un albero binario di ricerca di altezza minima. Discutere la correttezza e la complessità

Soluzione proposta:

Algorithm 84 Costruzione ABR a partire da vettore ordinato

```
1 Tree buildTree(int[] A, int n)
2     return buildTreeRec(A, 1, n)
3
4 Tree buildTreeRec(int[] A, int inizio, int fine)
5     if inizio > fine then
6         return nil
7     else
8         int meta = (inizio + fine)/2
9         Tree albero = new Tree(A[meta])
10        albero.insertLeft(buildTreeRec(A, inizio, meta - 1))
11        albero.insertRight(buildTreeRec(A, meta + 1, fine))
12    return albero
```

Il funzionamento dell'algoritmo proposto in precedenza è molto semplice, in quanto il vettore è ordinato per costruire l'albero di altezza minima è necessario che abbia alla sinistra e alla sua destra lo stesso numero di nodi o che differiscano di al massimo 1 (Il fattore di bilanciamento $\beta(v)$ di un nodo v è la massima differenza di altezza fra i sottoalberi di v deve ≤ 1). Si noti che prendendo sempre il valore mediano i due sottovettori ottenuti sono composti da un numero di elementi che differisce l'uno dall'altro, al più di 1. La parte di sinistra contiene valori minori del valore centrale, mentre la parte di destra valori maggiori, tali parti andranno a comporre rispettivamente il sottoalbero sinistro e destro dell'albero con radice il valore centrale. L'algoritmo così descritto è dunque corretto ed ha complessità data dalla seguente equazione di ricorrenza:

$$T(n) = \begin{cases} 2T(n/2) & n > 0 \\ 1 & n \leq 0 \end{cases}$$

Dal *Master Theorem* sappiamo che:

$a = 2, b = 2, \beta = 0, \alpha = \log_a(b) = \log_2(2) = 1$

Dunque: $\alpha > \beta$ allora $T(n) = \Theta(n^\alpha) = \Theta(n)$

Good vs bad guys

Fra ogni coppia di wrestler professionisti può esserci una rivalità oppure no. Per ragioni di marketing, è una buona idea dividere i wrestler professionisti in due gruppi, "buoni" e "cattivi", e farli combattere fra di loro. Supponete di avere in input un insieme di rivalità, rappresentate come un vettore di coppie (x, y) , dove x e y sono identificatori di wrestler compresi fra 1 ed n . Scrivere un algoritmo che restituisca *true* se è possibile suddividere i wrestler professionisti in due sottoinsiemi non vuoti ("buoni" e "cattivi"), non necessariamente della stessa dimensione, in modo tale che non ci siano rivalità all'intero dei due gruppi; *false* altrimenti.

Soluzione proposta:

Algorithm 85 2 colorazione di Grafo con i wrestler

```
1 GRAPH rivalitaWrestler(int[] x, int[] y, int n)
2     GRAPH G = new GRAPH
3     for indice = 1 to n do
4         G.insertNode(indice)
5     for indice = 1 to n do
6         G.insertEdge(x[i], y[i])
7         G.insertEdge(y[i], x[i])
8     return G
9
10 boolean 2wrestlercolorabile(GRAPH G)
11     int[] colors = new int[1..G.size()]
12     foreach u ∈ G.V() do
13         colors[u] = -1
14     foreach u ∈ G.V() do
15         if colors[u] == -1 then
16             if not 2wrestlercolorabile_rec(G, u, colors, 0) then
17                 return false
18     return true
19
20 boolean 2wrestlercolorabile_rec(GRAPH G, NODE u, int colors[], int color)
21     colors[u] = color
22     foreach v ∈ G.V() do
23         if colors[v] == -1 then
24             if not 2wrestlercolorabile_rec(G, v, colors, (color + 1) mod 2)
25                 return false
26         else
27             if colors[v] == color then
28                 return false
29     return true
```

Il problema proposto è un problema di grafo 2-colorabile, infatti è necessario, dopo la costruzione del grafo a partire dai vettori di rivalità, effettuare una visita in dfs con la colorazione del grafo. La spiegazione della colorazione del grafo la si può trovare nell'esercitazione 3 sotto la voce "Grafì bipartiti".

Grafi – Pozzo universale

- Un pozzo universale è un nodo con out-degree uguale a zero e in-degree uguale a $n - 1$.
- Dato un grafo orientato G rappresentato tramite matrice di adiacenza, scrivere un algoritmo che opera in tempo $\Theta(n)$ in grado di determinare se G contiene un pozzo universale.
- È possibile ottenere la stessa complessità con liste di adiacenza?

La soluzione proposta è la seguente:

Algorithm 86 Pozzo universale

```
1 boolean hashPozzo(NODE[] [] G, int n)
2   int candidate = 0 % riga candidata
3   % scorro le colonne
4   for indice = 1 to n do
5     % se trovassi uno 0 allora proseguo, candidato valido, gli altri
      % non lo sono di sicuro perche' non hanno quel in degree che
      % gli serve
6   if G[candidate][indice] == 1 then
7     % cambio candidato a quello indicato dall'indice
8     candidate = indice
9     % finito il for ho la mia riga candiata, la sua colonna
      % deve contenere tutti 1 per essere un effettivo pozzo
      % universale
10  for riga = 1 to n do
11  if riga != candidate then
12    if A[riga][candidate] == 0 then
13      return false
14  % deve anche contenere tutti 0 sulla sua riga
15  for colonna = 1 to n do
16    if A[candidate][colonna] == 1 then
17      return false
18  return true
```

La soluzione di Montresor è la seguente:

Algorithm 87 Pozzo universale Montresor

```
1 boolean universalSink(NODE[] [] G, int n)
2   int i = 1
3   boolean candidate = false
4   while i < n and candidate == false do
5     int j = i + 1
6     while j ≤ n and A[i][j] == 0 do
7       j = j + 1
8     if j > n then
9       candidate = true
10    else
11      i = j
12    int rowtot =  $\sum_{j \in 1..n} A[i][j]$ 
13    int coltot =  $\sum_{j \in 1..n} A[j][i]$ 
14    return rowtot == 0 and coltot == n - 1
```

La logica che sta dietro alla soluzione è la seguente:

In quanto in input abbiamo una matrice di adiacenza, allora un pozzo universale è dato dall'indice della riga composta da tutti 0, la cui colonna (sempre allo stesso indice) è composta da tutti 1,

fatta eccezione per la cella alla sua riga.

Osserviamo inoltre che non è possibile che ci siano più pozzi universali, in quanto se ne esistesse un altro allora dovrebbe avere $n - 1$ come in-degree per definizione, ma questo è impossibile dato che esiste un altro pozzo universale che ha out-degree pari a 0.

L'obiettivo è quello di trovare un possibile candidato attraverso una visita il più possibile lineare, per farlo scorriamo la prima riga: nel momento in cui troviamo uno 0, significa che la riga corrente è un potenziale pozzo universale, mentre la colonna di tale 0 non è sicuramente un pozzo universale dato che non può avere in-degree pari a $n - 1$.

