

Algoritmi e Strutture Dati

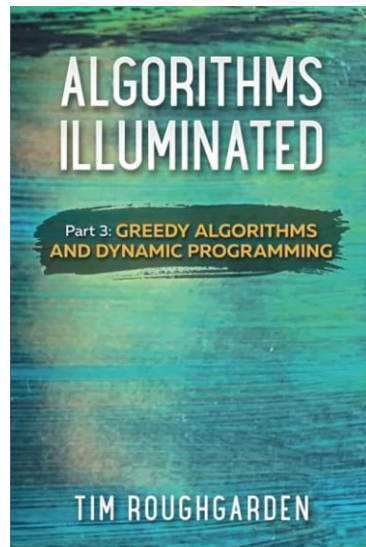
Luciano Gualà

guala@mat.uniroma2.it

www.mat.uniroma2.it/~guala

Programmazione dinamica

una tecnica di progettazione
algoritmica molto potente



Capitolo 16

Sommario

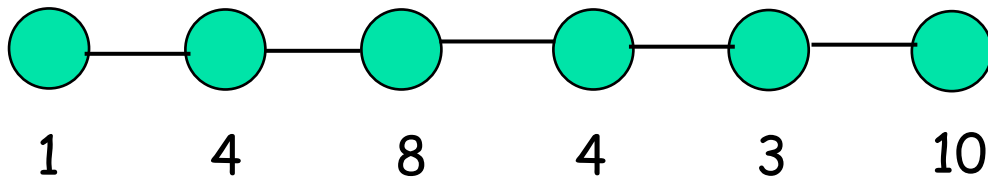
- La tecnica della **programmazione dinamica** all'opera
- Un problema interessante: **insieme indipendente** di peso massimo (per un grafo a cammino)
 - perché le altre tecniche non funzionano
 - ragionare sulla struttura/proprietà della **soluzione**
- Un algoritmo di programmazione dinamica con complessità lineare
- Principi generali della programmazione dinamica
 - **sottoproblemi**, **relazioni** fra sottoproblemi, **tabelle**

Insieme Indipendente di peso massimo (su grafi a cammino)

Input: Un cammino G di n nodi. Ogni nodo v_i ha un peso w_i .

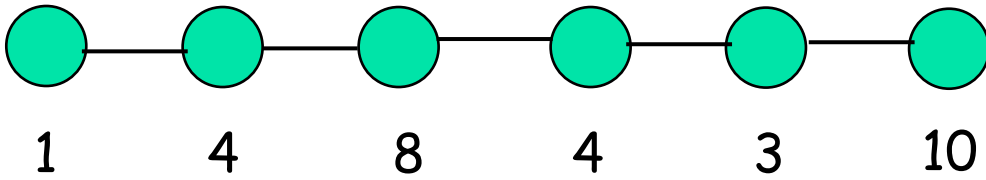
Goal: trovare un insieme indipendente di peso massimo, ovvero un insieme S di nodi tale che:

- (i) S è un II,
- (ii) $w(S) = \sum_{v_i \in S} w_i$ è più grande possibile.

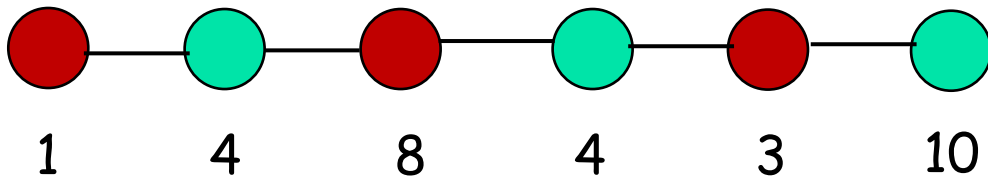


un insieme indipendente (II) di G è un sottoinsieme di nodi che non contiene due nodi adiacenti, ovvero per ogni coppia di nodi dell'insieme i due nodi non sono collegati da un arco.

esempio:



esempio:

