

DOMANDE CORSO ALGORITMI E STRUTTURE DATI, PROF. MANIEZZO

1. Con dimensione n di un problema ci riferiamo
 - ☐ alla lunghezza dell'algoritmo che lo risolve
 - ☐ al numero di istruzioni del programma che lo risolve
 - ☒ alla dimensione dell'input dell'istanza in considerazione
 - ☐ al numero di cicli nell'algoritmo che lo risolve
 - ☐ alla dimensione delle strutture dati utilizzate per risolverlo
2. L'analisi asintotica serve per ottenere una stima del tempo di esecuzione
 - ☐ per input molto grandi, considerando i dettagli implementativi
 - ☐ per ogni input, considerando i dettagli implementativi
 - ☒ per input molto grandi, astraendo i dettagli
 - ☐ per input molto piccoli, astraendo i dettagli
 - ☐ per input molto piccoli, considerando i dettagli implementativi
3. Supponiamo che $f(n)$ sia $O(g(n))$. Allora
 - ☐ $g(n)$ non è $O(f(n))$
 - ☐ $g(n)$ è $O(f(n))$
 - ☒ $g(n)$ può essere $O(f(n))$
 - ☐ $g(n)$ può essere $o(f(n))$
 - ☒ $g(n)$ può essere $\Omega(f(n))$
4. Supponiamo che $f(n)$ sia $o(g(n))$. Allora
 - ☒ $g(n)$ non è $O(f(n))$
 - ☐ $g(n)$ è $O(f(n))$
 - ☐ $g(n)$ può essere $O(f(n))$
 - ☐ $g(n)$ può essere $o(f(n))$
 - ☒ $g(n)$ può essere $\Omega(f(n))$
5. Supponiamo che $f(n)$ sia $\Theta(g(n))$. Allora
 - ☐ $g(n)$ non è $O(f(n))$
 - ☒ $g(n)$ è $O(f(n))$
 - ☐ $g(n)$ può essere $O(f(n))$
 - ☐ $g(n)$ è $o(f(n))$
 - ☒ $g(n)$ è $\Omega(f(n))$
6. La notazione O-grande si usa
 - ☐ nella valutazione del costo computazionale di un algoritmo nel caso ottimo
 - ☐ nella valutazione del costo computazionale di un algoritmo nel caso medio
 - ☒ nella valutazione del costo computazionale di un algoritmo nel caso pessimo
 - ☐ per determinare limiti inferiori di complessità di problemi computazionali

7. La notazione Ω -grande si usa
- ☒ nella valutazione del costo computazionale di un algoritmo nel caso ottimo
 - ☐ nella valutazione del costo computazionale di un algoritmo nel caso medio
 - ☐ nella valutazione del costo computazionale di un algoritmo nel caso pessimo
 - ☒ per determinare limiti inferiori di complessità di problemi computazionali
8. $0.2 n \log n + 200n + n^{1/2}$ è
- ☐ $O(n)$
 - ☐ $O(n^2)$
 - ☒ $O(n \log n)$
 - ☒ $o(n^2)$
 - ☐ $o(n)$
9. $n^2 + n/3 + n \log n$ è
- ☐ $O(n)$
 - ☒ $O(n^2)$
 - ☐ $O(n \log n)$
 - ☐ $o(n^2)$
 - ☐ $o(n)$
10. $n(n-1)/2$ è
- ☐ $O(n)$
 - ☒ $O(n^2)$
 - ☐ $O(n \log(n))$
 - ☒ $o(n^3)$
 - ☐ $o(n)$
11. $20 \log n + 36 n^2 \log(n)$ è
- ☐ $O(n)$
 - ☒ $\Omega(n^2)$
 - ☐ $O(n \log(n))$
 - ☐ $o(n^2)$
 - ☐ $o(n)$
12. $20n + 36 n \log(n)$ è
- ☒ $\Omega(n)$
 - ☐ $\Omega(n^2)$
 - ☐ $\Omega(n \log(n))$
 - ☐ $\Theta(n^2)$
 - ☐ $\Theta(n)$

13. $n^2 + n/3 + n \log(n)$ è

- ☒ $\Omega(n)$
- ☐ $\Omega(n^2)$
- ☒ $\Omega(n \log(n))$
- ☐ $\Theta(n^2)$
- ☐ $\Theta(n)$

$$n^2 + n/3 + n \log(n) \geq c_1 n \log n$$
$$\frac{n}{\log n} + \frac{1}{3 \log n} + 1 \geq c_1$$

14. $n(n-1)/2$ è

- ☒ $\Omega(n)$
- ☒ $\Omega(n^2)$
- ☐ $\Omega(n^2 \log(n))$
- ☒ $\Theta(n^2)$
- ☐ $\Theta(n)$

15. $20 \log(n) + 36 n^2 \log(n)$ è

- ☐ $\Omega(n)$
- ☐ $\Omega(n^2)$
- ☒ $\Omega(n^2 \log(n))$
- ☐ $\Theta(n^2)$
- ☐ $\Theta(n)$

16. Se il limite per n che va all'infinito di $f(n)/g(n) = 0$ possiamo dire che

- ☐ $f(n)$ è $O(g(n))$
- ☒ $f(n)$ è $o(g(n))$
- ☐ $f(n)$ è $\Omega(g(n))$
- ☐ $g(n)$ è $\Omega(f(n))$
- ☐ $g(n)$ è $O(f(n))$
- ☐ niente

17. Se $f(n)$ è $O(g(n))$ allora possiamo dire che

- ☐ il limite per n che va all'infinito di $f(n)/g(n) = 0$
- ☐ il limite per n che va all'infinito di $f(n)/g(n) =$ costante maggiore di 0
- ☐ niente
- ☐ il limite per n che va all'infinito di $f(n)/g(n)$ è più infinito
- ☒ il limite per n che va all'infinito di $f(n)/g(n)$ è finito
- ☐ il limite per n che va all'infinito di $f(n)/g(n)$ non esiste

18. Se $f(n)$ è $\Theta(g(n))$ allora possiamo dire che

- ☐ il limite per n che va all'infinito di $f(n)/g(n) = 0$
- ☒ il limite per n che va all'infinito di $f(n)/g(n) =$ costante maggiore di 0
- ☐ niente
- ☐ il limite per n che va all'infinito di $f(n)/g(n)$ è più infinito
- ☐ il limite per n che va all'infinito di $f(n)/g(n)$ è finito
- ☐ il limite per n che va all'infinito di $f(n)/g(n)$ non esiste

19. Se $f(n)$ è $o(g(n))$ allora possiamo dire che
- ☒ il limite per n che va all'infinito di $f(n)/g(n) = 0$
 - ☐ il limite per n che va all'infinito di $f(n)/g(n) = \text{costante maggiore di } 0$
 - ☐ niente
 - ☐ il limite per n che va all'infinito di $f(n)/g(n)$ è più infinito
 - ☐ il limite per n che va all'infinito di $f(n)/g(n)$ è finito
 - ☐ il limite per n che va all'infinito di $f(n)/g(n)$ non esiste
20. Insertion-sort nel caso medio ha un costo computazionale
- ☐ $O(n)$
 - ☒ $O(n^2)$
 - ☐ $O(n \log(n))$
 - ☐ $o(n^2)$
21. Insertion-sort nel caso medio ha un costo computazionale
- ☐ $O(n)$
 - ☒ $O(n^2)$
 - ☐ $O(n \log(n))$
 - ☐ $o(n^2)$
22. Insertion-sort nel caso ottimo ha un costo computazionale
- ☐ $O(\log(n))$
 - ☐ $O(n^2)$
 - ☐ $o(n)$
 - ☒ $o(n^2)$
23. Per definire una struttura dati astratta dobbiamo
- ☒ definire i dati e le operazioni su di essi
 - ☐ descrivere le strutture dati che contengono i dati
 - ☐ descrivere l'implementazione delle operazioni sui dati
24. Quali delle seguenti sono strutture dati astratte?
- ☒ un insieme di interi con l'operazione "estrai il massimo"
 - ☐ un vettore di n numeri con l'operazione "estrai il massimo"
 - ☐ un vettore ordinato di n numeri con l'operazione "estrai il massimo"
 - ☐ un heap con l'operazione "estrai il massimo"
25. Nel progettare una struttura dati "buona" si cerca di
- ☐ minimizzare le risorse usate (tempo, spazio di memoria, ecc.) in funzione delle risorse disponibili mediamente negli elaboratori in commercio al momento
 - ☐ minimizzare le risorse usate (tempo, spazio di memoria, ecc.) in funzione delle risorse che si prevede saranno disponibili negli elaboratori entro qualche anno
 - ☐ massimizzare le risorse usate (tempo, spazio di memoria, ecc.) in funzione delle risorse disponibili mediamente negli elaboratori attuali
 - ☒ minimizzare le risorse usate (tempo, spazio di memoria, ecc.) in funzione della dimensione dell'istanza del problema che vogliamo risolvere

26. L'approccio divide et impera ha il seguente costo computazionale:
- ☐ sempre polinomiale
 - ☐ sempre esponenziale
 - ☒ dipende dal problema
 - ☐ non si può dire in anticipo
27. Merge-sort ordina un vettore $A[1, \dots, n]$
- ☒ ordinando ricorsivamente i sottovettori $A[1, q]$, $A[q+1, n]$, dove q è circa $n/2$, e costruendo un nuovo vettore ordinato dato dalla loro unione
 - ☐ selezionando ad ogni ciclo l'elemento minimo della porzione di vettore non ancora ordinata $A[j, \dots, n]$ per metterlo nella posizione j
 - ☐ selezionando ad ogni ciclo l'elemento massimo della porzione di vettore non ancora ordinata $A[1, \dots, i]$ per metterlo nella posizione i
 - ☐ mantenendo un heap nella prima parte $A[1, \dots, i]$ del vettore, scambiando ad ogni ciclo la radice dello heap con l'elemento in posizione i
 - ☐ ordinando ricorsivamente i sottovettori $A[1, q]$, $A[q+1, n]$ ottenendo il vettore ordinato alla fine del processo
28. Heap-sort ordina un vettore $A[1, \dots, n]$
- ☐ ordinando ricorsivamente i sottovettori $A[1, q]$, $A[q+1, n]$, dove q è circa $n/2$, e costruendo un nuovo vettore ordinato dato dalla loro unione
 - ☐ selezionando ad ogni ciclo l'elemento minimo della porzione di vettore non ancora ordinata $A[j, \dots, n]$ per metterlo nella posizione j
 - ☐ selezionando ad ogni ciclo l'elemento massimo della porzione di vettore non ancora ordinata $A[1, \dots, i]$ per metterlo nella posizione i
 - ☒ mantenendo un heap nella prima parte $A[1, \dots, i]$ del vettore, scambiando ad ogni ciclo la radice dello heap con l'elemento in posizione i
 - ☐ ordinando ricorsivamente i sottovettori $A[1, q]$, $A[q+1, n]$, dove q dipende dall'implementazione, ottenendo il vettore ordinato alla fine del processo
29. Quick-sort ordina un vettore $A[1, \dots, n]$
- ☐ ordinando ricorsivamente i sottovettori $A[1, q]$, $A[q+1, n]$, dove q è circa $n/2$, e costruendo un nuovo vettore ordinato dato dalla loro unione
 - ☐ selezionando ad ogni ciclo l'elemento minimo della porzione di vettore non ancora ordinata $A[j, \dots, n]$ per metterlo nella posizione j
 - ☐ selezionando ad ogni ciclo l'elemento massimo della porzione di vettore non ancora ordinata $A[1, \dots, i]$ per metterlo nella posizione i
 - ☐ mantenendo un heap nella prima parte $A[1, \dots, i]$ del vettore, scambiando ad ogni ciclo la radice dello heap con l'elemento in posizione i
 - ☒ ordinando ricorsivamente i sottovettori $A[1, q]$, $A[q+1, n]$, dove q dipende dall'implementazione ottenendo il vettore ordinato alla fine del processo

30. Insertion-sort ordina un vettore $A[1, \dots, n]$
- ☐ ordinando ricorsivamente i sottovettori $A[1, q]$, $A[q+1, n]$, dove q è circa $n/2$, e costruendo un nuovo vettore ordinato dato dalla loro unione
 - ☐ selezionando ad ogni ciclo l'elemento minimo della porzione di vettore non ancora ordinata $A[j, \dots, n]$ per metterlo nella posizione j
 - ☐ selezionando ad ogni ciclo l'elemento massimo della porzione di vettore non ancora ordinata $A[1, \dots, i]$ per metterlo nella posizione i
 - ☐ mantenendo un heap nella prima parte $A[1, \dots, i]$ del vettore, scambiando ad ogni ciclo la radice dello heap con l'elemento in posizione i
 - ☒ mantenendo un vettore ordinato $A[1, \dots, j-1]$ nel quale ad ogni ciclo viene aggiunto l'elemento j -esimo del vettore
31. Merge-sort (nella versione dei lucidi presentati a lezione) è un algoritmo
- ☒ stabile
 - ☐ non stabile
32. Heap-sort (nella versione dei lucidi presentati a lezione) è un algoritmo
- ☐ stabile
 - ☒ non stabile
33. Quick-sort (nella versione dei lucidi presentati a lezione) è un algoritmo
- ☐ stabile
 - ☒ non stabile
34. Insertion-sort (nella versione dei lucidi presentati a lezione) è un algoritmo
- ☒ stabile
 - ☐ non stabile
35. Merge-sort (nella versione dei lucidi presentati a lezione) è un algoritmo
- ☐ in place
 - ☒ non in place
 - ☐ dipende dall'implementazione
36. Heap-sort (nella versione dei lucidi presentati a lezione) è un algoritmo
- ☒ in place
 - ☐ non in place
 - ☐ dipende dall'implementazione
37. Quick sort (nella versione dei lucidi presentati a lezione) è un algoritmo
- ☒ in place
 - ☐ non in place
 - ☐ dipende dall'implementazione
38. Insertion-sort (nella versione dei lucidi presentati a lezione) è un algoritmo
- ☒ in place
 - ☐ non in place
 - ☐ dipende dall'implementazione