Nel momento in cui troviamo una cella di valore 1 allora tale riga non può essere un pozzo universale, ci spostiamo dunque sulla riga identificata dalla colonna del valore 1 trovato, questo perché le righe corrispondenti alle colonne precedenti sono state scartate, se si è verificato il caso precedente, mentre non possiamo scartare tale riga in quanto può avere in-degree pari a $n - 1$ e dunque un potenziale candidato.

Arrivati al termine della visita lineare abbiamo un candidato, dunque verifichiamo se esso è realmente un pozzo universale effettuando, con costo ancora lineare, la somma di tutti i valori sulla sua riga e sulla sua colonna; se out-degree = 0 e in-degree = $n - 1$ abbiamo trovato il pozzo universale. Il costo dell'algoritmo è pari a 3 visite di grandezza n , dunque: $\Theta(n)$.

Ricorrenza $4T(\sqrt{n}) + \log^2(n)$

Si ottengano limiti superiori e inferiori per la seguente ricorrenza:

$$T(n) = \begin{cases} 4T(\lfloor \sqrt{n} \rfloor) + \log^2(n) & n > 1 \\ 1 & n = 1 \end{cases}$$

Questa equazione, in quanto presenta una radice è difficile da portare ad una forma chiusa, dobbiamo dunque ricorrere ad una supposizione che ci semplificherà i calcoli. In particolare: Poniamo $n = 2^k$, sostituendo tale valore nella ricorrenza otteniamo:

$$T(2^k) = 4T(\sqrt{2^k}) + \log^2(2^k) = 4T(2^{k/2}) + k^2$$

Sostituiamo quindi la variabile $T(2^k)$ con $S(k)$ e otteniamo tramite *Master Theorem*

$$S(k) = 4S(\frac{k}{2}) + k^2$$

Vale:

$$a = 4, b = 2, \beta = 2, \alpha = \log_b(a) = \log_2(4) = 2$$

Segue che: $\alpha = \beta$ dunque $S(k) = \Theta(k^\alpha \log(k)) = \Theta(k^2 \log(k))$

Esprimiamo la ricorrenza in termini di $T(n)$ applicando la sostituzione $k = \log(n)$, derivata dalla precedente sostituzione $n = 2^k$:

$$T(n) = \Theta(\log^2(n) \log(\log(n)))$$

17.6 Esecitazione 6 - 20/02/2020

Ottimizza la somma

TODO

17.7 Esecitazione 7 - 02/03/2020

Mosse su scacchiera

TODO

Donald Trump

TODO

Palindroma

TODO

18 Laboratori

18.1 Laboratorio 7 - 04/03/20

Zaino

Avete uno zaino di capacità C ed un insieme di N oggetti. Per ognuno di questi oggetti, sapete il peso (P_i) e il valore (V_i). Dovete scegliere quali oggetti mettere nello zaino in modo da ottenere il maggior valore possibile senza superare la capacità dello zaino.

Soluzione proposta:

Algorithm 88 Zaino (ottimizzazione memoria)

```
1 %Inizializzazione dei vettori soluzione
2 %Questi vettori indicano ad un particolare elemento la sua soluzione con le
  relative capacita'. Le soluzioni ottime per capacita' sono ottenute a tale
  indice
3 %Usiamo C + 1 per un motivo di coerenza con l'algoritmo usato e per leggibilita'
  del codice
4 int DP_precedente[C]
5 int DP_successivo[C]
6 %Vettori Peso e Valore dell'oggetto considerato
7 int P[N]
8 int V[N]
9
10 int knapsack(int [] DP_precedente, int [] DP_successivo, int [] P, int [] V, int C,
  int N){
11     %Inizializzo il vettore dell'elemento precedente, il successivo verra'
      calcolato in seguito
12     for c = 0 to C do
13         DP_precedente[c] = 0
14     int taken, not_taken
15     %Puntatore per lo swap dei due vettori (swap di indirizzi)
16     int *swap
17     %Costruzione della soluzione
18     %Noto: salvo solo la riga dell'elemento i-1 esimo con tutte le possibili
      capacita' (le righe ancora precedenti non le uso piu')
19     for i = 0 to N do
20         for c = 0 to C do
21             %Se l'elemento ci sta nello zaino con capacita'
              considerata
22             if P[i] <= c then
23                 taken = DP_precedente[c - P[i]] + V[i]
24                 not_taken = DP_precedente[c]
25                 DP_successivo[c] = max(taken, not_taken)
26             else
27                 DP_successivo[c] = DP_precedente[c]
28     %Effettuiamo uno scambio di vettori (scambiamo gli indirizzi che
      referenziano il primo elemento del vettore)
29     %Ora il vettore relativo all'oggetto precedente referenzia l'elemento
      successivo, mentre il vettore che riguarda l'oggetto successivo
      referenzia quello precedente che sovrascrivera'
30     swap = DP_successivo
31     DP_successivo = DP_precedente
32     DP_precedente = swap
33     %Per via della logica dello scambio la soluzione si trova nell'oggetto
      precedente (ovvero oggetto i-esimo) con capacita' C considerata
34     return DP_precedente[C];
```

L'algoritmo riprende la logica della versione dello zaino (non illimitato) implementato con programmazione dinamica aggiungendo un'ottimizzazione a livello di memoria: non salvo tutta la matrice DP, ma considero solo due righe di tale matrice (salvate tramite array paralleli): la riga dell'elemento i -esimo per tutte le capacità possibili e la riga dell'elemento $i-1$ per tutte le capacità e conterrà il profitto massimo calcolato fino ad ora. Questa ottimizzazione nasce dal fatto che la formula usata per l'implementazione considera solamente la riga $DP[i-1][...]$ per effettuare i calcoli successivi e nessun'altra riga tra le precedenti e le successive.

Sottoinsieme Crescente di Somma Massima(sottocres)

Vi viene dato in input un array di N interi $A_1...A_n$. Per ogni elemento potete scegliere se includerlo nell'insieme soluzione, o se ignorarlo. Se un elemento A_i fa parte dell'insieme, tutti gli elementi che lo succedono nell'array e che hanno valore minore di A_i non possono essere inclusi nell'insieme. In altre parole, gli elementi dell'insieme, quando stampati nell'ordine in cui si trovavano nell'array, devono formare una sequenza crescente. Vogliamo massimizzare la somma degli elementi dell'insieme.

Soluzione proposta: il seguente problema può essere risolto mediante Programmazione Dinamica poiché è possibile notare che, provando a cercare la massima sequenza di numeri crescenti, continuiamo a risolvere gli stessi sottoproblemi più e più volte.