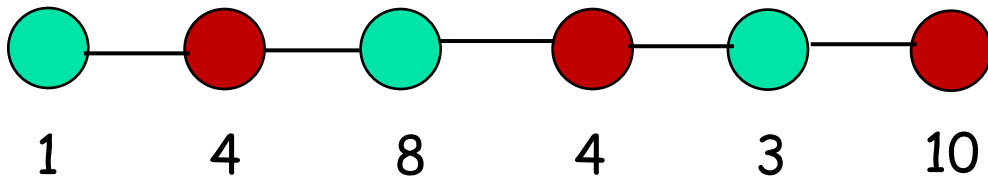


$$S = \{v_1, v_3, v_5\}$$

$$w(S) = 12$$

un insieme
indipendente

esempio:

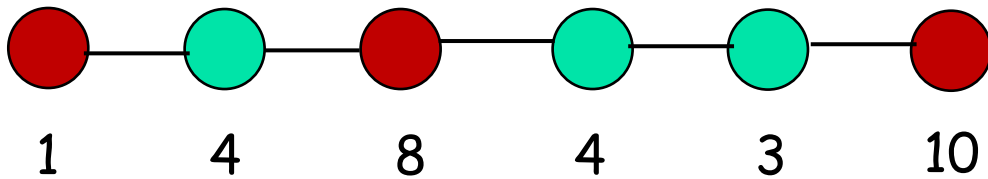


$$S = \{v_2, v_4, v_6\}$$

$$w(S) = 18$$

un insieme
indipendente
migliore

esempio:



$$S = \{v_1, v_3, v_6\}$$

$$w(S) = 19$$

un insieme
indipendente
ancora
migliore
(è un II di peso
massimo!)

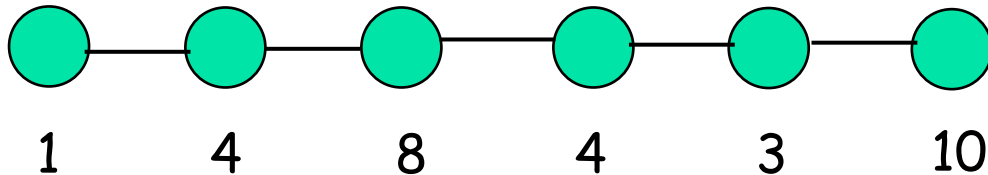
progettiamo un algoritmo:
che approccio utilizzare?

Forza bruta: enumerazione

idea: enumeriamo tutti i sottoinsiemi degli n nodi, per ognuno verifichiamo che è un insieme indipendente, ne calcoliamo il peso e teniamo quello di peso massimo.

domanda: quanti sottoinsiemi guardiamo?

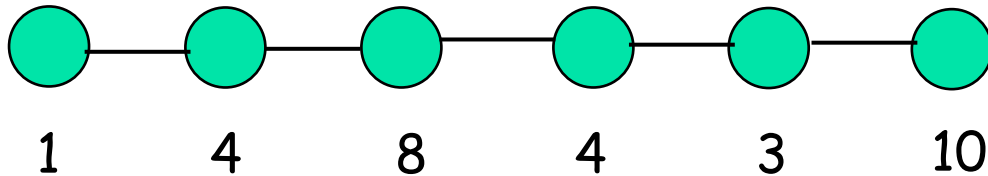
risposta: tanti! (troppi)
... sono 2^n !!!



approccio goloso (greedy)

idea: costruisco la soluzione in modo incrementale scegliendo ogni volta il nodo indipendente di valore massimo.

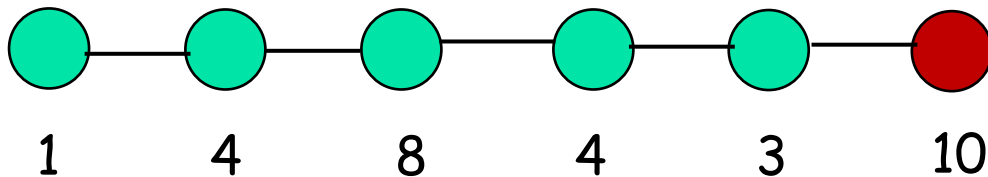
domanda: funziona?



approccio goloso (greedy)

idea: costruisco la soluzione in modo incrementale scegliendo ogni volta il nodo indipendente di valore massimo.