39. Merge-sort nel caso pessimo ha costo computazionale

- ☒ $O(n \log(n))$
- ☐ $O(n^2)$
- ☒ $o(n^2)$
- ☐ $o(n \log(n))$
- ☒ $o(n^3)$

40. Quick-sort nel caso pessimo ha costo computazionale

- ☐ $O(n \log(n))$
- ☒ $O(n^2)$
- ☐ $o(n^2)$
- ☐ $o(n \log(n))$
- ☒ $o(n^3)$

41. Heap-sort nel caso pessimo ha costo computazionale

- ☒ $O(n \log(n))$
- ☐ $O(n^2)$
- ☒ $o(n^2)$
- ☐ $o(n \log(n))$
- ☒ $o(n^3)$

42. Il principio di induzione dice che una affermazione è vera

- ☐ per ogni $n \geq 0$ se e vera per ogni $n \leq k$ con k molto grande
- ☒ per ogni $n \geq 0$ se e vera per 0 e affermazione($n-1$) implica affermazione(n)
- ☐ per ogni n_0
- ☐ per ogni $n \geq 0$ se e vera per $n \leq k$ e affermazione(n) implica affermazione($n+1$) per ogni $n > k$

43. Il problema di ordinare n numeri (per input generali) ha una complessità computazionale

- ☐ $\Theta(n \log(n))$
- ☐ $o(n^2)$
- ☐ $O(n \log(n))$
- ☐ $\Theta(n^3)$
- ☒ $\Omega(n \log(n))$

44. $T(n) = T(n/2) + 1$ ha soluzione

- ☐ $T(n) = \Theta(n^2)$
- ☐ $T(n) = \Theta(n \log(n))$
- ☐ $T(n) = \Theta(n)$
- ☒ $T(n) = \Theta(\log(n))$

45. $T(n) = 2T(n/2) + n$ ha soluzione

- ☐ $T(n) = \Theta(n^3/2)$
- ☒ $T(n) = \Theta(n \log(n))$
- ☐ $T(n) = \Theta(n)$
- ☐ $T(n) = \Theta(\log(n))$

46. Ricercare un numero in un vettore ha complessità computazionale
- ☐ $\Theta(n \log(n))$
 - ☐ $\Theta(n^2)$
 - ☒ $O(n^2)$
 - ☐ $O(n \log(n))$
 - ☒ $\Theta(n)$
47. Ricercare un numero in un vettore ordinato ha complessità computazionale
- ☒ $\Theta(\log(n))$
 - ☐ $\Theta(n^2)$
 - ☒ $O(n^2)$
 - ☐ $O(n \log(n))$
 - ☐ $\Theta(n)$
48. Dato un vettore di n elementi nel quale si devono fare k ricerche, con $k < \log n$
- ☒ conviene fare le ricerche senza ordinare il vettore
 - ☐ conviene ordinare il vettore prima di fare le ricerche
 - ☐ conviene ordinare il vettore dopo aver fatto le ricerche
49. Dato un vettore non ordinato di n elementi nel quale si devono fare k ricerche
- ☐ conviene sempre ordinare il vettore prima di fare la ricerca
 - ☐ se $k > n$ conviene fare le ricerche senza ordinare il vettore
 - ☐ se $k = n$ conviene ordinare il vettore dopo aver fatto le ricerche
 - ☒ se $k > n$ conviene ordinare il vettore prima di fare le ricerche
 - ☐ non conviene mai ordinare il vettore
50. Che costo computazionale ha ricercare il massimo in una priority queue?
- ☐ $\Theta(n)$
 - ☐ $\Theta(1)$
 - ☐ $\Theta(\log(n))$
 - ☒ Dipende dalla implementazione
51. Che costo computazionale ha **ricercare il massimo** in una priority queue implementata **con un vettore non ordinato?**
- ☒ $\Theta(n)$
 - ☐ $\Theta(1)$
 - ☐ $\Theta(\log(n))$
52. Che costo computazionale ha ricercare il massimo in una priority queue implementata con **un vettore ordinato?**
- ☐ $\Theta(n)$
 - ☒ $\Theta(1)$
 - ☐ $\Theta(\log(n))$

53. Che costo computazionale ha ricercare il massimo in una priority queue implementata con un heap?
- ☐ $\Theta(n)$
 - ☒ $\Theta(1)$
 - ☐ $\Theta(\log(n))$
54. Che costo computazionale ha estrarre il massimo in una priority queue implementata con un vettore non ordinato?
- ☒ $\Theta(n)$
 - ☐ $\Theta(1)$
 - ☐ $\Theta(\log(n))$
55. Che costo computazionale ha estrarre il massimo in una priority queue implementata con un vettore ordinato?
- ☐ $\Theta(n)$
 - ☒ $\Theta(1)$
 - ☐ $\Theta(\log(n))$
56. Che costo computazionale ha estrarre il massimo in una priority queue implementata con un heap?
- ☐ $\Theta(n)$
 - ☐ $\Theta(1)$
 - ☒ $\Theta(\log(n))$
57. Che costo computazionale ha inserire un elemento in una priority queue implementata con un vettore non ordinato?
- ☐ $\Theta(n)$
 - ☒ $\Theta(1)$
 - ☐ $\Theta(\log(n))$
58. Che costo computazionale ha inserire un elemento in una priority queue implementata con un vettore ordinato?
- ☐ $\Theta(n)$
 - ☐ $\Theta(1)$
 - ☒ $\Theta(\log(n))$
59. Che costo computazionale ha inserire un elemento in una priority queue implementata con un heap?
- ☐ $\Theta(n)$
 - ☐ $\Theta(1)$
 - ☒ $\Theta(\log(n))$
60. Che costo computazionale ha la procedura Build-heap?
- ☐ $\Theta(n)$
 - ☐ $\Theta(1)$
 - ☒ $\Theta(n \log n)$
 - ☐ Altro
 - ☐ $\Theta(n^2)$

61. Che costo computazionale ha la procedura Heapify?
- ☐ $\Theta(n)$
 - ☐ $\Theta(1)$
 - ☐ $\Theta(n \log(n))$
 - ☐ $\Theta(n^2)$
 - ☒ Altro
62. Che costo computazionale ha la procedura Partition usata da Quick-sort?
- ☒ $\Theta(n)$
 - ☐ $\Theta(1)$
 - ☐ $\Theta(n \log(n))$
 - ☐ $\Theta(n^2)$
 - ☐ Altro
63. Che costo computazionale ha Quick-sort nel caso medio?
- ☐ $\Theta(n)$
 - ☐ $\Theta(1)$
 - ☒ $\Theta(n \log(n))$
 - ☐ $\Theta(n^2)$
 - ☐ Altro
64. E possibile ordinare n numeri in tempo $o(n \log(n))$?
- ☒ Dipende dalle proprietà dell'input
 - ☒ Per input generali no
 - ☐ si, sempre
 - ☐ si, ma nel caso medio
65. Per algoritmi comparison sort esiste un limite inferiore di complessità (caso pessimo, input generali) pari a
- ☐ $\Omega(n)$
 - ☐ $\Omega(1)$
 - ☒ $\Omega(n \log(n))$
 - ☐ $\Omega(n^2)$
66. Quali dei seguenti metodi permettono di risolvere equazioni ricorsive?
- ☐ Albero di sostituzione
 - ☒ Albero di ricorsione
 - ☒ Master method
 - ☐ Metodo di intersezione
 - ☒ Metodo di sostituzione
67. Cosa è una priority queue?
- ☒ Una struttura dati astratta
 - ☐ Una struttura dati concreta
 - ☐ Un grafo
 - ☐ Un albero

68. Quali operazioni possono essere eseguite in una priority queue ?
- ☒ Estrazione massimo
 - ☒ Inserimento
 - ☐ Ordinamento
69. Un albero con n nodi é definito come
- ☒ un grafo aciclico con $n-1$ archi
 - ☒ un grafo aciclico connesso con $n-1$ archi
 - ☒ un grafo connesso con $n-1$ archi
 - ☐ un grafo connesso ciclico
70. La radice di un albero e quel nodo che
- ☐ non ha figli
 - ☒ non ha padre
 - ☐ ha più figli di tutti gli altri nodi
 - ☐ ha più fratelli di tutti gli altri nodi
71. Una foglia di un albero e un nodo che
- ☒ non ha figli
 - ☐ non ha padre
 - ☐ ha più figli di tutti gli altri nodi
 - ☐ ha più fratelli di tutti gli altri nodi
72. L'altezza $h(a)$ di un nodo a è data
- ☐ dal numero di figli del nodo a
 - ☐ dalla distanza tra il nodo a e la radice
 - ☒ dalla distanza massima tra il nodo a ed una foglia
 - ☐ nessuna delle precedenti
73. Un albero si dice binario quando
- ☐ non ha più di due nodi
 - ☒ ogni nodo non ha più di due figli
 - ☐ l'altezza dell'albero e sempre multipla di due
 - ☐ il numero di nodi dell'albero e potenza di due
74. Un heap può essere definito come
- ☐ un albero completo
 - ☐ un albero binario completo
 - ☐ un albero binario in cui il numero di nodi non super mai il numero di archi
 - ☒ nessuna delle precedenti
75. In un heap la relazione tra nodi figli dello stesso padre e
- ☐ il figlio sinistro contiene una chiave minore delle chiave del figlio destro
 - ☐ il figlio destro contiene una chiave minore delle chiave del figlio sinistro
 - ☒ nessuna relazione
 - ☐ il figlio destro contiene una chiave uguale alla chiave del figlio sinistro

76. Il costo computazionale della procedura Heapify è
- ☐ $\Theta(n)$
 - ☐ $\Theta(1)$
 - ☒ $\Theta(\log(n))$
 - ☐ nessuna delle precedenti
77. Il costo computazionale per estrarre il massimo in una priority queue implementata con un heap è
- ☐ $O(n)$
 - ☐ $O(1)$
 - ☒ $O(\log(n))$
 - ☐ $\Theta(n)$
78. Il costo computazionale per inserire un elemento in una priority queue implementata con un heap è
- ☐ $O(n)$
 - ☐ $O(1)$
 - ☒ $O(\log(n))$
 - ☐ $\Theta(n)$
79. Cosa è un algoritmo comparison sort?
- ☐ un algoritmo per ordinare in tempo lineare
 - ☒ un algoritmo per ordinare che confronta i numeri tra di loro
 - ☒ un algoritmo per ordinare il cui output dipende solo dall'esito di confronti tra numeri
80. Un algoritmo di ordinamento si dice stabile se
- ☐ funziona sempre anche quando ci sono malfunzionamenti hardware
 - ☒ produce un output in cui se due elementi uguali dell'input erano in un certo ordine vi rimangono
 - ☐ funziona senza usare memoria aggiuntiva oltre a quella usata per memorizzare l'input
 - ☐ funziona senza usare memoria aggiuntiva oltre a quella usata per memorizzare l'input e l'output
81. Un algoritmo di ordinamento ordina in place se
- ☐ funziona sempre anche quando ci sono malfunzionamenti hardware
 - ☐ produce un output in cui se due elementi uguali dell'input erano in un certo ordine vi rimangono
 - ☒ funziona senza usare memoria aggiuntiva oltre a quella usata per memorizzare l'input
 - ☐ funziona senza usare memoria aggiuntiva oltre a quella usata per memorizzare l'input e l'output
82. Quali delle seguenti affermazioni è vera?
- ☐ calcolare il massimo in un vettore ha una complessità superiore a calcolare il mediano
 - ☒ calcolare il massimo in un vettore ha una complessità inferiore a calcolare il mediano
 - ☐ calcolare il massimo in un vettore ha la stessa complessità di calcolare il mediano
83. Quali delle seguenti affermazioni è vera?
- ☐ calcolare il massimo in un vettore ha una complessità superiore a calcolare l'i-esimo elemento nell'ordinamento
 - ☒ calcolare il massimo in un vettore ha una complessità inferiore a calcolare l'i-esimo elemento nell'ordinamento
 - ☐ calcolare il massimo in un vettore ha la stessa complessità di calcolare l'i-esimo elemento nell'ordinamento

84. E possibile calcolare l'i-esimo elemento nell'ordinamento partendo da un vettore non ordinato in tempo lineare
- ☐ Si
 - ☐ No
 - ☒ Dipende
 - ☐ Si, ma solo se i valori sono monotoni
85. In una pila gli elementi vengono estratti utilizzando una politica
- ☒ LIFO
 - ☐ FIFO
 - ☐ TIFO
 - ☐ SCHIFO
86. In una coda gli elementi vengono estratti utilizzando una politica
- ☐ LIFO
 - ☒ FIFO
 - ☐ TIFO
 - ☐ SCHIFO
87. Qual e il problema nell'usare i vettori per implementare code e pile?
- ☐ non posso avere strutture dati di dimensioni maggiori della memoria presente nel calcolatore in uso
 - ☐ devo indirizzare gli elementi usando gli indici del vettore
 - ☐ non posso avere strutture dati di dimensioni maggiori di quelle definite in fase di programmazione
 - ☒ le operazioni di ordinamento e selezione sono computazionalmente molto costose
88. In una doubly linked list cancellare un elemento (fornito tramite un puntatore) costa
- ☐ $O(n)$
 - ☐ $O(n \log(n))$
 - ☒ $O(1)$
89. In una singly linked list cancellare un elemento (fornito tramite un puntatore) costa
- ☒ $O(n)$
 - ☐ $O(n \log(n))$
 - ☐ $O(1)$
90. Ricercare un elemento in una singly linked list ordinata costa
- ☒ $O(n)$
 - ☐ $O(\log(n))$
 - ☐ $O(1)$
91. Ricercare un elemento in una doubly linked list ordinata costa
- ☒ $O(n)$
 - ☐ $O(\log(n))$
 - ☐ $O(1)$