Algorithm 89 Sottoinsieme Crescente di Somma Massima

```

1  int sottocres(int n, int [] A)
2      int [] DP = new int [n]
3      DP[1] = A[1]
4      for i = 2 to n do
5          DP[i] = A[i]
6          for j = 1 to i do
7              if A[i] ≥ A[j] and DP[i] < DP[j] + A[i] then
8                  DP[i] = DP[j] + A[i]
9      int massimo = -∞
10     for i = 0 to n do
11         massimo = max(massimo, DP[i])
12     return massimo

```

Spiegazione: ad ogni iterazione del ciclo **for** andiamo ad inizializzare l'elemento $DP[i]$ con $A[i]$; questa operazione viene fatta per due motivi: il primo è che magari l'elemento che stiamo analizzando è di per sé già la più grande sottosequenza crescente che possiamo ottenere all'interno del nostro input, il secondo è perchè, non avendo inizializzato il vettore DP , la nostra funzione farebbe degli accessi non leciti. All'interno del primo ciclo si ha un secondo ciclo (questo ci suggerisce che la complessità della nostra funzione è $\mathcal{O}(n^2)$) che serve per controllare nuovamente tutti gli elementi che abbiamo inserito fino ad ora ed inserire con certezza il massimo in quella casella. Il controllo che viene eseguito si occupa di verificare non solo che $A[i] \geq A[j]$ (notare il fatto che sono ritenuti validi anche numeri uguali perchè definito in questi termini il problema) ma anche che $DP[i] < DP[j] + A[i]$ e che quindi, come dicevamo prima, ci sia effettivamente un guadagno rispetto al numero a cui inizializziamo la cella, oppure che, nel caso di più possibilità, consideriamo effettivamente quella che porta il guadagno massimo.

Le pillole della zia (pillole)

La zia Lucilla deve assumere ogni giorno mezza pillola di una certa medicina. Lei inizia il trattamento con un bottiglia che contiene esattamente N pillole.

Durante il primo giorno lei prende una pillola dalla bottiglia, la spezza in due, ne ingerisce una metà e rimette l'altra metà nella bottiglia.

Nei giorni seguenti lei prende un pezzo a caso della bottiglia (potrebbe essere una pillola intera o

una mezza pillola).

Se ha pescato una mezza pillola la ingerisce. Se ha pescato una pillola intera la spezza a metà, rimette una delle due mezze pillole nella bottiglia e ingerisce l'altra mezza pillola. La zia può svuotare la bottiglia in tanti modi diversi. Rappresentiamo la cura come una stringa di $2N$ caratteri, in cui il carattere i -esimo è “ I ” se la zia ha pescato una pillola intera nel giorno i e “ M ” se la zia ha invece pescato una mezza pillola. Nel caso in cui la bottiglia originaria contenga 3 pillole intere, le possibili sequenze sono le seguenti:

IIIMMM

IIMIMM

IIMMIM

IMIIMM

IMIMIM

Il problema vi richiede di scrivere un programma che, dato N , restituisca il numero di possibili sequenze nel trattamento.

Soluzione proposta: il seguente problema può essere risolto mediante Memoization creando una Matrice $DP[N][N]$ dove indichiamo sulle colonne il numero di pastiglie intere mentre sulle righe il numero di pastiglie a metà. Ad esempio con 3 pastiglie il nostro risultato si troverà in posizione $DP[0][3]$. Semplicemente ogni volta ci chiederemo se spezzare la pastiglia (e quindi andare in posizione $DP[i+1][j-1]$) oppure se prendere una metà (e accedere dunque in posizione $DP[i][j-1]$). Ovviamente questa operazione non può essere svolta sempre in maniera duplice (ad esempio partendo con 3 pastiglie intere possiamo soltanto spezzarne una, è indifferente quale) e i casi base sono quando abbiamo solo pastiglie a metà (quindi per $DP[i][0]$), quando si ha soltanto una pastiglia intera ($DP[0][1]$) oppure quando non se ne ha nessuna ($DP[0][0]$).

Algorithm 90 Le pillole della Zia

```
1 long long int pilloleRec(int row, int col, long long int [][] DP)
2     long long int contenuto = DP[row][col]
3     if contenuto != 0 then
4         return contenuto
5     else
6         if row == 0 then
7             DP[row][col] = pilloleRec(row+1, col-1, DP)
8         else
9             DP[row][col] = pilloleRec(row+1, col-1, DP) +
10                pilloleRec(row+1, col, DP)
11     return DP[row][col]
12
13 long long int pillole(int N)
14     long long int [][] DP = new long long int [N][N]
15     for i = 0 to N do
16         for j = 0 to N do
17             if j == 0 then
18                 DP[i][j] = 1
19             else
20                 DP[i][j] = 0
21     DP[0][1] = 1
22     return pilloleRec(0, N, DP)
```

Esempio riempimento tabella:

| $j \backslash i$ | 0 | 1 | 2 | 3 |
|------------------|---|--------------|--------------|--------------|
| 0 | 1 | 1 | 2 | \swarrow 5 |
| 1 | 1 | \nwarrow 2 | \nwarrow 5 | 0 |
| 2 | 1 | \nwarrow 3 | 0 | 0 |
| 3 | 1 | 0 | 0 | 0 |

19 Tutorati: Esercizi Utili

19.1 ASD1

Albero di Natale

Vedi Sezione Alberi Binari di Ricerca: Esempi BFS.

19.2 ASD2

Occorrenze di valori in un ABR

Algorithm 91 Occorrenze di valori in un ABR

```
1 int occorrenze(Tree T, int min, int max)
2   if T == nil then
3     return 0
4   else
5     if T.key() < min then
6       % lo mando a destra
7       return occorrenze(T.right(), min, max)
8     else if T.key() > max then
9       % lo mando a sinistra
10      return occorrenze(T.left(), min, max)
11    else
12      return 1 + occorrenze(T.right(), min, max) + occorrenze(T.left(), min, max)
```

Semplice algoritmo che sfrutta il principio della lookup in un albero binario di ricerca, restituendo il numero di occorrenze di valori compresi tra min e max (estremi inclusi). Se il valore da confrontare risulta essere minore del minimo dell'intervallo allora è inutile inoltrare la chiamata nella parte di sinistra in quanto conterrà solamente valori minori di quello visitato. Un discorso analogo può essere fatto se il valore esaminato risulta essere maggiore del massimo, in quel caso infatti propaga l'algoritmo solamente nella sua parte sinistra.

Alberobello

La funzione `nicetree` riceve in input un array di caratteri contenente la visita in pre ordine di un albero; sfruttando la visita in pre ordine è possibile fare un visita fittizia dell'albero tenendo conto delle caratteristiche di un alberobello: se troviamo una I all'interno dell'array di caratteri sappiamo che questo avrà per forza di cose un sottoalbero destro e uno sinistro e, per come è definita la visita in pre ordine di un albero, visiteremo per forza di cose prima tutto il suo sottoalbero sinistro. Invece quando incontreremo una L sapremo di essere arrivati in una foglia e quindi che dovremo risalire ed guardare il prossimo carattere. Visto che il problema richiede l'altezza dell'albero il caso base della nostra funzione sarà per l'appunto trovare una L e quindi risalire nella ricorsione ad un livello superiore, mentre ogni volta che troveremo una I dovremo prima chiamare la ricorsione sul sottoalbero sinistro (incrementando mano a mano l'altezza) e, solamente dopo essere certi di averla visitata completamente, fare la ricorsione sul sottoalbero destro.