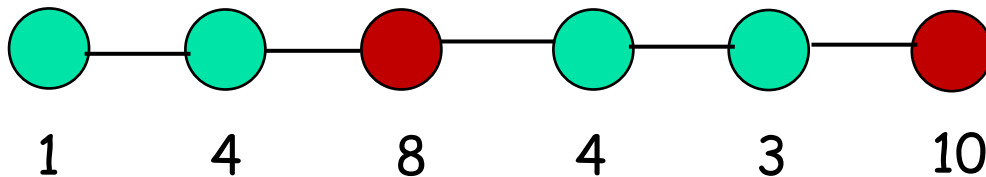
domanda: funziona?



approccio goloso (greedy)

idea: costruisco la soluzione in modo incrementale scegliendo ogni volta il nodo indipendente di valore massimo.

domanda: funziona?

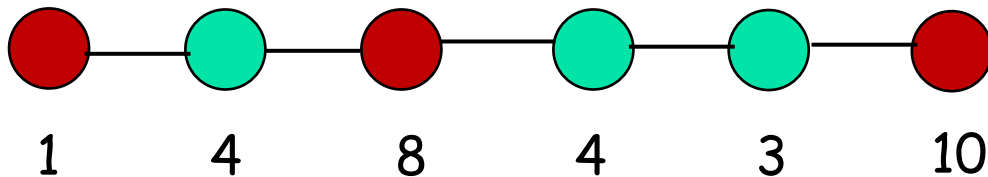


approccio goloso (greedy)

idea: costruisco la soluzione in modo incrementale scegliendo ogni volta il nodo indipendente di valore massimo.

domanda: funziona?

risposta: ...su questa istanza l'algoritmo se l'è cavata bene!

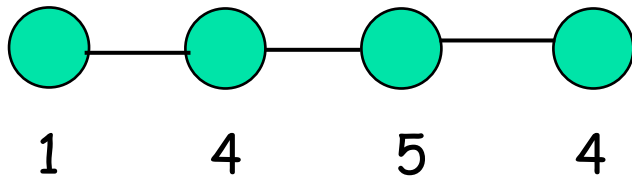


...sarà corretto davvero???

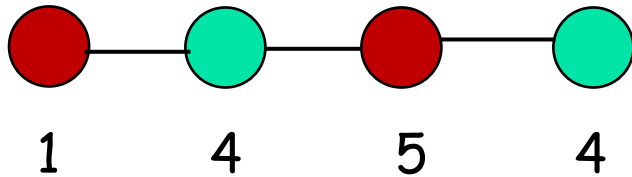
approccio goloso (greedy)

idea: costruisco la soluzione in modo incrementale scegliendo ogni volta il nodo indipendente di valore massimo.

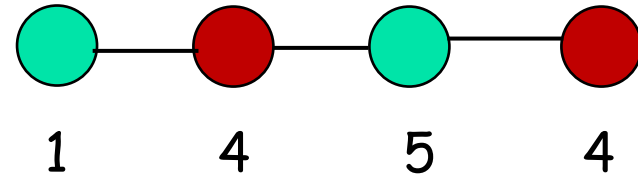
domanda: funziona? **NO!!!!**



istanza



soluzione
algoritmo
greedy

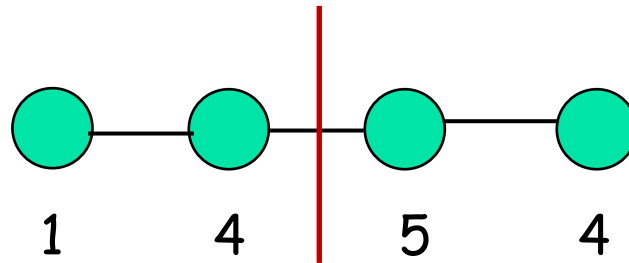


soluzione
ottima

divide et impera

idea: divido il cammino a metà, calcolo ricorsivamente l'II di peso massimo sulle due metà e poi ricombino le soluzioni.

domanda: è corretto?



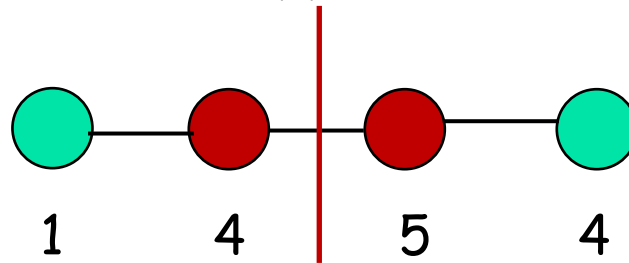
divide et impera

idea: divido il cammino a metà, calcolo ricorsivamente l'II di peso massimo sulle due metà e poi ricombino le soluzioni.

domanda: è corretto?

domanda: posso risolvere (efficientemente) i conflitti che ho quando ricombino?