92. In una doubly linked list inserire un elemento (fornito tramite un puntatore) costa
- ☐ $O(n)$
 - ☐ $O(n \log(n))$
 - ☒ $O(1)$
93. In una doubly linked list ordinata inserire un elemento (fornito tramite un puntatore) costa
- ☒ $O(n)$
 - ☐ $O(n \log(n))$
 - ☐ $O(1)$
94. In una coda implementata tramite doubly linked list ENQUEUE costa
- ☐ $O(n)$
 - ☐ $O(n \log(n))$
 - ☒ $O(1)$
95. In una coda implementata tramite doubly linked list DEQUEUE costa
- ☒ $O(n)$
 - ☐ $O(n \log(n))$
 - ☐ $O(1)$
96. In una coda implementata tramite doubly linked list con sentinelle DEQUEUE costa
- ☐ $O(n)$
 - ☐ $O(n \log n)$
 - ☒ $O(1)$
97. In una pila implementata tramite doubly linked list PUSH o POP costano
- ☐ $O(n)$
 - ☐ $O(n \log(n))$
 - ☒ $O(1)$
 - ☐ hanno costi diversi
98. Come posso rappresentare alberi generali tramite liste?
- ☒ ogni nodo ha un puntatore al padre, al figlio sinistro ed alla lista dei fratelli
 - ☐ ogni nodo ha un puntatore per ogni figlio ed uno al padre
 - ☐ la radice ha un puntatore per ogni foglia ed ogni foglia ha un puntatore alla radice
 - ☐ ogni nodo ha un puntatore al padre ed uno al fratello destro
99. Come posso rappresentare alberi binari più semplicemente che con la rappresentazione per gli alberi generali?
- ☐ ogni nodo ha un puntatore al padre, al figlio sinistro ed alla lista dei fratelli
 - ☒ ogni nodo ha un puntatore per ogni figlio ed uno al padre
 - ☐ la radice ha un puntatore per ogni foglia ed ogni foglia ha un puntatore alla radice
 - ☐ ogni nodo ha un puntatore al padre ed uno al fratello destro
100. Perché si implementano le liste usando le sentinelle?
- ☐ perché così facendo si diminuisce il costo computazionale
 - ☒ perché il codice risulta più semplice e pulito
 - ☐ perché è necessario farlo

101. In una tabella hash con indirizzamento diretto le operazioni di inserimento, ricerca e cancellazione hanno un costo computazionale

- ☒ costante
- ☐ lineare
- ☐ logaritmico
- ☐ quadratico

102. In una tabella hash con funzione hash h , la chiave i viene memorizzata in posizione

- ☐ i
- ☒ $h(i)$
- ☐ $ih(i)$
- ☐ all'inizio della tabella

103. Una buona funzione hash deve

- ☒ minimizzare le collisioni
- ☐ minimizzare lo spazio di memoria che serve per essere calcolata
- ☐ massimizzare le collisioni
- ☐ essere veloce da calcolare

104. Quando si genera una collisione in una tabella hash?

- ☐ quando la memoria della tabella viene esaurita
- ☒ quando si associa la stessa posizione nella tabella a due chiavi distinte
- ☐ quando due chiavi distinte hanno molti bit in comune
- ☐ quando la funzione hash non è suriettiva

105. Una buona funzione hash può essere iniettiva

- ☒ sì
- ☐ no
- ☐ solo se le chiavi appartengono ad un dominio numerabile

106. Se una funzione hash è biiettiva

- ☐ ho troppe collisioni
- ☒ non ho collisioni, ma la tabella risulta essere di dimensioni troppo grandi
- ☐ non riesco a inserire elementi nella tabella in tempo costante

107. Quali delle seguenti proprietà sono gradite per una funzione hash?

- ☒ iniettività
- ☐ suriettività
- ☒ assomigliare a una funzione random
- ☒ generare posizioni che dipendono da tutti i bit della chiave
- ☐ nessuna delle precedenti

108. Cosa si intende per simple uniform hashing ?

- ☒ la tabella si riempie in modo uniforme
- ☐ le chiavi vengono generate in modo uniforme
- ☒ la probabilità che si inserisca un elemento nella posizione i della tabella è uguale alla probabilità che si inserisca un elemento nella posizione j , per ogni i, j
- ☐ la funzione hash è costante

109. Usando il metodo di chaining nella gestione dei conflitti
- ☐ una tabella con m posizioni può contenere al massimo m elementi
 - ☒ una tabella con m posizioni può contenere più di m elementi
110. Il load factor in una hash table è
- ☐ il rapporto tra dimensione della tabella e numero di elementi contenuti nella tabella
 - ☐ dimensione della tabella
 - ☐ numero di elementi massimo che può contenere la tabella
 - ☒ il rapporto tra il numero di elementi nella tabella e la dimensione della tabella
 - ☐ nessuno dei precedenti
111. Il costo computazionale medio per la ricerca di un elemento in una tabella hash dove le collisioni vengono gestite con la tecnica di chaining è
- ☐ $\Theta(1 + \text{load factor})$
 - ☒ $\Theta(1 + \text{load factor})$ ma solo nel caso di simple uniform hashing
 - ☐ $\Theta(\text{load factor} + \text{dimensione della tabella})$
 - ☐ $\Theta(\text{load factor} + \text{numero di elementi presenti nella tabella})$
112. Il costo computazionale per la ricerca di un elemento in una tabella hash dove le collisioni vengono gestite con la tecnica di chaining nel caso pessimo è
- ☒ $\Theta(\text{numero di elementi presenti nella tabella})$
 - ☐ $\Theta(1 + \text{load factor})$
 - ☐ $\Theta(\text{load factor} + \text{dimensione della tabella})$
 - ☐ $\Theta(\text{load factor} + \text{numero di elementi presenti nella tabella})$
113. Il costo computazionale per la ricerca di un elemento in una tabella hash dove le collisioni vengono gestite con la tecnica di chaining nel caso medio con simple uniform hashing e $n=O(m)$, cioè il numero di elementi inseriti proporzionale alle dimensioni d
- ☐ $O(n)$
 - ☐ $O(n \log(n))$
 - ☒ $O(1)$
114. Per avere uniform hashing, nota la probabilità $\Pr(k)$ di ogni chiave, la somma delle probabilità delle chiavi che collidono ($\sum \Pr(k)$ per ogni k t.c. $h(k)=j$) deve essere
- ☒ uguale alla somma delle probabilità delle altre chiavi che collidono: se m è la dimensione della tabella $\sum \Pr(k) = 1/m$
 - ☐ uguale alla media delle probabilità: se n è il numero di chiavi che collidono $\sum \Pr(k) = \sum \Pr(k)/n$
 - ☐ uguale alla probabilità massima delle chiavi che collidono: $\sum \Pr(k) = \max(\Pr(k))$
 - ☐ non è un valore che influisce sull'uniform hashing
115. Nella progettazione di funzioni hash che godano di uniform hashing se non sono note a priori le probabilità delle chiavi $\Pr(k)$
- ☐ non è possibile usare una funzione hash per indirizzarle
 - ☒ si usano delle euristiche facendo dipendere h da tutti i bit di k cercando di mantenere indipendenza da pattern particolari
 - ☐ si può usare solo una funzione $h(k)=k$

- ☐ si usano delle euristiche facendo dipendere h da eventuali pattern presenti nelle chiavi

116. Data una chiave k ed una tabella di dimensione m il Metodo della divisione prevede una funzione hash

- ☐ $h(k) = k$
☒ $h(k) = k \bmod m$
☐ $h(k) = \text{Parte_Intera_Inferiore}[m(kA \bmod m)]$
☐ $h(k) = \text{Parte_Intera_Inferiore}[km]$
☐ nessuna delle precedenti

117. In una hash table con gestione delle collisioni tramite open addressing

- ☒ il load factor non può mai essere maggiore di 1
☐ il load factor non può mai essere minore di 1
☐ il load factor può anche essere maggiore di 1

118. In una hash table (uniform hashing) con gestione delle collisioni tramite open addressing la lunghezza media di una probe

- ☒ $1/(1 - \text{load factor})$
☐ $1 + \text{load factor}$
☐ load factor
☐ dimensione della tabella + 1

119. Sia x un nodo di un albero binario di ricerca

- ☒ la chiave del figlio sinistro di x è minore o uguale della chiave di x
☒ la chiave del figlio destro di x è maggiore della chiave di x
☐ la chiave di x è maggiore o uguale della chiave dei figli di x
☐ la chiave di x è minore o uguale della chiave dei figli di x
☐ nessuna delle precedenti

120. la ricerca di un elemento in un albero binario di ricerca con n nodi di altezza h ha un costo computazionale

- ☐ $O(n)$
☐ $O(\log(n))$
☒ $O(h)$
☐ $O(\log(h))$
☐ $O(n \log(h))$

121. l'inserimento di un elemento in un albero binario di ricerca con n nodi di altezza h ha un costo computazionale

- ☐ $O(n)$
☐ $O(\log(n))$
☒ $O(h)$
☐ $O(\log(h))$
☐ $O(n \log(h))$

122. la cancellazione di un elemento in un albero binario di ricerca con n nodi di altezza h ha un costo computazionale

- ☐ $O(n)$
- ☐ $O(\log(n))$
- ☒ $O(h)$
- ☐ $O(\log(h))$
- ☐ $O(n\log(h))$

123. Sia x un nodo di un albero binario di ricerca. Il successore di x è

- ☐ il figlio destro di x
- ☐ il minimo nel sottoalbero sinistro di x
- ☒ il minimo nel sottoalbero destro di x
- ☐ il massimo del sottoalbero sinistro di x

124. Il minimo in un albero binario di ricerca

- ☐ è una foglia
- ☒ ha al più un figlio
- ☐ ha almeno un figlio
- ☐ ha più di due figli

125. Il successore di un nodo in un albero di ricerca viene usato quando

- ☐ si inserisce un nodo più grande del massimo
- ☐ si cerca un nodo
- ☐ si cancella un nodo senza figli
- ☒ si cancella un nodo con due figli

126. L'altezza di un albero binario di ricerca con n nodi

- ☐ è al massimo $\log(n)$
- ☒ è al massimo $n-1$
- ☐ è al massimo radice quadrata di $n-1$
- ☐ è costante

→ QUESTO ACCADE
QUANDO L'ALBERO
È SIBILANCIATO

127. Quali delle seguenti affermazioni relative alla programmazione dinamica sono vere?

- ☐ Lo stesso sottoproblema può essere risolto più volte
- ☒ Ogni sottoproblema viene risolto una sola volta e il risultato memorizzato in una tabella
- ☐ La soluzione di un sottoproblema viene memorizzata per un certo lasso di tempo e poi viene rimossa dalla tabella

128. Quali dei seguenti sono passi fondamentali in programmazione dinamica

- ☒ calcolo delle soluzioni per tutti i possibili sottoproblemi
- ☒ caratterizzazione della struttura di una soluzione ottima
- ☐ definizione ricorsiva del valore di una soluzione ottima
- ☐ enumerazione di tutti i possibili sottoproblemi
- ☒ costruzione di una soluzione ottima a partire dalle informazioni già calcolate

129. Dire se la seguente affermazione è una condizione necessaria per applicare la programmazione dinamica: una soluzione ottima per il problema contiene al suo interno le soluzioni ottime dei sottoproblemi.
- ☒ VERO
 - ☐ FALSO
 - ☐ dipende
130. Cosa significa che un problema di ottimizzazione ha sottoproblemi comuni?
- ☒ significa che un algoritmo ricorsivo richiede di risolvere più di una volta lo stesso sottoproblema
 - ☒ significa che nella soluzione ottima ci sono contenute le sottosoluzioni dello stesso sottoproblema più volte
 - ☐ significa che per risolvere il problema dobbiamo risolvere più di un sottoproblema
 - ☐ significa che tutti i sottoproblemi sono uguali e quindi è sufficiente risolverne una sola copia
131. Tutti i problemi di ottimizzazione possono essere risolti efficientemente con la programmazione dinamica.
- ☐ vero
 - ☒ falso
 - ☐ tutti, ma solo quelli che godono della proprietà cumulativa
132. Tutti i problemi di ottimizzazione possono essere risolti efficientemente con l'approccio divide et impera
- ☐ VERO
 - ☒ FALSO
 - ☐ Tutti, ma solo quelli che godono della proprietà di divisionalità
133. Quali delle seguenti affermazioni meglio descrivono un algoritmo greedy ?
- ☐ un algoritmo greedy risolve alcuni sottoproblemi e poi calcola la soluzione finale usando le informazioni calcolate
 - ☒ un algoritmo greedy compie una sequenza di scelte basandosi sui dati a disposizione e cercando ad ogni passo di costruire la migliore soluzione possibile
 - ☐ un algoritmo greedy calcola una soluzione e poi cerca di migliorarla fino a trovare quella ottima
134. Gli algoritmi greedy trovano sempre la soluzione ottima.
- ☐ vero
 - ☒ falso
 - ☐ dipende dall'input
135. il seguente algoritmo per il problema del commesso viaggiatore è un algoritmo greedy? Parto dalla città numero 1 e procedo visitando la città più vicina non ancora visitata. Quando tutte le città sono state visitate torno alla città numero 1.
- ☒ sì
 - ☐ no
 - ☐ dipende
 - ☐ solo se le distanze sono euclidee
 - ☐ solo se le distanze sono non-negative

136. Esiste un algoritmo greedy per risolvere il commesso viaggiatore?

- ☒ si
- ☐ no
- ☐ non si sa

137. E vero che, come nel caso della programmazione dinamica, anche per applicare un algoritmo greedy occorre che la soluzione ottima contenga le soluzioni ottime dei sottoproblemi?