Algorithm 92 Alberobello

```
1 int nicetreeRec (ITEM[] S, int& pos, int n)
2     if pos ≤ n then
3         if S[pos] == ‘‘‘L’’ then
4             pos = pos + 1
5             return 0
6     else
7         int altezzaSx, altezzaDx
8         pos = pos + 1
9         altezzaSx = 1 + nicetreeRec(S, pos, n)
10        altezzaDx = 1 + nicetreeRec(S, pos, n)
11        return max(altezzaDx, altezzaSx)
12    else
13        return 0
14
15 int nicetree (ITEM[] S, int n)
16     int pos = 1;
17     if n > 0 then
18         return nicetreeRec(S, pos, n)
19     else
20         return 0
```

19.3 ASD3

É un albero red-black?

Algorithm 93 É un albero red-black?

```
1 boolean isRedBlack (TREE T)
2     % controllo sulla radice
3     if T.color == RED then
4         return false
5     else
6         return (blackHeight(T) > 0)
7
8 int blackHeight (TREE T)
9     % Tutte le foglie devono essere rosse
10    if T.value == nil then
11        return if (T.color == RED, -1, 1)
12    % Ogni nodo rosso deve avere entrambi i figli neri
13    if T.color == RED and T.parent ≠ nil and T.parent.color == RED then
14        return -1
15    % Il numero di nodi neri incontrati su tutti i possibili percorsi dalla
16        radice ad una foglia deve essere lo stesso
17    int bhL = blackHeight(T.left)
18    int bhR = blackHeight(T.right)
19    if bhL < 0 or bhR < 0 or bhL ≠ bhR then
20        return -1
21    else
22        return bhL + if (t.color == BLACK, 1, 0)
```

Per verificare se un albero è red-black è necessario assicurarsi che tutti i vincoli siano rispettati, in particolare che nessuno di essi venga violato:

- La radice deve essere nera
- Tutte le foglie sono nere

- Entrambi i figli di un nodo rosso sono neri
- Tutti i cammini semplici da un nodo u ad una delle foglie contenute nel sottoalbero radicato in u hanno lo stesso numero di nodi neri.

Una volta ricevuto l'albero in input l'algoritmo ne controlla la radice, restituendo false se il vincolo viene violato. A questo punto l'algoritmo si appoggia su una procedura ricorsiva che restituisce un intero (necessario per il vincolo 4, ovvero quello dei cammini). Ogni volta che la parte ricorsiva si porta in una foglia (il valore è nil) allora controlla che il suo colore sia corretto, se si allora ritorna 1 (in quanto è un nodo nero), -1 altrimenti. Viene verificato il vincolo 3 mediante un controllo sul padre qualora il colore della foglia esaminata sia rossa. Controlla infine le altezze nere, se non combaciano, oppure un vincolo è stato violato nei livelli sottostanti (il valore ottenuto è < 0) esso torna -1. In questo modo è possibile risalire con un semplice controllo di maggiore se i vincoli sono stati rispettati o meno.

19.4 ASD4

Ricorrenza Parametrizzata rispetto a K

$$T_k(n) = \begin{cases} k^2 T_k(n/k) + n^{k/2} & n > 1 \\ 1 & n \leq 1 \end{cases}$$

Possiamo notare che è possibile applicare il master theorem:

$a = k^2$, $b = k$, $\beta = k/2$, $\alpha = \log_n k^2 = 2$

Se $k = 2 \implies \beta = 1 \implies \alpha > \beta \implies \Theta(n^2)$

Se $k = 3 \implies \beta = 3/2 \implies \alpha > \beta \implies \Theta(n^2)$

Se $k = 4 \implies \beta = 2 \implies \alpha = \beta \implies \Theta(n^2 \log n)$

Risulta dunque chiaro che l'algoritmo che va scartato è quello per $k = 4$.

19.5 ASD5

Grafo etichettato

Algorithm 94 Il grafo contiene la sottosequenza LODE?

```

1 boolean checkPath(GRAPH G, char [] l, char [] A, int n)
2     foreach u ∈ G.V() do
3         if checkLabels(G, l, A, n, 1, u) then
4             return true
5
6 boolean checkLabels(GRAPH G, char [] l, char [] A, int n, int i, int u)
7     if l[u] = A[i] then
8         if i = n then
9             return true
10    foreach v ∈ G.adj(u) do
11        if checkLabels(G, l, A, n, i+1, v) then
12            return true
13    return false

```

Questo algoritmo per risolvere il problema effettua una visita a partire da ogni nodo, verificando nodo per nodo se la sequenza viene rispettata, altrimenti, interrompe la visita qualora le etichette non corrispondano. Semplicemente viene fatto passare per ogni nodo l'algoritmo *checkLabels*, il

quale in dfs controlla se il suo valore è pari al valore del vettore nella posizione passata, se si allora esso propaga l'algoritmo con la posizione successiva agli adiacenti, altrimenti non fa nulla. Qualora si arrivasse alla fine del percorso l'algoritmo ritorna true. Si noti che la complessità è superpolinomiale, in quanto è necessario seguire tutti i possibili percorsi, anche tenendo conto che il grafo è aciclico.

Griglia quadra

Soluzione con costruzione del grafo:

Algorithm 95 Griglia quadra - costruzione grafo

```

1 (GRAPH, int []) costruisciGrafo(int [][] A, int n)
2     GRAPH G = new GRAPH
3     int [] colors = new colors [1..n]
4     % inserimento nodi
5     for i = 1 to n · n do
6         G.insertNode(i)
7     % inserimento archi
8     for riga = 1 to n do
9         for colonna = 1 to n do
10             % id sequenziale del nodo
11             int idNodo = colonna + (riga - 1) · n
12             colors[idNodo] = A[riga][colonna]
13             int idAdiacente
14             if riga ≠ 1 then
15                 idAdiacente = colonna + (riga - 2) · n
16                 G.insertEdge(idNodo, idAdiacente)
17             if colonna ≠ 1 then
18                 idAdiacente = (colonna - 1) + (riga - 1) · n
19                 G.insertEdge(idNodo, idAdiacente)
20             if colonna ≠ n then
21                 idAdiacente = (colonna + 1) + (riga - 1) · n
22                 G.insertEdge(idNodo, idAdiacente)
23             if riga ≠ n then
24                 idAdiacente = colonna + riga · n
25                 G.insertEdge(idNodo, idAdiacente)
26     return (G, colors)
27
28 int distanza1_3(int [][] A, int n)
29     GRAPH G
30     int [] colors = new int [1..n·n]
31     (G, colors) = costruisciGrafo(A, n)
32     QUEUE q = new QUEUE
33     int [] distanze = new distanze [1..G.size()]
34     foreach u ∈ G.V() do
35         if colors[u] == 1 then
36             distanze[u] = 0
37             q.enqueue(u)
38     else
39         distanze[u] = +∞
40     while not q.isEmpty() do
41         NODE u = q.dequeue()
42         foreach v ∈ G.adj(u) do
43             if distanze[v] == +∞ then
44                 distanze[v] = distanze[u] + 1
45                 if colors[v] == 3 then
46                     return distanze[v]
47             else
48                 q.enqueue(v)
49     return +∞

```

La costruzione del grafo partendo dalla matrice ha un costo di $\Theta(n^2)$, e si può fare con dei semplici accorgimenti: un'assegnazione univoca di un identificatore del nodo, semplicemente un numero da 1 a n^2 e un controllo sugli indici per non selezionare un nodo non esistente.