... sembra difficile!!!



difficile ricombinare le
soluzioni!!!!

Cosa non sta funzionando?

...non stiamo capendo davvero la **struttura**
del problema.

...la comprensione della struttura del
problema ci porterà a sviluppare un **nuovo**
approccio.

cercando un nuovo approccio

passaggio critico: ragionare sulla struttura/proprietà della soluzione (ottima) del problema.

in termini di soluzioni (ottime) di sottoproblemi più "piccoli"

non davvero diverso da come si ragiona implicitamente quando si usa la tecnica del divide-et-impera

obiettivo: esprimere la soluzione del problema come combinazione di soluzioni di (opportuni) sottoproblemi. Se le combinazioni sono "poche" possiamo cercare la combinazione giusta per forza bruta.

ragionando sulla struttura della soluzione

sia S^* la soluzione ottima, ovvero l'II di peso massimo di G .
Considera l'ultimo nodo v_n di G .

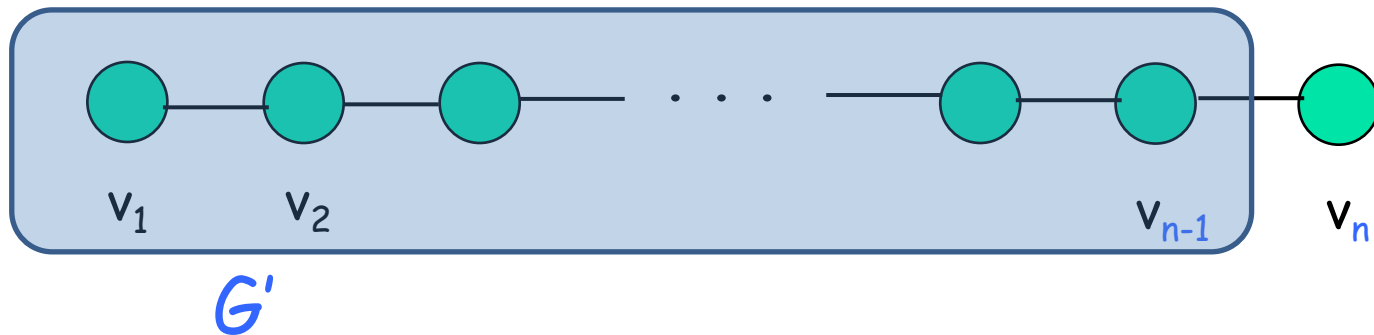
osservazione: $v_n \notin S^*$ o $v_n \in S^*$

caso 1: $v_n \notin S^*$

considera $G' = G - \{v_n\}$.

allora S^* è una soluzione ottima per G' .

se esistesse una soluzione S migliore per G' , S sarebbe migliore anche per G : assurdo!



ragionando sulla struttura della soluzione

sia S^* la soluzione ottima, ovvero l'II di peso massimo di G .
Considera l'ultimo nodo v_n di G .

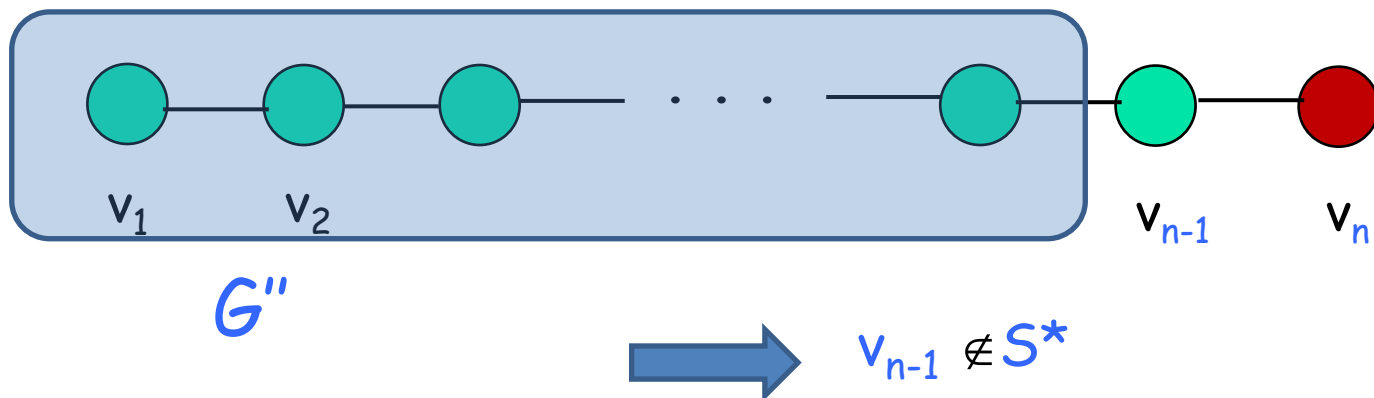
osservazione: $v_n \notin S^*$ o $v_n \in S^*$