- ☒ si
- ☐ no
- ☐ dipende

138. Quali delle seguenti affermazioni sono vere?

- ☐ e sempre possibile risolvere un problema di ottimizzazione con algoritmi greedy o con programmazione dinamica
- ☒ non e sempre possibile risolvere un problema di ottimizzazione con algoritmi greedy o con programmazione dinamica
- ☒ ci sono problemi che si possono risolvere con programmazione dinamica ma non si possono risolvere con algoritmi greedy
- ☐ i problemi che si possono risolvere con programmazione dinamica si possono risolvere anche con algoritmi greedy

139. I problemi di ottimizzazione che soddisfano la proprietà della sottostruttura ottima possono essere risolti con algoritmi greedy

- ☒ vero
- ☐ falso
- ☐ dipende

140. I problemi di ottimizzazione che soddisfano la proprietà della sottostruttura ottima possono essere risolti con la programmazione dinamica

- ☐ vero
- ☐ falso
- ☒ dipende

141. I problemi di ottimizzazione che soddisfano la proprietà della sottostruttura ottima possono essere risolti sia con algoritmi greedy che con la programmazione dinamica

- ☐ vero
- ☐ falso
- ☒ dipende

142. Un algoritmo greedy ha il seguente costo computazionale:

- ☐ sempre polinomiale
- ☐ sempre esponenziale
- ☒ dipende dal problema
- ☐ nessuno dei precedenti

143. L'approccio della programmazione dinamica ha il seguente costo computazionale:

- ☐ sempre polinomiale
- ☐ sempre esponenziale
- ☒ dipende dal problema
- ☐ nessuno dei precedenti

144. I numeri di fibonacci sono definiti come

- ☐ $F_0=1, F_1=1, F_k=F_{k-1}*F_{k-2}$
- ☐ $F_0=0, F_1=0, F_k=F_{k-1}+F_{k-2}$
- ☐ $F_0=0, F_1=1, F_k=F_{k-1}-F_{k-2}$
- ☒ $F_0=0, F_1=1, F_k=F_{k-1}+F_{k-2}$
- ☒ $F_0=0, F_1=1, F_k=F_{k-1}+F_{k-2}$

145. Per i numeri di fibonacci vale che

- ☒ $F_{k+2} = F_k + F_{k+1} \forall k \geq 0$
- ☒ $F_k = F_{k-2} + F_{k-1} \forall k \geq 2$
- ☒ $F_{k+2} = 1 + \sum_{i=0, \dots, k} F_i \forall k \geq 0$
- ☒ $F_{k+1} = F_k + F_{k-1} \forall k \geq 1$
- ☐ $F_{k+2} = F_k * F_{k+1} \forall k \geq 0$

146. Un insieme disgiunto è

- ☐ Un insieme in cui sono stati esplicitamente definiti dei sottinsiemi
- ☒ Un insieme partizionato in sottinsiemi
- ☒ Un insieme i cui sottinsiemi sono degli up-tree
- ☐ Un insieme che non gode della proprietà di congiunzione
- ☐ Un insieme che è stato staccato da un altro insieme

147. Le operazioni principali per gli insiemi disgiunti sono

- ☐ Extract-Min(x), Make-Set(x), Union(x,y)
- ☐ Make-Set(x), Union(x,y), Delete(x,T)
- ☐ Make-Root(x,T), Union(x,y), Delete(x,T)
- ☒ Make-Set(x), Union(x,y), Find-Set(x)
- ☐ Disjunct(x,T), Union(x,y), UpTree(x,T)

148. La funzione Make-Set(x) per insiemi disgiunti

- ☒ inizializza un nuovo insieme contenente il solo elemento x
- ☐ crea un nuovo insieme vuoto puntato da x
- ☐ prende l'elemento x da un insieme e crea un insieme disgiunto contenente x
- ☐ crea l'insieme x

149. La funzione Union(x,y) per gli insiemi disgiunti

- ☐ unisce gli insiemi x e y in un unico insieme $x \cup y$
- ☐ crea un nuovo insieme contenente x e y
- ☐ verifica se x e y sono insiemi disgiunti, se non lo sono li unisce
- ☒ unisce gli elementi degli insiemi che contengono x e y, S e T rispettivamente, nell'unico insieme $S \cup T$
- ☐ unisce l'elemento x agli elementi dell'insieme y

150. La funzione Find-Set(x) per insiemi disgiunti

- ☐ trova l'insieme x fra tutti gli insiemi disgiunti
- ☐ trova l'insieme x e verifica che sia disgiunto dagli altri
- ☒ trova l'insieme a cui appartiene l'elemento x
- ☐ trova l'insieme di cui x è la radice
- ☐ trova x

151. Gli up-tree possono rappresentare insiemi disgiunti

- ☐ collegando i diversi insiemi disgiunti come rami diversi di un up-tree
- ☒ associando un up-tree ad ogni insieme disgiunto
- ☐ collegando i diversi insiemi disgiunti come foglie diverse di un up-tree
- ☐ Facendo risalire verso l'alto nell'up-tree i diversi insiemi disgiunti
- ☐ Associando una diversa radice dello stesso up-tree ad ogni insieme disgiunto

152. In un up-tree

- ☐ la radice è l'elemento più basso e la ricerca avviene verso l'alto
- ☒ la radice contiene il rappresentante di un insieme, che è padre di se stesso
- ☐ le foglie puntano direttamente alla radice
- ☐ ogni elemento contiene un campo chiave e un puntatore al padre
- ☒ ogni elemento punta solo al padre

153. L'unione di due up-tree

- ☐ si realizza facendo puntare dalla radice dell'albero che ha più nodi la radice dell'albero che ha meno nodi
- ☐ si realizza inserendo per chiave crescente gli elementi dell'albero con meno nodi fra quelli dell'albero con più nodi
- ☒ si realizza facendo puntare dalla radice dell'albero che ha meno nodi la radice dell'albero che ha più nodi
- ☐ si realizza inserendo per chiave crescente gli elementi dell'albero con più nodi fra quelli dell'albero con meno nodi
- ☐ si realizza collegando l'albero con meno nodi ad una foglia dell'albero con più nodi

154. La procedura di compressione di cammini per up-tree

- ☐ crea un nuovo up-tree contenente solo il cammino passato come parametro
- ☒ serve nel corso della find-set
- ☐ collega gli elementi del cammino passato come parametro riducendone così la lunghezza
- ☐ invoca l'algoritmo di Dijkstra per identificare l'up-tree di cammini di lunghezza minima
- ☒ fa puntare direttamente alla radice ogni nodo del cammino d'accesso al nodo dato

155. Il rango (rank) associato ad ogni nodo x di un up-tree rappresenta

- ☐ il numero di figli di x
- ☒ il limite superiore all'altezza di x
- ☒ il limite superiore al numero di archi del cammino più lungo fra x e una foglia discendente
- ☐ il numero complessivo di discendenti di x
- ☐ il numero di antenati di x

156. Le procedure che modificano direttamente il rango di un nodo di un up-tree sono

- ☐ Make-set, link e union
- ☐ Find-set e Link
- ☐ Make-Set e Union
- ☐ Make-Set, Link, Union e Find-set
- ☒ Make-set e Link

157. La funzione definita come $F(0)=1$ e $F(i)=2F(i-1)$

- ☐ è una funzione $\Theta(2^n)$
- ☐ è una funzione che cresce molto lentamente
- ☒ è tale per cui già $F(5)$ è un valore che eccede tutti i numeri incontrati nella pratica normale
- ☐ è una funzione $O(2^n)$
- ☐ è una funzione che non serve a niente

158. Se $i = \log^*(n)$

- ☐ i è tale per cui $F(i) = n$
- ☒ i è il più piccolo intero tale che $F(i) \geq n$
- ☐ i è il più piccolo intero tale che $\log \log \dots \log(n) \geq 1$, log ripetuto i volte
- ☒ i è il più piccolo intero tale che $\log \log \dots \log(n) \leq 1$, log ripetuto i volte
- ☐ i è il più piccolo intero tale che $\log \log \dots \log(i) \leq 1$, log ripetuto n volte

159. La funzione \log^*

- ☒ è una funzione che cresce molto molto lentamente
- ☐ è una funzione polinomiale
- ☒ è una funzione tale per cui $\log^*(n) \leq 5$ per ogni numero n incontrato nella pratica normale
- ☐ è una funzione tale per cui $\log^*(5) \leq n$ per ogni numero n incontrato nella pratica normale
- ☐ è una funzione $\Theta(n/2)$

160. La funzione di Ackerman $A(i,j)$ è definita come

- ☐ $A(1,j)=1$ per $j \geq 1$, $A(i,1)=A(i-1,2)$ per $i \geq 1$, $A(i,j)=A(i-1, A(i,j-1))$ per $i,j > 1$
- ☐ $A(1,j)=j$ per $j \geq 1$, $A(i,1)=i$ per $i > 1$, $A(i,j)=A(i-1, j)$ per $i,j > 1$
- ☐ $A(1,j)=j$ per $j \geq 1$, $A(i,1)=A(i-1,j)$ per $i > 1$, $A(i,j)=A(i-1,j-1)$ per $i,j > 1$
- ☒ $A(1,j)=2j$ per $j \geq 1$, $A(i,1)=A(i-1,2)$ per $i > 1$, $A(i,j)=A(i-1, A(i,j-1))$ per $i,j > 1$
- ☐ $A(1,j)=2j$ per $j \geq 1$, $A(i,1)=2i$ per $i > 1$, $A(i,j)=A(i-1 * A(i,j-1))$ per $i,j > 1$

161. L'inversa della funzione di Ackerman $\alpha(m,n)$, per $m \geq n$, è definita come

- ☐ $\alpha(m,n)=1/A(m,n)$
- ☒ $\alpha(m,n)=i$ se i è il più piccolo intero tale per cui $A(i, \text{floor}(m/n)) > \log(n)$
- ☐ $\alpha(m,n)=i$ se i è il più piccolo intero tale per cui $A(i, \text{floor}(m/n)) > n$
- ☐ $\alpha(m,n)=i$ se i è il più piccolo intero tale per cui $A(m,n) > n$
- ☐ $\alpha(m,n)=i$ se i è il più piccolo intero tale per cui $A(\text{floor}(m/n)) < \log(n)$

162. Per un insieme di up-tree vale che

- ☒ per tutte le radici x di alberi, $\text{size}[x] \geq 2^{\text{rank}[x]}$
- ☐ per tutte le radici x di alberi, $\text{size}[x] \geq \text{rank}[x]$
- ☐ per tutte le radici x di alberi, $\text{size}[x] \leq \text{rank}[x]$
- ☐ per tutte le radici x di alberi, $\text{size}[x] = 2^{\text{rank}[x]}$
- ☐ per tutte le radici x di alberi, $\text{size}[x] = \text{rank}[x]$

163. Dato una foresta di up-tree, una sequenza di m operazioni make-set, union e find-set, con n operazioni make-set, puo' essere eseguita in tempo

- ☐ $O(A(m,n))$
- ☒ $O(m \log^* n)$
- ☐ $O(\alpha(m,n))$
- ☐ $O(2n)$
- ☐ $O(A(m, \log^* n))$

164. Un grafo G è

- ☐ una rete di connessione di nodi
- ☐ un insieme di archi e vertici
- ☐ un insieme di nodi collegati
- ☐ una rappresentazione cartesiana di una funzione
- ☒ una coppia di insiemi V e E

165. In un grafo $G=(V,E)$, un arco $a \in E$ è

- ☒ una coppia $\{u,v\}$ di vertici, $u,v \in V$
- ☐ un collegamento fra due vertici u e v , $u,v \in V$
- ☐ una connessione fra una coppia $\{u,v\}$ di vertici, $u,v \in V$
- ☐ una linea che connette due nodi u e v , $u,v \in V$

166. Un grafo $G=(V,E)$ è diretto (orientato) se

- ☐ gli archi sono rappresentati da delle frecce e non delle linee
- ☐ l'insieme V è formato da vertici e non da nodi
- ☒ gli archi sono coppie ordinate di vertici (u,v)
- ☐ gli archi vanno sempre dal nodo di indice minore a quello di indice maggiore
- ☐ gli archi puntano verso la radice del grafo

167. Il grado di un vertice v di un grafo è

- ☐ il numero di archi che è necessario percorrere per andare dalla radice a v
- ☐ il numero di figli di v
- ☐ il numero di vertici connessi da un arco con v
- ☒ il numero di vertici adiacenti a v
- ☐ il numero di nodi di G

168. Un cammino in un grafo $G=(V,E)$ è

- ☐ un insieme di archi di E
- ☒ una sequenza v_1, v_2, \dots, v_k di vertici di G tale che ogni coppia di vertici consecutivi v_i, v_{i+1} sia adiacente
- ☐ una sequenza v_1, v_2, \dots, v_k di vertici di G
- ☐ una sequenza v_1, v_2, \dots, v_k di vertici di G tale che $v_1 = v_k$
- ☐ un percorso fra vertici di G

169. La somma dei gradi di tutti i vertici di un grafo $G=(V,E)$ è

- ☐ uguale al doppio del numero dei vertici in V
- ☐ uguale al numero degli archi in E
- ☐ uguale alla somma degli archi in E
- ☐ compresa fra $|E|$ e $2|E|$
- ☒ uguale al doppio del numero degli archi in E

170. In un grafo $G=(V,E)$ un cammino elementare è

- ☒ un cammino in cui non ci sono vertici ripetuti
- ☐ un cammino costituito da un unico arco
- ☐ un cammino costituito da un unico nodo
- ☐ un cammino che parte e ritorna allo stesso nodo
- ☐ un cammino strutturalmente molto semplice

171. In un grafo $G=(V,E)$ un ciclo è

- ☐ un qualsiasi cammino che parte e rientra allo stesso nodo
- ☐ un cammino costituito da due percorsi chiusi
- ☐ un cammino che percorre tutti i nodi di G
- ☒ un cammino elementare, tranne che per il primo vertice che coincide con l'ultimo
- ☐ l'unico cammino che partendo dalla radice ne rientra

172. Un grafo $G=(V,E)$ è connesso se

- ☐ qualsiasi coppia di vertici in V è unita da al più un cammino
- ☐ qualsiasi coppia di vertici adiacenti ha un arco che li connette
- ☒ qualsiasi coppia di vertici in V è unita da almeno un cammino
- ☐ qualsiasi coppia di vertici in V è unita da esattamente un cammino
- ☐ non esistono sottografi disconnessi di G

173. Un sottografo G^* di un grafo $G=(V,E)$ è

- ☒ un sottinsieme dei vertici e degli archi di G
- ☐ un grafo che ha tutti i vertici in V ma solo un sottinsieme degli archi in E
- ☐ un grafo che ha tutti gli archi in E ma solo un sottinsieme dei vertici in V
- ☐ un sottinsieme connesso del grafo G
- ☐ un grafo contenente solo i vertici più bassi del grafo G

174. Una componente connessa $G^*=(V^*,E^*)$ di un grafo $G=(V,E)$ è

- ☒ un sottografo connesso di G tale per cui non è possibile aggiungere vertici in $G \setminus G^*$ senza perdere la connessione
- ☐ un cammino connesso in G
- ☒ un sottografo connesso massimale di G
- ☐ un qualsiasi sottografo connesso di G
- ☒ un sottografo connesso di G tale per cui l'aggiunta di un vertice in $G \setminus G^*$ implica l'aggiunta di un arco in $E \setminus E^*$

175. Un albero è

- ☐ un grafo in cui è possibile identificare un nodo radice e dei nodi foglia
- ☐ un sottografo connesso massimale di un grafo $G=(V,E)$
- ☐ un sottografo connesso di un grafo $G=(V,E)$ in cui è possibile identificare un nodo radice e dei nodi foglia
- ☐ un insieme di cammini di un grafo $G=(V,E)$
- ☒ un grafo connesso senza cicli

176. Una foresta è

- ☒ una collezione di alberi
- ☒ un albero disconnesso
- ☐ un insieme di alberi disconnessi a coppie
- ☐ un insieme di alberi con la radice comune
- ☐ un insieme di alberi orientati