Questo algoritmo costruisce un grafo partendo da una matrice, si occupa inoltre di inserire all'interno di un vettore *colors[i]* il valore della cella della matrice associata al nodo *i*.

Avendo questo è semplice trovare la distanza minima dalle celle di colore 1 ad una cella di colore 3, effettuando una bfs assegnando distanza 0 dei nodi con colore pari a 1 e procedendo come insegna *Erdos*. Ritorniamo la distanza della prima occorrenza di colore 3 in quanto essendo la bfs una visita per livelli, la prima occorrenza è anche la meno distante.

Soluzione con bfs direttamente sulla matrice:

Algorithm 96 Griglia quadra

```

1 int grid(int [][] M, int n)
2   int [] dr = [-1, 0, +1, 0] % Mosse possibili sulle righe
3   int [] dc = [0, -1, 0, +1] % Mosse possibili sulle colonne
4   int [] distance = new int [1...n] [1...n]
5   QUEUE Q = QUEUE
6   for r = 1 to n do
7     for c = 1 to n do
8       distance[r][c] = if (M[r][c] == 1, 0, -1)
9       if M[r][c] == 1 then
10        Q.enqueue(<r, c>)
11   while not Q.isEmpty() do
12     int, int r, c = Q.dequeue() % Riga, colonna della cella corrente
13     for i = 1 to 4 do
14       nr = r + dr[i] % Nuova riga
15       nc = c + dc[i] % Nuova colonna
16       if 1 ≤ nr ≤ n and 1 ≤ nc ≤ n and distance[nr][nc] < 0 then
17         distance[nr][nc] = distance[r][c] + 1
18         if M[nr][nc] == 3 then
19           return distance[nr][nc]
20         else
21           Q.enqueue(<nr, nc>)
```

Il principio di funzionamento è sempre lo stesso, ovvero una visita in bfs assegnando ai nodi di colore 1 la distanza 0. Il foreach della bfs viene fatto corrispondere ad un for sulle mosse possibili. Viene inoltre controllato se viene sfiorato uno dei possibili indici, se non viene sfiorato allora ci si comporta come nell'algoritmo precedente.

19.6 ASD6

Nodi a distanza d

Algorithm 97 Nodi che distano un numero di archi ≤ d

```

1 int nodiMinUgualeDistanza(GRAPH G, NODE r, int d)
2   int [] distanze = new int [1..G.size()]
3   NODE[] parents = new NODE[1..G.size()]
4   erdos(G, r, distanze, parents)
5   int nNodi = 0
6   foreach u ∈ G.V() do
7     if distanze[u] ≤ d then
8       nNodi = nNodi + 1
9   return nNodi
```

Algoritmo molto semplice, una volta trovate tutte le distanze dei nodi dalla radice grazie ad *Erdos* essa confronta le distanze con il valore d , se minore o uguale allora incrementa un contatore, che sarà ritornato alla fine dei confronti.

Albero Allopatato

Un grafo è un "albero binario allopatato" se deriva da un albero binario nel modo seguente: è presente un nodo del grafo per ogni nodo dell'albero; e presente un arco per ogni coppia (*padre,figlio*), orientato dal padre al figlio; e presente un arco da ogni foglia alla radice dell'albero binario, chiudendo così un ciclo (loop). Gli archi sono pesati da una funzione $W : E \rightarrow Z$; gli archi possono avere peso negativo, ma non esistono cicli la cui somma dei pesi sia negativa.

Algorithm 98 Albero Binario Allopatato

```

1  int dfsSearch(GRAPH G, NODE x, NODE t, NODE r)
2      if x == t then
3          return 0
4      int min =  $+\infty$ 
5      foreach y  $\in$  G.adj(x) do
6          if y  $\neq$  r then
7              int d = dfsSearch(G, y, t, r)
8              if d + w(x, y) < min then
9                  min = d + w(x, y)
10         return min
11
12 int computeDist(GRAPH G, NODE r, NODE u, NODE v)
13     d = dfsSearch(G, u, v, r)
14     if d <  $+\infty$  then
15         return d
16     else
17         return dfsSearch(G, u, r, -1) + dfsSearch(G, r, v, r)

```

Il compito di `dfsSearch` è quello di ricavare la distanza minima tra una foglia x e la foglia t con un controllo postordine. Questa procedura tornerà un numero $n < +\infty$ se l'elemento t è nel sottalbero cercato, mentre $+\infty$ se non è presente. Si noti che quando viene propagata la visita in `dfs` non viene mai fatto per la radice.

Proviamo quindi come primo approccio quello di chiamare `dfsSearch` sui nodi u e v di cui si vuole la distanza minima, se il valore ritornato dalla funzione è $+\infty$ significa che il nodo v non è un diretto discendente di u , dunque devo necessariamente passare per la radice. Detto questo, il costo effettivo della ricerca è dunque dato dalla distanza minima da u alla radice, sommato alla distanza minima dalla radice alla radice al nodo v , ovviamente anche qui non bisogna passare ancora per la radice. Osserviamo che `dfsSearch` funziona in questo caso, dato che sia u che v sono figli della radice dell'albero.

19.7 ASD7

Colorazione Alberi

Il problema prevede che ogni nodo abbia un colore differente rispetto a quelli adiacenti e quindi non bisogna lasciarsi ingannare dal fatto che vi siano a disposizione un numero di colori pari al numero di nodi presenti all'interno dell'albero. Si può anche facilmente intuire che un albero è un grafo bipartito in quanto possiamo suddividere i nodi in base a livelli pari e dispari; per questo motivo è bi-colorabile e dunque possiamo usare solamente 2 colori per poter colorare completamente l'albero e, per ottenere il costo minore, dobbiamo usare per forza i colori 1 e 2. L'ultima cosa di cui non possiamo essere certi è con che colore cominciare: visto che si tratta di un albero vorremmo che i livelli contenenti più nodi siano colorati con il colore 1 mentre quelli contenenti il numero minore

con il colore 2.

Di seguito viene proposta un'implementazione più intelligente che effettua una sola visita dell'albero salvando i nodi in 2 insiemi differenti e assegnando a quello con il numero maggiore il colore 1 mentre all'altro il colore 2; ovviamente viene eseguita una BFS utilizzando una coda.