caso 2: $v_n \in S^*$

considera $G'' = G - \{v_{n-1}, v_n\}$.

allora $S^* \setminus \{v_n\}$ è una soluzione ottima per G'' .

se esistesse una soluzione S migliore per G'' , $S \cup \{v_n\}$ sarebbe migliore di S^* per G : assurdo!



verso un algoritmo

proprietà: l'II di peso massimo per G deve essere o:

- (i) l'II di peso massimo per G' ,
- (ii) v_n unito all'II di peso massimo per G'' .

Idea (forse folle): calcolare tutte e due le soluzioni e ritornare la migliore delle due.

quale è il tempo dell'algoritmo se calcolo le due soluzioni
ricorsivamente?

$$T(n) = T(n-1) + T(n-2) + O(1)$$



(è quella di Fibonacci2)

$$T(n) = \Theta(\phi^n)$$

esponenziale!!!



forse era davvero
un'idea folle.
sembrava un po'
forza brutta!

...però forse non tutto è perduto

domanda fondamentale: quanti problemi distinti sono risolti dall'algoritmo ricorsivo?

$\Theta(n)$

c'è un sottoproblema per ogni prefisso di G



sono pochi!!!!

Idea: procediamo iterativamente considerando prefissi di G dai più piccoli verso i più grandi.

esempio

G_j : sottocammino composto dai primi j vertici di G

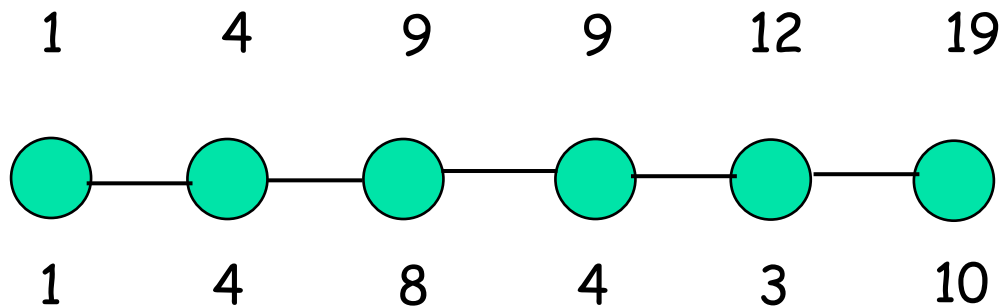
Sottoproblema j : calcolare il peso del miglior II per G_j

$OPT[j]$: valore soluzione sottoproblema j , ovvero peso dell'II di peso massimo di G_j

$$OPT[1]=w_1; OPT[2]= \max \{w_1, w_2\}$$

$$OPT[j]= \max \{OPT[j-1], w_j+OPT[j-2]\}$$

OPT:



l'algoritmo

G_j : sottocammino composto dai primi j vertici di G

$OPT[]$: vettore di n elementi;

dentro $OPT[j]$ voglio mettere il peso dell'II di peso massimo di G_j

1. $OPT[1]=w_1$; $OPT[2]= \max \{w_1, w_2\}$
2. **for** $j=3$ **to** n **do**
3. $OPT[j]= \max \{OPT[j-1], w_j+OPT[j-2]\}$
4. **return** $OPT[n]$

$$T(n)=\Theta(n)$$

Oss: l'algoritmo calcola il valore della soluzione ottima, ma non la soluzione.

possiamo trovare in tempo lineare
anche l'II di peso massimo?