177. La lista di adiacenza di un vertice v di un grafo $G=(V,E)$ è

- ☐ una lista di tutti gli archi adiacenti a v
- ☐ una lista di tutti i vertici di V per cui esiste almeno un cammino che li connette a v
- ☐ una lista di tutti i vertici di V per cui esiste al più un cammino che li connette a v
- ☒ una lista di tutti i vertici adiacenti a v
- ☐ una lista di tutti i vertici di V per cui esiste esattamente un cammino che li connette a v

178. Lo spazio necessario per rappresentare tutte le liste di adiacenza di vertici di un grafo $G=(V,E)$ con

$|V|=n$ e $|E|=m$ è

- ☐ $\theta(n)$
- ☒ $\theta(m+n)$
- ☐ $\theta(n \log m)$
- ☐ non polinomiale
- ☐ $O(n^m)$

179. Una matrice di adiacenza per un grafo $G=(V,E)$ è

- ☐ una matrice delle liste di adiacenza di tutti i vertici in V
- ☒ una matrice che elenca, per ogni vertice v in V , i vertici adiacenti a v
- ☒ una matrice che specifica le adiacenze del grafo G
- ☐ una matrice M di variabili intere, in cui $M[i,j]$ è pari al j -esimo vertice adiacente al nodo i
- ☒ una matrice M di variabili booleane con una cella per ogni coppia di vertici, $M[i,j]=1$ sse l'arco $\{i,j\}$ è nel grafo

180. Lo spazio necessario per contenere la matrice di adiacenza di un grafo G con n nodi è

- ☒ $O(n^2)$
- ☐ $\Theta(n \log n)$
- ☒ $\Theta(n^2)$
- ☐ $O(n \log n)$
- ☐ $O(n)$

181. Una ricerca per ampiezza (BFS) su un grafo G

- ☐ percorre l'intero grafo G e ne definisce un albero di copertura
- ☐ percorre una componente connessa G e ne definisce un grafo di copertura
- ☒ percorre una componente connessa G e ne definisce un albero di copertura
- ☐ percorre l'intero grafo G e ne definisce un grafo di copertura
- ☐ percorre l'intero grafo G e ne definisce un cammino di copertura

182. Una ricerca per ampiezza (BFS) su un grafo G

- ☒ dato un vertice sorgente $s \in V$ calcola la distanza da s ad ogni vertice raggiungibile di G
- ☐ data la radice r di G calcola la distanza da r ad ogni vertice raggiungibile di G
- ☐ data la radice r di G calcola la distanza da r ad ogni vertice di G
- ☐ calcola la distanza fra ogni coppia di nodi in V
- ☐ dati due nodi $u,v \in V$ calcola la distanza fra u e v

183. Durante una ricerca BFS lo stato assumibile da ciascun vertice puo' essere

- ☐ non espanso, espanso ma non scoperto, scoperto
- ☐ espanso, coperto, scoperto
- ☐ coperto, scoperto, completo
- ☐ interno, esterno, completo
- ☒ non scoperto, scoperto ma non espanso, espanso

184. Durante una ricerca BFS

- ☐ alla sorgente s viene assegnata distanza 1, ai nodi adiacenti ad s distanza 2, a quelli non scoperti adiacenti a questi ultimi 3, ecc.
- ☐ alla sorgente s viene assegnata distanza 0, ai nodi adiacenti ad s distanza 1, a quelli non scoperti adiacenti a questi ultimi 2, ecc.
- ☐ alla sorgente s viene assegnata distanza 0, ai nodi connessi ad s distanza 1, a quelli non scoperti connessi a questi ultimi 2, ecc.
- ☒ alla sorgente s viene assegnata distanza 0, ai nodi adiacenti ad s distanza 1, a quelli adiacenti a questi ultimi 2, ecc.

185. Durante una ricerca BFS l'etichetta di ogni vertice v corrisponde a

- ☒ il minimo numero di archi che è necessario percorrere per andare da s a v
- ☐ l'identificativo della componente connessa di v
- ☐ il numero di archi nel cammino da s a v
- ☒ la lunghezza del cammino più breve da s a v
- ☐ il rango di v

186. L'algoritmo BFS

- ☐ inizializza la sorgente s e poi espande ricorsivamente l'albero
- ☐ inizializza la sorgente s e poi espande ricorsivamente il grafo
- ☐ inizializza tutti i vertici e poi procede ricorsivamente
- ☐ inizializza l'albero di copertura e poi lo costruisce in modo connesso
- ☒ inizializza lo stato dei vertici, inizializza s e poi espande iterativamente l'albero di copertura

187. Il tempo di CPU dell'algoritmo BFS è

- ☒ $O(V+E)$
- ☐ $O(V \cdot E)$
- ☐ $\Theta(V \log E)$
- ☐ $\Theta(V \cdot E)$
- ☐ $O(V \log E)$

188. Il tempo di CPU dell'algoritmo BFS è

- ☒ quadratico (rappresentando il grafo con liste di adiacenza)
- ☐ lineare (rappresentando il grafo con liste di adiacenza)
- ☐ quadratico (rappresentando il grafo con matrici di adiacenza)
- ☒ lineare (rappresentando il grafo con matrici di adiacenza)
- ☐ non polinomiale

189. Il sottografo $G'=(V',E)$ dei predecessori costruito dalla procedura BFS applicata ad un grafo G a partire da una sorgente s

- ☒ è un grafo contenente tutti i vertici raggiungibili da s tale per cui per ogni $v \in V'$ il cammino da s a v è il cammino minimo da s a v in G
- ☐ è un grafo contenente tutti i nodi esplorati da BFS durante la ricerca e tale per cui $\{u,v\} \in E$ sse $u,v \in V'$
- ☐ è un grafo contenente tutti i nodi esplorati da BFS durante la ricerca e tale per cui $\{u,v\} \in E$ sse esiste un cammino da s a v e da s a u in G
- ☒ è un albero contenente tutti i vertici raggiungibili da s tale per cui per ogni $v \in V'$ il cammino da s a v è il cammino minimo da s a v in G
- ☐ è un albero contenente tutti gli antenati di ogni vertice v , così come identificati dalla procedura BFS quando applicata a G

190. La ricerca in profondità (DFS) applicata ad un grafo G

- ☐ percorre una componente connessa di G senza mai riconsiderare più volte uno stesso nodo
- ☒ percorre una componente connessa di G effettuando backtrack su nodi già esplorati
- ☐ percorre una componente connessa di G effettuando backtrack sul nodo sorgente s
- ☐ percorre l'intero grafo G effettuando backtrack di reinizializzazione della ricerca

- ☐ percorre l'intero grafo G in ordine di valori ascendenti delle chiavi associate ai nodi

191. La procedura DFS

- ☒ Ha una fase di inizializzazione di tutti i vertici e una fase di esplorazione ricorsiva
- ☐ Ha una fase di inizializzazione della sorgente e una di esplorazione iterativa dell'intero grafo G
- ☐ ha una fase di inizializzazione di tutti i vertici, una di inizializzazione della sorgente e una di backtrack
- ☐ Ha una fase di inizializzazione di tutti i vertici e una di backtrack
- ☐ Ha una fase di esplorazione ricorsiva e una di backtrack

192. La procedura DFS(G,s) si appoggia alla procedura DFS-Visit(u) che

- ☒ ad ogni invocazione inizializza un nuovo albero con radice in u
- ☐ esplora iterativamente il sottoalbero radicato in u
- ☐ effettua il backtracking nella ricerca DFS su G
- ☐ identifica il cammino minimo dalla sorgente s al nodo u
- ☐ visita con procedura DFS il nodo u

193. Al termine della procedura DFS applicata ad un grafo $G=(V,E)$ ogni nodo $v \in V$ ha associato

- ☐ niente
- ☐ una etichetta: la lunghezza del cammino minimo da s a v
- ☐ una etichetta: il tempo di visita di v
- ☐ una etichetta: il tempo di fine
- ☒ due etichette: tempo di visita e tempo di fine

194. Il tempo di CPU della procedura DFS è

- ☐ $\Theta(V \log E)$
- ☒ $\Theta(V+E)$
- ☐ $O(V \log E)$
- ☐ $\Theta(V^*E)$
- ☐ $\Theta(E \log V)$

195. Il sottografo dei predecessori $G'=(V',E')$ costruito dalla procedura DFS applicata a un grafo G

- ☐ costituisce l'albero dei cammini minimi dalla sorgente s ad ogni nodo v di V
- ☐ costituisce l'albero dei cammini minimi dalla sorgente s ad ogni nodo della componente connessa di G in cui si trova s
- ☐ costituisce un cammino minimo dalla sorgente s ad ogni nodo v di V
- ☒ forma una foresta di sottoalberi DF
- ☐ forma un albero DF

196. Durante la procedura DFS ogni vertice v è

- ☐ coperto prima di $f[v]$, scoperto fra $f[v]$ e $d[v]$, esploso dopo $d[v]$
- ☐ inesplorato prima di $f[v]$ e esplorato dopo
- ☐ bianco prima di $f[v]$ e grigio dopo
- ☐ bianco prima di $f[v]$, grigio dopo e nero alla fine
- ☒ bianco prima di $d[v]$, grigio fra $d[v]$ e $f[v]$, nero dopo $f[v]$

197. Durante la procedura DFS i vertici grigi

- ☐ formano un albero binario, implementabile come una heap binomiale
- ☒ formano una catena lineare, implementabile come uno stack
- ☐ formano un ciclo, implementabile come uno stack
- ☐ formano un sottoalbero dei predecessori, implementabile come una heap di Fibonacci
- ☐ formano un sottografo generico di G , implementabile con una matrice di adiacenza

198. Il teorema delle parentesi suggerisce che

- ☐ la storia di inizio e fine visita dei veri nodi può essere rappresentata da una espressione ben formata
- ☐ gli intervalli di inizio e fine visita dei diversi nodi sono disgiunti
- ☒ l'intervallo di visita di un nodo u è contenuto propriamente in quello di un altro nodo v
- ☐ l'intervallo di un nodo u discendente di v non interseca l'intervallo di v
- ☐ l'intervallo della sorgente è il più stretto fra tutti gli intervalli associati ai nodi

199. Il teorema del cammino bianco asserisce che in una foresta DFS di un grafo $G=(V,E)$ un vertice v è discendente di un vertice u sse

- ☐ al tempo $f[u]$ il vertice v è raggiungibile da u con un cammino di soli archi bianchi
- ☒ al tempo $d[u]$ il vertice v è raggiungibile da u con un cammino di soli archi bianchi
- ☐ al tempo $f[v]$ il vertice v è raggiungibile da u con un cammino di soli archi bianchi
- ☐ al tempo $d[v]$ il vertice v è raggiungibile da u con un cammino di soli archi bianchi
- ☐ al tempo $f[v]$ esiste un cammino di archi bianchi che connette u a v

200. a seguito dell'applicazione di una DFS ad un grafo G gli archi di G possono essere classificati come archi:

- ☐ bianchi, neri e grigi
- ☐ red e black
- ☒ dell'albero, all'indietro, in avanti, di attraversamento
- ☐ all'indietro, in avanti e diagonali
- ☐ dell'albero, in avanti, di backtrack

201. In una DFS di un grafo non orientato G , ogni arco di G

- ☐ è un arco dell'albero oppure un arco di backtrack
- ☐ può essere un arco dell'albero, all'indietro, in avanti o di attraversamento
- ☒ è un arco dell'albero oppure un arco all'indietro
- ☐ può essere un arco bianco, grigio o nero
- ☒ è un arco non orientato

202. Un DAG è un grafo

- ☒ diretto che non contiene cicli diretti
- ☐ diretto e connesso
- ☐ diretto e orientato
- ☐ diretto che non contiene cicli nella versione non orientata del grafo
- ☐ diretto che non contiene cammini minimi

203. Un DAG può essere utilizzato per:

- ☐ rappresentare cammini minimi su reti stradali
- ☒ rappresentare precedenze fra eventi
- ☒ memorizzare alberi DFS
- ☐ identificare componenti connesse
- ☐ memorizzare pagine su disco rigido

204. Un ordinamento topologico di un DAG permette di

- ☒ indurre un ordinamento totale dall'ordinamento parziale rappresentato nel DAG
- ☐ specificare le relazioni topologiche esistenti fra i nodi del DAG
- ☐ identificare le sottostrutture topologicamente ben definite presenti nell'ordinamento rappresentato dal DAG
- ☒ sequenziare le attività rappresentate dal DAG
- ☐ identificare un ordinamento parziale fra i nodi del DAG

205. Un ordinamento topologico di un DAG è un ordinamento

- ☐ polinomiale dei vertici, tale che per ogni coppia di vertici u e v del DAG viene identificato un verso per l'arco (u,v)
- ☐ ricorsivo, che ordina lessicograficamente i vertici del DAG
- ☐ non polinomiale, che costruisce un DAG a partire da un grafo non diretto e connesso
- ☒ lineare dei vertici, tale che per ogni arco (u,v) del DAG, u appare prima di v nell'ordinamento
- ☐ logaritmico, che identifica il vertice u topologicamente più vicino ad un vertice v dato

206. La procedura Topological-Sort(G)

- ☒ è una procedura ricorsiva di ordinamento topologico del grafo G \leadsto E' UNA VERSIONE MOD. DI DFS
- ☒ identifica un ordinamento topologico di un DAG G calcolando i tempi di fine visita $f[v]$ per ogni vertice v del grafo
- ☒ calcola i tempi di inizio e fine visita di ogni nodo del DAG G \leadsto LI CALCOLA MA USA SOLO DFS
- ☐ introduce gli archi transitivi in G che permettono di rappresentare un ordinamento totale
- ☒ costruisce una lista concatenata di vertici corrispondente all'ordinamento topologico

207. Un grafo diretto G è aciclico

- ☒ se può essere rappresentato con un DAG
- ☐ sse una ricerca BFS su G non produce archi di attraversamento
- ☒ sse una ricerca DFS su G non produce archi all'indietro
- ☐ sse una ricerca DFS su G termina in tempo polinomiale
- ☐ sse una ricerca BFS su G termina in tempo polinomiale

208. In un DAG che rappresenta le relazioni di precedenza fra attività associate ai nodi, l'esistenza di un arco (u,v) significa che

- ☐ l'attività u può iniziare solo quando v è completata
- ☒ esiste una relazione di ordinamento topologico fra u e v
- ☒ l'attività v può iniziare solo quando u è completata
- ☒ l'attività v non può iniziare prima dell'attività u
- ☐ le attività u e v devono iniziare insieme