Algorithm 99 Colorazione Alberi

```
1 int minColoring(TREE T)
2     if T == nil then
3         return 0
4     else
5         QUEUE q = new QUEUE
6         q.enqueue(T)
7         SET s1 = new SET
8         SET s2 = new SET
9         int nFigli = q.size()
10        bool first = true
11        while not q.isEmpty() do
12            TREE extracted = q.dequeue()
13            if first then
14                s1.insert(extracted)
15            else
16                s2.insert(extracted)
17            nFigli = nFigli - 1
18            if extracted.left  $\neq$  nil then
19                q.enqueue(extracted.left)
20            if extracted.right  $\neq$  nil then
21                q.enqueue(extracted.right)
22            if nFigli == 0 then
23                first = not first
24                nFigli = q.size()
25        if s1.size() > s2.size() then
26            return s1.size() + 2*s2.size()
27        else
28            return s2.size() + 2*s1.size()
```

Invece ecco l'algoritmo proposto da Montresor, sostanzialmente si prova a colorare il grafo in 2 modi (cioè in un caso colorando la radice con il colore 1 mentre nell'altro colorando la radice con il colore 2) e si tiene il risultato che costa di meno.

Algorithm 100 Colorazione Alberi (by Montresor)

```
1 int countRec(TREE T, int color)
2     if T == nil then
3         return 0
4     else
5         return color + countRec(T.left, 3 - color) + countRec(T.right, 3 - color)
6
7 int minColoring(TREE T)
8     return min(countRec(T, 1), countRec(T, 2))
```

19.8 ASD8

Il gioco del Mikado/Shangai

Algorithm 101 Posso vincere Mikado/Shangai in un unico turno?

```
1 GRAPH buildGraph(int[] X, int[] Y, int n, int m)
2     GRAPH G = new GRAPH
3     for i = 1 to n do
4         G.insertNode(i)
5     for i = 1 to m do
6         G.insertEdge(X[i], Y[i])
7     return G
8
9 boolean isShangaiSolvable(int[] X, int[] n, int m)
10    GRAPH G = buildGraph(X, Y, n, m)
11    int time = 1
12    int[] dt = new int[1..G.size()]
13    int[] ft = new int[1..G.size()]
14    foreach u ∈ G.V() do
15        dt[u] = 0
16        ft[u] = 0
17    foreach u ∈ G.V() do
18        if dt[u] == 0 and hasCycle(G, u, time, dt, ft) then
19            return false
20    return true
```

Il problema può essere visto come un problema di assenza di cicli in un grafo. Dove i numeri da 1 a n che identificano i bastoncini sono difatto dei nodi, mentre invece le relazioni identificate dal verbo "sovrasta" degli archi. È molto semplice dunque realizzare un grafo con i dati che ci vengono forniti (si noti che $X[i]$ sovrasta $Y[i]$) e verificare se esso è un *DAG*, ovvero se non presenta cicli. Per farlo possiamo semplicemente avvalerci della funzione `hasCycle` per i grafi orientati, che si trova nella sezione: 8.5 Grafo orientato aciclico(DAG): DFS.

Votazioni

Algorithm 102 Le votazioni

```
1 int[] election(GRAPH G, int[] status)
2     QUEUE qpp = new QUEUE
3     QUEUE qpe = new QUEUE
4     int[] distanzePP = new int[1..G.size()]
5     int[] distanzePE = new int[1..G.size()]
6     foreach u ∈ G.V() do
7         if status[u] == PP then
8             distanzePP[u] = 0
9             distanzePE[u] = +∞
10            qpp.enqueue(u)
11        else if status[u] == PE then
12            distanzePP[u] = +∞
13            distanzePE[u] = 0
14            qpe.enqueue(u)
15        else
16            distanzePP[u] = +∞
17            distanzePE[u] = +∞
18
19    while not qpp.isEmpty() then
20        NODE u = qpp.pop()
21        foreach v ∈ G.adj(u) do
22            if distanzePP[v] == +∞ then
```

```

23         distanzePP[v] = distanzePP[u] + 1
24         qpp.enqueue(v)
25
26     while not qpe.isEmpty() then
27     NODE u = qpe.pop()
28     foreach v ∈ G.adj(u) do
29         if distanzePE[v] == +∞ then
30             distanzePE[v] = distanzePE[u] + 1
31             qpe.enqueue(v)
32
33     int indecisi = 0
34     foreach u ∈ G.V() do
35         if distanzePP[u] == distanzePE[u] then
36             indecisi = indecisi + 1
37
38     return indecisi

```

Per risolvere questo problema sono necessarie due visite in bfs assegnando dunque le distanze minori ai nodi dai nodi facenti parte del partito PE e una visita assegnando la distanza minima dai nodi PP. La visita viene effettuata incodando i corrispettivi membri del partito nella loro appostita coda con distanza pari a 0, la distanza viene aggiornata non appena vengono scoperti (lo stesso principio di ragionamento è presente nell'algoritmo di *Erdos*). Una volta che abbiamo le distanze minime dai membri del partito PE e PP controlliamo se qualche nodo possiede la stessa dai membri dei due schieramenti, se questo avviene incrementiamo il numero degli indecisi. Ritorniamo infine gli indecisi totali.

19.9 ASD9

Foresta

Algorithm 103 Foresta con costruzione del grafo

```

1 (GRAPH, int[]) costruisciGrafo(int[][] A, int n)
2     GRAPH G = new GRAPH
3     int[] types = new int[1..n]
4     % inserimento nodi
5     for i = 1 to n · n do
6         G.insertNode(i)
7     % inserimento archi
8     for riga = 1 to n do
9         for colonna = 1 to n do
10            % id sequenziale del nodo
11            int idNodo = colonna + (riga - 1) · n
12            types[idNodo] = A[riga][colonna]
13            if A[riga][colonna] == 1 then
14                if riga ≠ 1 then
15                    if A[colonna][riga - 1] == 1 then
16                        int idAdiacente = colonna + (riga - 2) · n
17                        G.insertEdge(idNodo, idAdiacente)
18            if colonna ≠ 1 then
19                if A[colonna - 1][riga] == 1 then
20                    int idAdiacente = (colonna - 1) + (riga - 1) · n
21                    G.insertEdge(idNodo, idAdiacente)
22            if colonna ≠ n then
23                if A[colonna + 1][riga] == 1 then
24                    int idAdiacente = (colonna + 1) + (riga - 1) · n
25                    G.insertEdge(idNodo, idAdiacente)
26            if riga ≠ n then
27                if A[colonna][riga + 1] == 1 then

```

```

28         int idAdiacente = colonna + riga · n
29         G.insertEdge(idNodo, idAdiacente)
30     return (G, type)
31
32 int searchForest(int [][] A, int n)
33     int [] types = new int [1..n·n]
34     GRAPH G = new GRAPH
35     (G, types) costruisciGrafo(A, n)
36     % trovo le componenti connesse che siano foreste
37     int [] ids = new int [1..G.size()]
38     foreach u ∈ G.V() do
39         ids[u] = 0
40     int counter = 0
41     int maxSoFar = 0
42     int maxTot = 0
43     foreach u ∈ G.V() do
44         counter = counter + 1
45         ccdfs(G, counter, u, ids, types, maxTot)
46         maxTot = max(maxTot, maxSoFar)
47         maxSoFar = 0
48     return maxTot
49
50 ccdfs(GRAPH G, int counter, NODE u, int [] id, int [] types, int& maxSoFar)
51     id[u] = counter
52     if types[u] == 1 then
53         maxSoFar = maxSoFar + 1
54         foreach v ∈ G.adj(u) do
55             if id[v] == 0 then
56                 ccdfs(G, counter, v, id, types, maxSoFar)

```

L'algoritmo costruisce a partire dalla matrice una semplice grafo. Non appena il grafo è stato preparato si chiama, per tutti i nodi, la procedura in dfs chiamata *ccdfs* con una piccola modifica, essa modifica la grandezza della componente connessa per riferimento che viene opportunatamente resettata al termine della procedura; l'algoritmo inoltre non si propaga se il tipo della casella è pari a 0. Infine si tiene sempre morizzata la grandezza della componente connessa massima che verrà ritornata dalla procedura principale.

Soluzione alternativa senza la costruzione del grafo:

Algorithm 104 Foresta senza costruzione del grafo

```

1 int searchForest(int [][] A, int n)
2     maxsofar = 0
3     for i = 1 to n do
4         for j = 1 to n do
5             if A[i, j] = 1 then
6                 maxsofar = max(maxsofar, dfs(A, i, j, n))
7     return maxsofar
8
9 int dfs(int [][] A, int i, int j, int n)
10     if 1 ≤ i ≤ n and 1 ≤ j ≤ n and A[i, j] = 1 then
11         A[i, j] = 0
12         return 1 + dfs(A, i - 1, j, n) + dfs(A, i, j - 1, n) + dfs(A, i +
13         1, j, n) + dfs(A, i, j + 1, n)
14     else
15         return 0

```

Lo scopo di questo algoritmo è analogo al precedente, in questo caso, come nel precedente si chiama sui nodi foresta la procedura in dfs.

La procedura torna un valore diverso da 0 se la cella tornata è in una posizione valida ed ovviamente è di tipo foresta.

Ogni nodo viene settato visitato modificando direttamente la matrice, in particolare viene settato il campo stesso a 0 e viene fatta una chiamata ricorsiva su tutte e quattro le direzioni consentite. Ovviamente la procedura finale ritornerà la dimensione della foresta connessa più grande.

Nodi che raggiungo ovunque

Algorithm 105 Nodi che raggiungo ovunque

```
1 int nodiRaggiunti(GRAPH G, NODE r)
2     boolean [] visited = new boolean [1..G.size()]
3     QUEUE q = new QUEUE()
4     foreach u ∈ G.V() − {r} do
5         visited[u] = false
6         visited[r] = true
7     int nodiVisitati = 1
8     q.enqueue(r)
9     while not q.isEmpty() do
10        NODE u = q.dequeue()
11        foreach v ∈ G.adj(u) do
12            if not visited[v] then
13                nodiVisitati = nodiVisitati + 1
14                visited[v] = true
15                q.enqueue(v)
16        return nodiVisitati
17
18 int nodiOnniscenti(GRAPH G)
19     int countNodi = 0
20     foreach u ∈ G.V() do
21         if nodiRaggiunti(G, u) == G.size() then
22             countNodi = countNodi + 1
23     return countNodi
```

Il principio di base è quello di lanciare una visita in bfs per ogni nodo che compone il grafo e controllare se tutti i nodi sono stati visti; se questo accade allora il numero di nodi visti sarà pari al numero di nodi totali, incrementando dunque il contatore dei nodi che raggiungono ovunque. L'algoritmo termina ritornando il numero di nodi che raggiungono ovunque.

19.10 ASD10

Prima Occorrenza

Visto che il vettore di interi che viene passato è ordinato possiamo utilizzare la ricerca binaria in modo da trovare in complessità logaritmica la prima occorrenza di un numero v . Di seguito viene proposta un'implementazione definita poco elegante ma che ci è venuta subito in mente: l'idea è quella di continuare la ricerca dicotomica nella parte sinistra dell'array quando si trova l'elemento cercato (con l'accortezza di includere all'interno di questo array anche l'elemento appena analizzato - nel caso in cui fosse effettivamente la prima occorrenza) e restituire l'indice soltanto quando si analizza uno e un solo elemento.

Algorithm 106 Prima Occorrenza

```
1 int binaryFirst(int [] A, int start, int end, int v)
2     if start == end then
3         return start
4     else
```

```

5      int m = (start + end)/2
6      if A[m] == v then
7          return binaryFirst(A, start, m, v)
8      else if A[m] < v then
9          return binaryFirst(A, m+1, end, v)
10     else
11         return binaryFirst(A, start, m-1, v)
12
13 int first(int[] A, int n, int v)
14     return binaryFirst(A, 1, n, v)

```

Nella soluzione seguente Montresor decide semplicemente di unificare i casi in un unico if else con la condizione del \leq

Algorithm 107 Prima Occorrenza (by Montresor)

```

1 int firstRec(int[] A, int i, int j, int v)
2     if i == j then
3         return i
4     else
5         int m = (i + j)/2
6         if A[m] ≤ v then
7             return binaryFirst(A, i, m, v)
8         else
9             return binaryFirst(A, j, m+1, v)
10
11 int first(int[] A, int n, int v)
12     return binaryFirst(A, 1, n, v)

```

19.11 ASD11

Valore unico

Dato un vettore ordinato di interi in cui gli elementi compaiono esattamente due volte tranne un elemento, trovare e restituire tale elemento che compare solo una volta. La soluzione più efficiente si basa su una ricerca binaria modificata. Usiamo indici tra 1 e n per il vettore. Se consideriamo l'elemento a metà del vettore, il suo indice sarà pari o dispari. Se tale indice è dispari e se il suo l'elemento successivo è uguale, vuol dire che tutti gli elementi prima sono presenti a coppie e quindi cerchiamo solo nella metà successiva al mediano, altrimenti sappiamo che tutti gli elementi dopo sono coppie e dobbiamo cerca negli elementi precedenti. Il ragionamento è lo stesso per il caso di indice dell'elemento a metà pari e il test dell'elemento precedente.

Algorithm 108 Valore unico

```

1 int singleRec(ITEM[] A, int i, int j)
2     if i = j then
3         return A[i]
4     int m = floor((i + j)/2)
5     if m mod 2 = 1 then
6         if A[m] = A[m + 1] then
7             return singleRec(A, m+2, j)
8         else
9             return singleRec(A, i, m)
10    else
11        if A[m - 1] = A[m] then
12            return singleRec(A, m+1, j)
13        else
14            return singleRec(A, i, m - 1)
15

```

```
16 //funzione wrapper
17 int single(ITEM[] A, int n)
18     return singleRec(A, 1, n)
```

Il costo di tale soluzione è $\mathcal{O}(\log n)$.