209. Il tempo di CPU dell'ordinamento topologico di un DAG $G=(V,E)$ è

- ☐ uguale a quello di DFS(G)
- ☐ $O(V)$
- ☐ $O(V \log E)$
- ☐ $O(E \log V)$
- ☒ $O(V+E)$

210. Per la dimostrazione di correttezza dell'ordinamento topologico di un DAG $G=(V,E)$ si dimostra che

- ☐ il tempo di CPU di Topological-Order(G) è $O(V+E)$
- ☐ se $(u,v) \in E$ allora $f[u] < f[v]$
- ☐ l'ordinamento topologico è transitivo rispetto all'ordinamento parziale indotto dal DAG
- ☒ se $(u,v) \in E$ allora $f[u] > f[v]$
- ☐ se $u \in V$ e $v \in V$ allora $(u,v) \in E$

211. Una componente fortemente connessa di un grafo orientato $G=(V,E)$ è

- ☐ un sottinsieme di vertici di V tale che esiste un cammino elementare che li congiunge tutti
- ☐ un insieme massimale di vertici $U \subseteq V$ tale che esiste un cammino elementare che li congiunge tutti
- ☐ un insieme massimale di vertici $U \subseteq V$ tale che U è un insieme connesso
- ☐ un sottinsieme U di vertici di V tale che se $u \in U$ e $v \in U$ allora ciascuno dei due vertici è raggiungibile dall'altro
- ☐ un insieme massimale di vertici $U \subseteq V$ tale che se $u \in U$ e $v \in U$ allora ciascuno dei due vertici è raggiungibile dall'altro

212. Un grafo $GT=(V,ET)$ è il trasposto di un grafo $G=(V,E)$ se

- ☐ $V=V$ e $ET = E$
- ☐ $ET=\{(u,v):(v,u) \in E\}$
- ☐ gli archi in ET sono i trasposti degli archi in E
- ☐ gli archi in ET sono gli stessi di quelli in E ma con il senso di percorrenza rovesciato
- ☐ i vertici in V sono estremi sia degli archi in E che di quelli in ET

213. Un grafo G e il suo trasposto GT

- ☐ hanno le stesse componenti fortemente connesse
- ☐ hanno gli stessi archi
- ☐ hanno gli stessi cammini elementari
- ☐ hanno gli stessi alberi di copertura
- ☐ hanno gli stessi DAG

214. L'algoritmo Strongly-Connected-Components(G), con $G=(V,E)$

- ☐ trova in tempo $O(V \log E)$ le componenti fortemente connesse di G
- ☐ trova in tempo $O(V+E)$ le componenti fortemente connesse di G
- ☐ trova in tempo $O(E \log V)$ le componenti fortemente connesse di G
- ☐ trova in tempo $O(E \log V)$ le componenti connesse di G
- ☐ trova in tempo $O(V \log E)$ le componenti fortemente connesse del trasposto di G

215. Se due vertici u e v sono in una stessa componente fortemente connessa allora

- ☐ nessun cammino esce da questa CFC
- ☐ nessun cammino fra loro esce da questa CFC
- ☐ nessuna altra componente connessa contiene u e v
- ☐ esiste una CFC che contiene sia u che v
- ☐ u appartiene al grafo G e v al trasposto di G

216. In una DFS, i vertici di una stessa componente fortemente connessa

- ☐ sono tutti foglie dell'albero DFS
- ☐ sono tutti collegati fra loro da archi bianchi
- ☐ sono posti tutti nello stesso albero DFS
- ☐ sono posti in ordine inverso nell'albero DFS
- ☐ sono tutti i vertici di G

217. Un avo $\phi(u)$ di un vertice u è il vertice w

- ☐ più lontano da u
- ☐ visitato per primo nella DFS che espande w
- ☐ che massimizza $f[w]$
- ☐ che ha il maggior numero di discendenti, fra cui w
- ☐ che ha come figlio il padre di u

218. In un grafo orientato $G=(V,E)$ l'avo $\phi(u)$ di un qualunque u in V in una qualunque visita in profondità di G è

- ☐ un antenato di u
- ☐ il padre di u
- ☐ il padre del padre di u
- ☐ la radice dell'albero DFS (o BFS nel caso di ricerca in ampiezza)
- ☐ nessuno dei casi precedenti

219. In ogni visita in profondità di un grafo orientato $G=(V,E)$, per ogni vertice u in V i vertici u e $\phi(u)$

- ☐ sono visitati in tempi successivi
- ☐ sono vertici espansi
- ☐ sono vertici esplosi
- ☐ appartengono alla stessa DFS
- ☐ appartengono alla stessa CFC

220. In un grafo orientato $G=(V,E)$ due vertici u e v in V appartengono alla stessa CFC sse

- ☐ sono entrambi vertici bianchi
- ☐ sono espansi a turno
- ☐ hanno lo stesso padre
- ☐ hanno lo stesso avo in una visita in profondità di G
- ☐ nessuno dei precedenti

221. La correttezza della procedura strongly-connected-components(G) viene dimostrata

- ☐ per ricorsione
- ☐ per assurdo
- ☐ per induzione
- ☐ per deduzione
- ☐ per caso
- ☐ per infrazione

222. Un albero di copertura minimo di un grafo $G=(V,E)$

- ☐ un albero T che collega tutti i vertici del grafo G
- ☒ un albero T che connette tutti i vertici in V tale che la somma dei pesi associati agli archi di T sia minima
- ☐ un albero T che minimizza la somma dei pesi associati agli archi di T
- ☐ un albero T che copre il minor numero possibile di vertici di G
- ☒ un albero $T=(V,E)$, $E \subseteq E$, tale che la somma dei pesi associati agli archi di T sia minima

223. L'algoritmo MST-Kruskal(G,w) utilizza le procedure

- ☒ Make-Set, Find-Set, Union
- ☐ Make-Set, Delete-Set
- ☐ Find-Arc, Insert-Arc
- ☐ Make-Set, Find-Arc, Compute-Cost
- ☐ Make-Set, Union, Compute-Cost

224. L'algoritmo MST-Kruskal(G,w)

- ☐ trova l'albero dei cammini minimi del grafo G
- ☒ trova l'albero di copertura minimo del grafo G
- ☐ trova un cammino minimo del grafo G
- ☐ trova tutti gli alberi di copertura del grafo G
- ☒ costruisce un albero che copre tutti i vertici in V

225. L'algoritmo MST-Kruskal(G,w) costruisce un MST

- ☐ scegliendo sempre l'arco di costo minimo fra quelli non inseriti
- ☒ scegliendo sempre l'arco di costo minimo fra quelli non inseriti che non chiuda un anello
- ☐ scegliendo sempre l'arco di costo minimo fra i non inseriti che non chiuda un anello e che sia connesso al sottoalbero corrente
- ☐ scegliendo sempre l'arco di costo minimo che non chiuda un anello
- ☐ scegliendo sempre l'arco di costo massimo fra quelli non inseriti che non chiuda un anello

226. L'algoritmo MST-Kruskal(G,w)

- ☐ mantiene gli archi di G ordinati per costo decrescente
- ☐ mantiene gli archi di G ordinati per costo non crescente
- ☒ mantiene gli archi di G ordinati per costo non decrescente
- ☒ mantiene gli archi di G ordinati per costo crescente
- ☐ non necessita di particolari ordinamenti degli archi di G

227. Per provare la correttezza dell'algoritmo di kruskal applicato a un grafo $G=(V,E)$ si considera una partizione del grafo $G'=(V,E')$ corrente in due componenti non connesse G_1 e G_2 e si prova che

- ☐ l'unione di G_1 e G_2 fornisce l'albero di copertura cercato
- ☒ $(V, E' \cup e)$, e arco di costo minimo che unisce G_1 e G_2 , è un sottografo di qualche MST
- ☐ il grafo $G' \setminus G_1 \cup G_2$ è un sottografo della MST cercata
- ☐ $(V, E' \cup e)$, e arco di costo minimo che unisce G_1 e G_2 , è un MST
- ☐ $(V, E' \cup e)$, e arco di costo minimo che unisce G_1 e G_2 , è un sottografo di G

228. La complessità in tempo dell'algoritmo di kruskal è

- ☐ $O(V) + O(E \log E)$
- ☐ $O(E \log^* E)$
- ☐ $\Theta(V \log E)$
- ☐ $\Theta(E \log V)$
- ☒ $O(E \log E)$

229. L'algoritmo MST-Prim(G, w, r) utilizza le procedure

- ☐ Make-Set, Find-Set, Union
- ☒ Extract-Min
- ☐ Find-Arc, Extract-Min
- ☐ Make-Set, Find-Arc, Compute-Cost
- ☐ Make-Set, Union, Compute-Cost

230. L'algoritmo MST-Prim(G, w, r)

- ☐ trova l'albero dei cammini minimi del grafo G
- ☒ trova l'albero di copertura minimo del grafo G
- ☐ trova un cammino minimo del grafo G
- ☐ trova tutti gli alberi di copertura del grafo G
- ☒ costruisce un albero che copre tutti i vertici in V

231. L'algoritmo MST-Prim(G, w, r)

- ☐ costruisce un MST scegliendo sempre l'arco di costo minimo fra quelli non inseriti
- ☐ costruisce un MST scegliendo sempre l'arco di costo minimo fra quelli non inseriti che non chiuda un anello
- ☒ costruisce un MST scegliendo sempre l'arco di costo minimo fra i non inseriti che non chiuda un anello e che sia connesso al sottoalbero corrente
- ☐ costruisce un MST scegliendo sempre l'arco di costo minimo che non chiuda un anello
- ☐ costruisce un MST scegliendo sempre l'arco di costo massimo fra quelli non inseriti che non chiuda un anello

232. L'algoritmo MST-Prim(G, w, r)

- ☐ mantiene gli archi di G ordinati per costo decrescente
- ☐ mantiene gli archi di G ordinati per costo non crescente
- ☐ mantiene gli archi di G ordinati per costo non decrescente
- ☐ mantiene gli archi di G ordinati per costo crescente
- ☒ non necessita di particolari ordinamenti delegando alla Extract-Min la gestione dei costi degli archi di G

233. La complessità in tempo dell'algoritmo di Prim è

- ☒ $O(E + V \log V)$
- ☐ $O(E \log^* E)$
- ☐ $\Theta(V \log E)$
- ☐ $\Theta(E \log V)$
- ☐ $O(E \log E)$

234. Il problema dei cammini minimi con sorgente singola, dato un grafo $G=(V,E)$ con pesi $w:E \rightarrow \mathbb{R}$ e un vertice $s \in V$, richiede di trovare

- ☐ per ogni arco $e \in E$ il cammino di peso minimo originato in s e passante per e
- ☒ per ogni vertice $v \in V$ il cammino di peso minimo da s a v
- ☐ per ogni peso w il cammino più breve di peso w originato in s
- ☐ per ogni vertice $v \in V$ tutti i cammini originati in s che terminano in v
- ☐ per ogni CFC di G , il cammino di peso minimo che connette s alla CFC

235. Il problema dell'individuazione dei cammini minimi con sorgente singola su un grafo $G=(V,E)$ può essere esteso a comprendere

- ☒ l'individuazione del cammino minimo fra una coppia di vertici u e v
- ☐ l'individuazione del cammino minimo fra due CFC
- ☐ l'individuazione del cammino minimo fra ogni coppia di archi in E
- ☐ l'individuazione del cammino minimo fra una sorgente $s \in V$ ed ogni altro vertice in V
- ☒ l'individuazione dei cammini minimi fra tutte le coppie di vertici in V

236. L'individuazione dei cammini minimi con sorgente singola sul grafo $G=(V,E)$ può essere effettuata sotto l'ipotesi che

- ☐ non esistano in G componenti fortemente connesse di peso negativo
- ☐ non esistano in G archi di peso negativo
- ☐ non esistano in G vertici di peso negativo
- ☒ non esistano in G cicli di peso negativo
- ☐ non esistano in G cammini di peso negativo

237. La rappresentazione interna dei cammini nel problema dell'individuazione dei cammini minimi con sorgente singola è analoga a quella

- ☐ delle CFC
- ☐ delle heap di Fibonacci
- ☐ delle heap binomiali
- ☐ degli MST
- ☒ degli alberi BFS

238. Nella rappresentazione interna dei cammini minimi, per ogni vertice $v \in V$ viene mantenuto

- ☒ un predecessore $\pi(v)$
- ☐ un figlio $\phi(v)$
- ☐ un puntatore alla sorgente $\sigma(v)$
- ☐ un grafo $G(v)$
- ☐ non so

239. L'individuazione dei cammini minimi con sorgente singola s sul grafo $G=(V,E)$ comporta l'individuazione di un albero dei cammini minimi $G_\pi=(V_\pi, E_\pi)$ in cui
- ☒ V_π è l'insieme dei vertici raggiungibili da s in G
 - ☐ per ogni $v \in V_\pi$ l'unico cammino semplice da s a v in G_π è il cammino minimo da s a v in G
 - ☒ per ogni $v \in V_\pi$ l'unico cammino semplice da s a v in G_π è un cammino minimo da s a v in G
 - ☐ G_π forma un albero con radice in v
 - ☐ per ogni $e \in E_\pi$ l'unico cammino semplice da s a v in G_π è il cammino minimo passante per e
240. L'algoritmo InitializeSingleSource, in Dijkstra:
- ☐ inizializza l'array contenente i dati del rafforzamento del costo del cammino minimo da s a ogni $v \in V$
 - ☐ inizializza l'array contenente i dati del rilassamento del costo del cammino minimo dalla sorgente s ad ogni vertice v
 - ☒ inizializza variabili $d[v]$ contenenti, per ogni v , una stima del costo del cammino minimo espressa come un suo limite superiore
 - ☐ inizializza a 0 l'array $d[v]$, per ogni $v \in V$, e le variabili poi usate in Dijkstra
 - ☐ inizializza le variabili relative alla sorgente s
241. L'algoritmo Relax, in Dijkstra
- ☐ per un arco (u,v) verifica se è possibile migliorare il cammino minimo per v passante per u
 - ☒ per un vertice v verifica se è possibile rilassare la stima del cammino di costo minimo che arriva a v
 - ☐ per la sorgente s , verifica se è possibile rilassare il cammino di costo minimo da s ad ogni $v \in V$
 - ☐ per il grafo $G=(V,E)$, verifica se è possibile identificare un rilassamento dei costi dei cammini minimi da s
 - ☐ per il grafo $G=(V,E)$, verifica se è possibile identificare un rilassamento del costo del cammino minimo da s a $v \in V$
242. L'algoritmo di Dijkstra, sorgente singola s
- ☒ percorre in maniera BFS il grafo G a partire dal vertice s
 - ☐ percorre in maniera DFS il grafo G a partire dal vertice s
 - ☒ associa ad ogni vertice $v \in V$ una stima del rilassamento dell'arco (s,v) che porta in v
 - ☐ aggiorna ricorsivamente i puntatori del cammino minimo da s ad ogni $v \in V$
 - ☒ mantiene un insieme S di vertici v per cui il costo del cammino minimo da s a v è già stato determinato
243. La correttezza dell'algoritmo di Dijkstra, applicato ad un grafo orientato e pesato $G=(V,E)$ e sorgente s , si prova dimostrando che
- ☐ l'algoritmo termina in un tempo di CPU che è $O(V^2)$
 - ☐ al termine dell'esecuzione è possibile raggiungere ogni vertice $v \in V$ a partire da S
 - ☐ al termine dell'esecuzione l'algoritmo ha individuato cio' che doveva individuare
 - ☒ al termine dell'esecuzione si ha $d[u]=\delta(s,u)$ per ogni $u \in V$
 - ☐ l'asserto della correttezza di Dijkstra è rispettato per ogni possibile $s \in V$

244. La complessità computazionale dell'algoritmo di Dijkstra è

- ☐ $O(E^2)$
- ☐ $O(V^2 + E)$
- ☐ $O(V \log E)$
- ☒ $O(V^2)$
- ☐ $O(V^2 \log E)$

245. L'algoritmo di Bellman - Ford risolve il problema

- ☐ dell'albero di copertura minimo di un grafo
- ☐ dei cammini minimi fra tutte le coppie di vertici di un grafo
- ☐ dei cammini minimi da una sorgente ad ogni altro nodo di un grafo
- ☒ dei cammini minimi da una sorgente ad ogni altro nodo di un grafo, accettando archi di costo negativo
- ☐ dell'individuazione delle componenti connesse di un grafo

246. L'algoritmo di Bellman - Ford

- ☐ è applicabile quando tutti gli archi del grafo hanno costo negativo
- ☒ permette di individuare cammini minimi anche in un grafo con archi di costo negativo
- ☒ restituisce false se esistono cicli di costo negativo e true altrimenti
- ☒ restituisce un identificativo di "nessuna soluzione" nel caso esistano cicli di costo negativo
- ☐ è una versione meno efficiente dell'algoritmo di Dijkstra

247. L'algoritmo di Bellman - Ford

- ☒ si basa sulla stessa funzione Relax usata anche da Dijkstra
- ☒ permette di individuare l'albero di copertura minimo anche in grafi con archi di costo negativo
- ☐ permette di individuare in modo deterministico i cammini minimi in un grafo, senza rilassamenti o approssimazioni
- ☐ individua in modo randomizzato i cammini minimi in un grafo
- ☐ è una procedura ricorsiva per l'individuazione dei cammini minimi

248. L'algoritmo di Bellmann-Ford applicato a un grafo $G=(V,E)$ restituisce

- ☐ true se G non contiene archi di costo negativo, false altrimenti
- ☒ l'albero dei cammini minimi da s a ogni v in V
- ☐ true se G non contiene archi di costo negativo, nel qual caso si ha che $d[v]=\delta(s,v)$ per ogni $v \in V$, false altrimenti
- ☐ false se ci sono archi negativi nel grafo, true se G non contiene archi di costo negativo, nel qual caso si ha che $d[v]=\delta(s,v)$ per ogni $v \in V$
- ☐ l'albero di copertura minimo del grafo G

249. La complessità dell'algoritmo di Bellmann - Ford è

- ☒ $O(V E)$
- ☐ $O(V+E)$
- ☐ $O(V \log E)$
- ☐ $O(E \log V)$
- ☐ $O(V^2)$

250. Nel caso di un DAG è possibile calcolare i cammini minimi sfruttando

- ☐ un ordinamento lineare dei vertici di G
- ☐ un ordinamento quadratico dei vertici di G
- ☐ un ordinamento crescente dei vertici di G
- ☒ un ordinamento topologico dei vertici di G
- ☐ un ordinamento binario dei vertici di G

251. La complessità di DAG-shortest-path è

- ☐ $O(V E)$
- ☐ $O(V \log E)$
- ☐ $O(E \log V)$
- ☐ $O(V^2)$
- ☒ $O(V+E)$

252. Il problema dei cammini minimi fra tutte le coppie, dato un grafo pesato $G=(V,E,W)$, richiede di

- ☒ trovare per ogni coppia $u,v \in V$ il minimo costo di un cammino da u a v
- ☐ trovare per ogni coppia $u,v \in E$ il minimo costo di un cammino da u a v
- ☐ trovare per ogni coppia $u,v \in V$ il minimo costo di un cammino da s a v passante per u
- ☐ trovare per ogni coppia $u,v \in V$ il minimo costo di un cammino da s a u passante per v
- ☐ trovare per ogni arco $(u,v) \in E$ il minimo costo di un cammino da s passante per (u,v)

253. La matrice dei predecessori $\pi=\{\pi_{uv}\}$ calcolata assieme ai cammini minimi fra tutte le coppie di un grafo $G=(V,E)$ è tale per cui

- ☐ π_{uv} è NIL se non c'è un cammino da u a v , altrimenti è un puntatore a un predecessore di v su di un cammino minimo da u
- ☐ π_{uv} è NIL se $u=v$, altrimenti è un puntatore a un predecessore di v su di un cammino minimo da u
- ☒ π_{uv} è NIL se $u=v$ o se non c'è un cammino da u a v , altrimenti è un predecessore di v su di un cammino minimo da u
- ☐ π_{uv} è NIL se $u=v$ o se non c'è un cammino da u a v , altrimenti è un predecessore di v su di un cammino minimo in G

254. La riga i -esima della matrice dei predecessori identifica

- ☒ un albero dei cammini minimi con radice in i
- ☐ tutti i cammini minimi che conducono a i
- ☐ tutti i cammini minimi passanti per i
- ☐ tutti gli alberi di copertura contenenti i
- ☐ un albero di copertura minimo radicato in i

255. L'algoritmo di Floyd-Warshall risolve il problema

- ☐ dell'albero di copertura minimo di un grafo
- ☒ dei cammini minimi fra tutte le coppie di vertici di un grafo
- ☐ dei cammini minimi da una sorgente ad ogni altro nodo di un grafo
- ☐ dei cammini minimi da una sorgente ad ogni altro nodo, accettando archi di costo negativo
- ☐ dell'individuazione delle componenti connesse di un grafo

256. L'algoritmo di Floyd-Warshall

- ☒ è un algoritmo di programmazione dinamica
- ☐ è un algoritmo greedy
- ☐ è un algoritmo approssimato
- ☐ è un algoritmo euristico
- ☐ è un algoritmo ottimo

257. L'algoritmo di Floyd-Warshall

- ☐ accetta cicli di costo negativo
- ☐ assume che tutti gli archi abbiano costo non negativo
- ☐ assume che tutti gli archi abbiano costo non positivo
- ☒ non fa assunzioni sui costi degli archi
- ☒ accetta archi di peso negativo ma non cicli negativi

258. Il passo ricorsivo implementato da Floyd-Warshall per estendere un cammino minimo da s a t passando solo per i nodi v_1, \dots, v_i è:

- ☐ $d_{st}(k) = \min(d_{st}(k-1), d_{sk}(k-1))$ (se $k > 0$)
- ☐ $d_{st}(k) = d_{sk}(k-1) + d_{kt}(k-1)$ (se $k > 0$)
- ☒ $d_{st}(k) = \min(d_{st}(k-1), d_{sk}(k-1) + d_{kt}(k-1))$ (se $k > 0$)
- ☐ $d_{st}(k) = \min(d_{st}(k-1), d_{sk}(k))$ (se $k > 0$)
- ☐ non c'è nessun passo ricorsivo

259. L'algoritmo di Floyd-Warshall viene realizzato

- ☐ con una chiamata ricorsiva a Floyd-Warshall(W)
- ☒ con tre cicli for innestati
- ☐ Basandosi sull'algoritmo Relax
- ☐ con due cicli while innestati
- ☐ in pseudocodice

260. La complessità computazionale dell'algoritmo di Floyd-Warshall applicato a un grafo $G=(V,E)$ è

- ☐ $O(V^3)$
- ☒ $\Theta(V^3)$
- ☐ $O(V^2)$
- ☐ $O(V E)$
- ☐ $O(V \log E)$

261. I problemi decisionali sono la classe di problemi dove per ogni possibile ingresso un algoritmo deve

- ☐ trovare la corrispondente soluzione di costo minimo
- ☐ risolvere il problema
- ☒ computare un'uscita corrispondente alla stringa di input ricevuta in ingresso
- ☒ scegliere una di due risposte possibili: "si" o "no"
- ☐ individuare la decisione che risolve il problema

262. La classe delle funzioni corrispondenti a problemi decisionali è quella delle funzioni

- ☒ computabili del tipo $f: \mathbb{N} \rightarrow \{0,1\}$
- ☐ $f: \mathbb{N} \rightarrow \{0,1\}$
- ☐ computabili del tipo $f: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$
- ☐ computabili del tipo $f: \text{stringhe} \rightarrow \{\text{"si"}, \text{"no"}\}$
- ☐ le funzioni non c'entrano niente

263. Il problema del sottografo completo richiede:

- ☐ Dato un grafo G , stabilire se G contiene un sottografo completo
- ☐ Dati un grafo G di n vertici, stabilire se G contiene un sottografo completo
- ☒ Dati un grafo G e un intero n , stabilire se il grafo G contiene un sottografo completo con n vertici
- ☐ Dati un grafo G di n vertici, stabilire se G contiene un sottografo completo con n archi

264. Il problema del cammino hamiltoniano per un grafo G richiede:

- ☐ stabilire se esiste un ciclo che tocchi tutti i vertici di G una e una sola volta
- ☐ stabilire se esiste un cammino che tocchi tutti i vertici di G una e una sola volta tornando alla fine al vertice di partenza
- ☐ stabilire se esiste un cammino che tocchi tutti i vertici di G
- ☐ stabilire se esiste un cammino elementare che tocchi tutti i vertici di G
- ☒ stabilire se esiste un cammino che tocchi tutti i vertici di G una e una sola volta

265. Il problema del cammino euleriano, dato un grafo G , richiede di stabilire:

- ☐ se esiste un cammino che tocchi tutti i vertici di G una e una sola volta
- ☐ se esiste un cammino elementare che percorra tutti gli archi di G una e una sola volta
- ☒ se esiste un cammino che percorra tutti gli archi di G una e una sola volta
- ☐ se esiste un cammino che percorra tutti gli archi di G

266. Il problema SAT, data una k -CNF F , richiede di stabilire:

- ☐ se F è soddisfacibile, cioè se esiste un assegnamento di valori 0 e 1 alle variabili in F per cui il valore dei disgiunti diventi 1
- ☒ se F è soddisfacibile, cioè se esiste un assegnamento di valori 0 e 1 alle variabili in F per cui il valore di F diventi 1
- ☐ se F è soddisfacibile, cioè se esiste un assegnamento ammissibile di valori 0 e 1 alle variabili in F
- ☐ se F è soddisfacibile, cioè se esiste un assegnamento di valori 0 e 1 alle variabili in F per cui F è soddisfatta

267. Una k -CNF è

- ☐ una CNF definita su k congiunti
- ☐ un insieme di k CNF ognuna singolarmente soddisfacibile
- ☐ la disgiunzione di k CNF
- ☒ una CNF in cui ogni congiunto ha k termini
- ☐ non ricordo

268. Un problema di ottimizzazione richiede

- ☐ di individuare quale fra "si" o "no" sia la soluzione del problema
- ☐ di trovare la soluzione ottima per il problema dato
- ☒ di trovare il massimo o il minimo di una funzione
- ☐ di utilizzare in modo ottimo le risorse disponibili
- ☐ di ottimizzare i dati del problema

269. Dato un problema di ottimizzazione PO e il corrispondente problema decisionale PD

- ☒ PO e PD hanno la stessa complessità
- ☐ PD è computazionalmente più complesso di PO
- ☐ PO è computazionalmente più complesso di PD
- ☒ è possibile ricondurre PO a PD tramite una ricerca binomiale su una soglia sul costo ottimo
- ☐ non esiste sempre un problema decisionale corrispondente ad un problema di ottimizzazione

270. Una istanza di un problema

- ☐ è una specifica della struttura di come appare
- ☐ è la specifica della modalità con cui passare il problema ad un algoritmo
- ☐ è una implementazione del problema
- ☒ è un suo caso particolare in cui vengono specificati tutti i suoi elementi costitutivi
- ☐ è una stringa binaria

271. Per codifica di un problema si intende:

- ☒ la corrispondenza fra l'insieme delle istanze del problema e un insieme di stringhe binarie: $e: I \rightarrow \{0,1\}^*$
- ☐ corrispondenza fra il problema e l'insieme delle sue istanze
- ☐ la modalità con cui si passa il problema all'algoritmo risolutivo
- ☐ l'individuazione di un opportuno schema biettivo di corrispondenza fra gli elementi del problema e le strutture sintattiche rappresentative
- ☐ l'implementazione del problema

272. Un problema decisionale PD è nella classe P

- ☐ se esiste un algoritmo che risolve un'istanza del problema PD in tempo polinomiale
- ☒ se esiste un algoritmo che risolve qualsiasi istanza del problema PD in tempo polinomiale
- ☐ se è possibile risolvere qualsiasi istanza del problema PD in tempo polinomiale
- ☐ se esiste un algoritmo che risolve qualsiasi istanza del problema PD in tempo non deterministico polinomiale
- ☐ se è facile da risolvere

273. Una funzione $f: \{0,1\}^* \rightarrow \{0,1\}^*$ è calcolabile in tempo polinomiale

- ☒ se esiste un algoritmo polinomiale che, dato in input un qualsiasi $x = \{0,1\}^*$, produce come output $\{0,1\}^*$
- ☐ se esiste un algoritmo che, dato in input un qualsiasi $x = \{0,1\}^*$, produce come output "si" in tempo polinomiale
- ☐ se esiste un algoritmo che, dato in input un qualsiasi $x = \{0,1\}^*$, produce come output "no" in tempo polinomiale

- ☐ se esiste un algoritmo polinomiale che, dato in input un qualsiasi $x=\{0,1\}^*$, produce come output $f(x)$.
- ☐ se il tempo di calcolo è del tipo n^x

274. Un problema decisionale PD è nella classe NP

- ☐ se non esiste un algoritmo che risolve qualsiasi istanza di PD in tempo polinomiale (rispetto alla dimensione della istanza).
- ☐ se esiste un algoritmo che risolve qualsiasi istanza di PD in tempo non polinomiale (rispetto alla dimensione della istanza).
- ☐ se esiste un algoritmo approssimato che risolve qualsiasi istanza di PD in tempo polinomiale (rispetto alla dimensione della istanza).
- ☐ se esiste un algoritmo deterministico che risolve qualsiasi istanza di PD in tempo non polinomiale (rispetto alla dimensione della istanza).
- ☒ se esiste un algoritmo non-deterministico che risolve qualsiasi istanza di PD in tempo polinomiale (rispetto alla dimensione della istanza).