Zero

Dato un vettore contenente n interi ($n \geq 3$) e tale per cui: il primo elemento è minore di 0, l'ultimo elemento è maggiore di 0 e per ogni indice \leq di 2 vale $|V[i-1] - V[i]| \leq 1$, trovare l'indice dell'elemento 0 (se esiste). La soluzione è basata su un algoritmo divide-et-impera. Possiamo notare che l'elemento 0 sarà sempre presente all'interno del vettore per via delle condizioni poste all'inizio. Per risolvere il problema, l'algoritmo divide a metà il problema trovando indice dell'elemento m a metà dell'array. Se l'elemento a tale indice è uguale a 0, abbiamo finito, altrimenti se l'elemento è più piccolo di 0 dobbiamo cercare ricorsivamente nella metà destra dell'array oppure se è maggiore dobbiamo ricercare nella metà sinistra. Il caso base considera un vettore di 3 elementi: -1, 0 e 1.

Algorithm 109 Zero

```
1 int zerorec(ITEM[] A, int i, int j)
2     int m = floor((i + j)/2)
3     if A[m] = 0 then
4         return m
5     else if (A[m] > 0)
6         return zerorec(A, i, m)
7     else
8         return zerorec(A, m, j)
9
10 int zero(ITEM[] A, int n)
11     return zerorec(A, 1, n)
```

20 Esami anni passati

20.1 Esame 07/02/2019

Esercizio A1 Trovare un limite superiore, il più stretto possibile per la seguente equazione di ricorrenza:

$$T(n) = \begin{cases} T(\lfloor n/2 \rfloor) + T(\lfloor n/4 \rfloor) + T(\lfloor n/8 \rfloor) + 2T(\lfloor n/16 \rfloor) + 1 & n > 16 \\ 1 & n \leq 16 \end{cases}$$

Soluzione A1 Non possiamo applicare il master theorem quindi proviamo a risolvere il problema per tentativi. Proviamo con il metodo di sostituzione a verificare e vale $T(n) = \mathcal{O}(n)$. Dimostriamo per induzione.

- Ipotesi induttiva: $T(k) \leq ck$, per $k < n$
- Passo induttivo:

$$\begin{aligned} T(n) &= T(\lfloor n/2 \rfloor) + T(\lfloor n/4 \rfloor) + T(\lfloor n/8 \rfloor) + 2T(\lfloor n/16 \rfloor) + 1 \\ &\leq c\lfloor n/2 \rfloor + c\lfloor n/4 \rfloor + c\lfloor n/8 \rfloor + 2c\lfloor n/16 \rfloor + 1 \\ &\leq \frac{1}{2}cn + \frac{1}{4}cn + \frac{1}{8}cn + \frac{1}{8}cn + 1 \\ &= cn + 1 \leq cn \end{aligned}$$

L'ultima disequazione è falsa per un termine di ordine inferiore.

Proviamo a dimostrare che

$$\exists b > 0, \exists c > 0, \exists m \geq 0, : T(n) \leq cn - b, \forall n \geq m$$

- Ipotesi induttiva: $T(k) \leq ck - b$, per $k < n$
- Passo induttivo:

$$\begin{aligned} T(n) &= T(\lfloor n/2 \rfloor) + T(\lfloor n/4 \rfloor) + T(\lfloor n/8 \rfloor) + 2T(\lfloor n/16 \rfloor) + 1 \\ &\leq c\lfloor n/2 \rfloor - b + c\lfloor n/4 \rfloor - b + c\lfloor n/8 \rfloor - b + 2(c\lfloor n/16 \rfloor - b) + 1 \\ &\leq \frac{1}{2}cn - b + \frac{1}{4}cn - b + \frac{1}{8}cn - b + \frac{2}{16}cn - 2b + 1 \\ &= cn - 5b + 1 \leq cn - b \end{aligned}$$

L'ultima disequazione è vera per ogni c e per $b \geq \frac{1}{4}$.

- Caso base: $T(n)=1 \leq cn-b$, per tutti i valori di n compresi tra 1 e 16, ovvero:

$$c \geq \frac{b+1}{n}, \forall n : 1 \leq n \leq 16$$

I valori $\frac{b+1}{n}$ sono minori o uguali di $5/4$ (per $T(1)$ vale $5/4$), per $1 \leq n \leq 16$; quindi tutte queste disequazioni sono soddisfatte da $c \geq 5/4$.

Abbiamo quindi dimostrato che $T(n) = \mathcal{O}(n)$, con $m=1$ e $c \geq 5/4$.

20.2 Esercizi vari

Algorithm 110 Esercizi da schedare

```
1 int longestIncreasing (GRAPH G)
2     int [] longest = new int [1...G.size()]
3     for u = 1 to G.n do
4         longest[u] = - 1
5     for u = 1 to G.n do
6         if longest[u] < 0 then
7             longIncreasingRec(G, u, longest)
8     return max(longest)
9
10 longestIncreasingRec (GRAPH G, NODE u, int [] longest)
11     longest[u] = 0
12     foreach v ∈ G.adj(u) do
13         if longest[v] < 0 then
14             longIncreasingRec(G, v, longest)
15         if u.p < v.p and longest[u] < longest[v] + 1 then
16             longest[u] = longest[v] + 1
17
18 int ceil(int [] A, int inizio , int n, int v)
19     if inizio == fine then
20         if A[inizio] < v then
21             return A[inizio]
22     else
23         return -1
24     int meta = (inizio + fine)/2
25     if A[meta] <= v then
26         return ceil(A, meta + 1, fine , v)
27     else
28         return ceil(A, inizio , meta, v)
29
30 boolean four(int [] A, int n, int k)
31     SET S = SET
32     for i = 1 to n do
33         S.insert(A[i])
34     for i = 1 to n do
35         for j = i to n do
36             for h = j to n do
37                 if S.contains(k - A[i] - A[j] - A[h]) then
38                     return true
39     return false
40
41
42 int costLenRec(int [][] M, int n, int r, int c, SET terra , SET mare)
43     if M[r][c] > 0 and not terra.contains(<r, c>) then
44         terra.insert(<r, c>)
45     return 1
46     if M[r][c] < 0 and not contains(<r, c>) then
47         mare.insert(<r, c>)
48     int costo = 0
49     if r ≠ 1 then
50         costo = costo + costLenRec(M, int n, r - 1, c, terra , mare)
51     if r ≠ n then
52         costo = costo + costLenRec(M, int n, r + 1, c, terra , mare)
53     if c ≠ 1 then
54         costo = costo + costLenRec(M, int n, r, c - 1, terra , mare)
55     if c ≠ n then
56         costo = costo + costLenRec(M, int n, r1, c + 1, terra , mare)
```

```

57         return costo
58         return 0
59
60 int coastLen(int [][] M, int n, int r, int c)
61     SET terra = new SET
62     SET mare = new SET
63     return coastLenRec(M, n, r, c, terra, mare)
64
65 % sottomatrice dimensione massima
66
67 int shifting(int [] A, int inizio, int fine)
68     if inizio == fine then
69         return inizio
70     else
71         int meta = (inizio + fine)/2
72         if A[meta] < A[n] then
73             return shifting(A, inizio, meta)
74         else
75             return shifting(A, meta + 1, fine)
76
77 int nShift(int [] A, int n)
78     return shifting(A, 1, n) - 1

```