275. Un algoritmo non deterministico è un programma

- ☐ che può anche contenere istruzioni del tipo goto $\{L_1, \dots, L_n\}$
- ☐ che può dare risultati diversi ad ogni esecuzione
- ☐ che risolve problemi NP
- ☐ che contiene chiamate alla funzione random()
- ☐ che non è definito completamente

276. Per realizzazione di un algoritmo non deterministico A si intende

- ☐ l'implementazione dell'algoritmo A
- ☐ l'individuazione dello pseudocodice di A
- ☐ ciascuna delle possibili diverse esecuzioni di A
- ☐ l'applicazione di A ad un'istanza del problema che risolve

277. Un algoritmo non deterministico A calcola una funzione $f : N \rightarrow \{0,1\}$ se:

- ☐ per ogni $a \in N$ tale che $f(a)=1$ tutte le realizzazioni di A terminano
- ☐ per ogni $a \in N$ tale che $f(a)=1$ tutte le realizzazioni di A terminano restituendo 1
- ☐ per ogni $a \in N$ tale che $f(a)=1$ esiste una realizzazione di A che ritorna 1
- ☐ per ogni $a \in N$ tale che $f(a)=0$ esiste una realizzazione di A che ritorna 0
- ☐ per ogni $a \in N$ tale che $f(a)=0$ tutte le realizzazioni di A terminano restituendo 0

278. Per il problema del ciclo euleriano esiste un algoritmo risolutore:

- ☐ polinomiale
- ☐ lineare
- ☐ non deterministico polinomiale
- ☐ logaritmico
- ☐ non deterministico lineare

279. Si sa che

- ☐ $NP \subseteq P$
- ☒ $P \subseteq NP$
- ☐ $P = NP$
- ☐ $P \neq NP$
- ☐ $P \subset NP$

280. $f : N \rightarrow \{0, 1\}$ è riducibile polinomialmente a $g : N \rightarrow \{0, 1\}$ se

- ☐ esiste una funzione h tale che per ogni x : $f(x) = g(h(x))$
- ☐ esiste una funzione h , calcolabile in tempo polinomiale, tale che per ogni x : $g(x) = f(h(x))$
- ☐ esiste una funzione h , calcolabile in tempo polinomiale, tale che per ogni x : $f(x) = h(g(x))$
- ☒ esiste una funzione h , calcolabile in tempo polinomiale, tale che per ogni x : $f(x) = g(h(x))$
- ☐ esiste una funzione h , calcolabile in tempo polinomiale, tale che per ogni x : $h(x) = g(f(x))$

281. $f : N \rightarrow \{0,1\}$ è NP-completo se e solo se:

- ☐ non è risolvibile in tempo polinomiale
- ☒ $f \in NP$
- ☒ per ogni $g \in NP$, g è riducibile polinomialmente a f
- ☐ non esistono algoritmi, neanche non deterministici, che risolvono f in tempo polinomiale
- ☐ f non è in P

282. Per dimostrare la NP completezza di una funzione f dalla definizione di NP completezza si richiede di:

- ☐ dimostrare che f è non deterministica polinomiale
- ☐ dimostrare che f non è in P
- ☐ dimostrare che f è riducibile polinomialmente qualunque altra funzione in NP
- ☒ che la funzione è in NP
- ☒ dimostrare che qualunque altra funzione in NP è riducibile polinomialmente alla funzione data

283. Per dimostrare la NP completezza di una funzione f è necessario

- ☒ mostrare che la funzione f è in NP
- ☐ ridurre polinomialmente f a g , per ogni $g \in NP$
- ☒ mostrare che $g \leq_p f$ per qualche problema g che è già noto essere NP completo
- ☐ mostrare che f non è in P

284. La prova di NP completezza del problema del sottografo completo (CSP) può essere fatta

- ☒ riducendo SAT a CSP
- ☐ riducendo CSP a SAT
- ☐ riducendo CSP a TSP
- ☐ aumentando SAT a CSP
- ☐ aumentando CSP a SAT

285. Il problema vertex cover, dato un grafo $G=(V,E)$, richiede di:

- ☐ trovare il massimo numero di archi che abbiano un estremo in uno dei vertici in V
- ☐ trovare il minimo numero di archi tale per cui ogni vertice in V abbia almeno un arco uscente
- ☒ trovare un sottinsieme S di dimensione minima dei vertici in V , tale per cui ogni arco abbia un vertice in S
- ☐ trovare il massimo numero di vertici in V tale per cui gli archi restino coperti
- ☐ coprire tutti i vertici di G con un cammino hamiltoniano

286. Una rete di flusso è un grafo

- ☒ in cui ogni arco ha associato una capacità, cioè un peso non negativo
- ☒ orientato pesato $G=(V,A,c)$, con due nodi particolari: una sorgente s e un pozzo t
- ☐ diretto, aciclico e connesso
- ☐ orientato pesato che può anche contenere cicli di costo negativo

287. una rete di flusso può modellare:

- ☒ reti di comunicazione
- ☐ reti da pesca
- ☒ circuiti elettrici
- ☒ reti idrauliche

288. Un flusso ammissibile per G è

- ☒ Una funzione fra archi di G e R che soddisfa la capacità degli archi e la conservazione ai nodi
- ☐ Una funzione fra archi di G e R che soddisfa la conservazione degli archi e la capacità ai nodi
- ☐ Una funzione fra vertici di G e R che soddisfa la capacità degli archi e la conservazione ai nodi
- ☐ Una funzione fra vertici di G e R che soddisfa la conservazione degli archi e la capacità ai nodi

289. Il problema del flusso massimo (max flow) chiede di

- ☐ determinare la sorgente s da cui inviare il massimo flusso ammissibile a un pozzo t .
- ☒ determinare il valore del massimo flusso ammissibile inviabile da una sorgente s a un pozzo t .
- ☐ determinare il valore del massimo flusso inviabile da una sorgente s a un pozzo t .
- ☐ determinare il costo del massimo flusso ammissibile inviabile da una sorgente s a un pozzo t .

290. Una rete di flusso può diventare una rete di circolazione

- ☐ aggiungendo un arco (s,t) con capacità infinita e richiedendo che il flusso $f(t,s)$ sia il più grande possibile.
- ☐ aggiungendo un arco (t,s) con capacità pari al flusso massimo.
- ☒ aggiungendo un arco (t,s) con capacità infinita e richiedendo che il flusso $f(t,s)$ sia il più grande possibile.
- ☐ aggiungendo un arco (t,s) con capacità infinita e richiedendo che il flusso $f(t,s)$ sia il più breve possibile.

291. In un taglio (A,B) di una rete di flusso $G = (V, E)$ con sorgente s e pozzo t in cui

- ☐ $s \in A$ e $t \in A$
- ☒ $s \in A$ e $t \in B$
- ☐ $s \in B$ e $t \in B$
- ☐ s e t possono appartenere a qualunque delle due partizioni

292. In un taglio (A,B) di una rete di flusso $G = (V, E)$ con sorgente s e pozzo t ha una capacità $c(A,B)$
- ☐ è pari alla somma delle capacità degli archi con il primo estremo in B e il secondo in A
 - ☐ è pari alla somma delle capacità degli archi della partizione A
 - ☐ è pari alla somma delle capacità degli archi della partizione B
 - ☒ è pari alla somma delle capacità degli archi con il primo estremo in A e il secondo in B
 - ☐ è pari alla somma delle capacità di tutti gli archi del grafo
293. In un taglio (A,B) di una rete di flusso $G = (V, E)$ con sorgente s e pozzo t il flusso attraverso il taglio
- ☐ è pari alla somma dei flussi sugli archi con il primo estremo in B e il secondo in A
 - ☐ è pari alla somma dei flussi sugli archi della partizione A
 - ☐ è pari alla somma dei flussi sugli archi della partizione B
 - ☐ è pari alla somma dei flussi su tutti gli archi del grafo
 - ☒ è pari alla somma dei flussi sugli archi con il primo estremo in A e il secondo in B
294. Il teorema max flow – min cut per reti di flusso asserisce che
- ☐ il flusso minimo in una rete $G=(V,A)$ è pari alla capacità del taglio di G di capacità minima.
 - ☒ il flusso massimo in una rete $G=(V,A)$ è pari alla capacità del taglio di G di capacità minima.
 - ☐ il flusso massimo in una rete $G=(V,A)$ è pari alla capacità del taglio di G di capacità massima.
 - ☐ il flusso minimo in una rete $G=(V,A)$ è pari alla capacità del taglio di G di capacità minima.
295. Data una rete $G(V,A)$ su cui circola un flusso f , il grafo residuo $G_f(V,A_f)$
- ☐ è un sottografo di G contenente solo gli archi di A con capacità residua positiva o nulla
 - ☐ è un supergrafo di G contenente gli archi di A e gli archi residui
 - ☒ è un sottografo di G contenente solo gli archi di A con capacità residua strettamente positiva
 - ☐ è un supergrafo di G contenente gli archi di A con capacità residua incrementale
296. Un cammino aumentante nella rete G in cui circola un flusso f (eventualmente nullo)
- ☐ è un cammino da s a t aumentato di un arco
 - ☐ è un cammino fra due nodi qualunque del grafo residuo che permette di aumentare il flusso
 - ☐ è un cammino fra due nodi qualunque del grafo G che permette di aumentare il flusso
 - ☒ è un cammino da s a t nel suo grafo residuo
297. Il flusso lungo un cammino aumentante può essere aumentato
- ☒ al massimo di un quantitativo pari alla minima capacità residua c_f degli archi del cammino
 - ☐ al massimo di un quantitativo pari alla massima capacità residua c_f degli archi del taglio minimo
 - ☐ al minimo di un quantitativo pari alla capacità residua c_f degli archi del cammino
 - ☐ al massimo di un quantitativo pari alla massima capacità residua c_f degli archi del cammino
298. L'algoritmo di Ford–Fulkerson a cammini aumentanti
- ☐ Permette di ridurre flussi in certi archi se si accorge di scelte sbagliate
 - ☒ Individua una successione di cammini aumentanti nei grafi residui
 - ☒ Aumenta sempre i flussi ammissibili che via via individua
 - ☐ Individua cicli di flussi di costo negativo

299. La capacità residua di un arco (u, v) con flusso $f(u, v)$ è

- ☐ $c_f(u, v) = f(u, v) - c(u, v)$ direzione $u \rightarrow v$
- ☒ $c_f(u, v) = c(u, v) - f(u, v)$ direzione $u \rightarrow v$
- ☐ $c_f(u, v) = f(v, u)$ direzione $u \rightarrow v$
- ☒ $c_f(u, v) = f(v, u)$ direzione $v \rightarrow u$

300. La complessità dell'algoritmo di Ford-Fulkerson è

- ☐ Non polinomiale
- ☐ $O(|E| V)$
- ☒ $O(|E| f^*)$, dove f^* è il valore del flusso massimo
- ☐ $O(|E| \log |E|)$

301. L'algoritmo di Edmonds-Karp per flussi massimi in reti di flusso

- ☒ Inserisce un passo di breadth first search in Ford-Fulkerson
- ☐ Utilizza un approccio diverso da quello seguito da Ford-Fulkerson
- ☒ Si basa su Ford-Fulkerson e richiede di individuare solo cammini aumentanti con numero minimo di archi
- ☐ Estende alle reti di flusso l'algoritmo di Kruskal

302. la complessità di Edmonds-Karp è

- ☐ $O(VE)$
- ☐ $O(EV^2)$
- ☒ $O(VE^2)$
- ☐ $O(V f^*)$, dove f^* è il valore del flusso massimo

303. Il problema min-cost max-flow (flusso massimo a costo minimo) richiede di

- ☐ Trovare fra tutti i flussi a costo minimo quello a flusso massimo
- ☐ Trovare il flusso massimo con il minimo costo computazionale
- ☐ Trovare fra tutti i flussi massimi quello a costo minimo
- ☐ Trovare fra tutti i flussi computazionali quello a minimo costo del cammino aumentante

304. Casi particolari del problema min-cost max-flow includono

- ☐ Il problema dell'albero di copertura massimo a costo minimo
- ☐ Il problema del cammino a costo minimo e dei k cammini disgiunti
- ☐ Il problema del cammino massimo a costo minimo
- ☐ Il problema del cammino a costo e dei k alberi di copertura disgiunti

305. Nel problema min-cost max-flow gli archi residui (u, v) in una rete con flusso f

- ☐ hanno capacità invariate e $cost_f(uv) = cost(uv)$, e $cost_f(vu) = -cost(uv)$.
- ☐ hanno capacità invariate e $cost_f(vu) = cost(uv)$, e $cost_f(uv) = -cost(uv)$.
- ☐ hanno capacità definite come nel flusso massimo e $cost_f(uv) = cost(uv)$, e $cost_f(vu) = -cost(uv)$.
- ☐ hanno capacità definite come in Kruskal e $cost_f(uv) = d(uv)$, e $cost_f(vu) = -d(uv)$.

306. Nell'algoritmo cycle cancelling per il problema min-cost max-flow

- ☐ Il flusso s-t viene incrementalmente aumentato su cammini aumentanti di costo decrescente
- ☐ Il flusso s-t viene incrementalmente aumentato individuando cicli di flussi da cancellare
- ☐ Il flusso s-t viene incrementalmente aumentato analogamente ad Edmonds-Karp
- ☐ Dopo la prima allocazione la quantità di flusso da s a t non cambia mai