Ricostruire la soluzione
(in tempo lineare)

ricostruire la soluzione

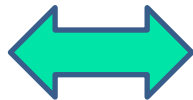
Idea semplice: mentre calcoliamo i valori $OPT[j]$ possiamo mantenere esplicitamente anche la soluzione.

corretta ma non ideale: spreco di tempo e spazio

un'idea migliore: ricostruire la soluzione solo alla fine sfruttando il vettore $OPT[]$.

proprietà chiave:

$v_j \in II$ di peso
massimo di G_j



$$w_j + OPT[j-2] \geq OPT[j-1]$$

un algoritmo per ricostruire la soluzione

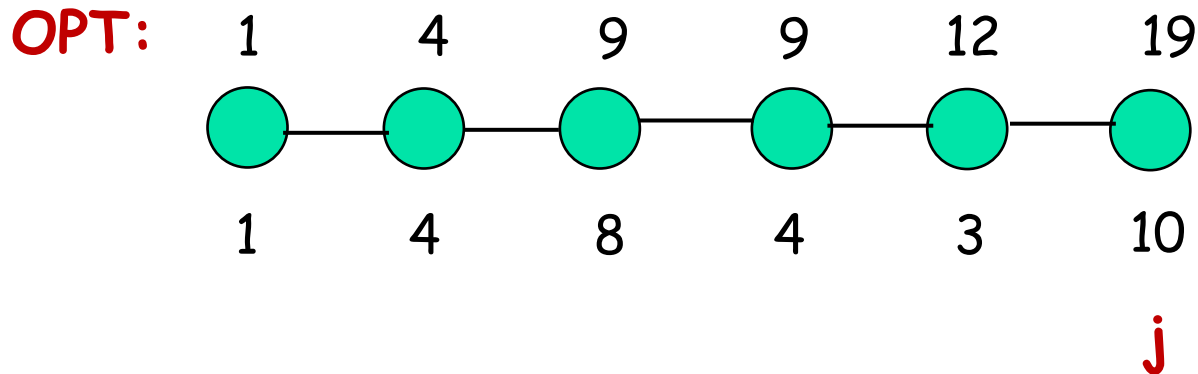
1. $S^* = \emptyset$; $j = n$;
2. **while** $j \geq 3$ **do**
3. **if** $\text{OPT}[j-1] \geq w_j + \text{OPT}[j-2]$
 then $j = j-1$;
 else $S^* = S^* \cup \{v_j\}$; $j = j-2$;
4. **if** $j=2$ e $w_2 > w_1$ **then** $S^* = S^* \cup \{v_2\}$
 else $S^* = S^* \cup \{v_1\}$;
5. **return** S^*

complessità
temporale?

$$T(n) = \Theta(n)$$

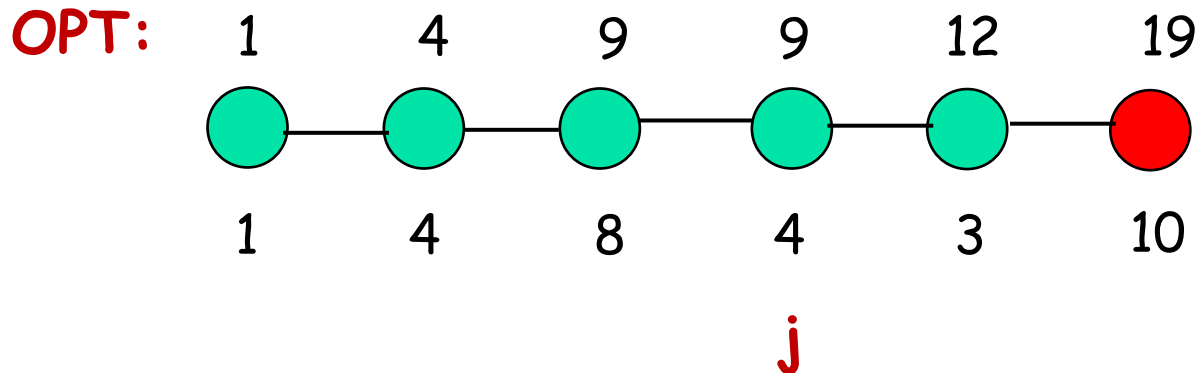
un algoritmo per ricostruire la soluzione

1. $S^* = \emptyset$; $j = n$;
2. **while** $j \geq 3$ **do**
3. **if** $\text{OPT}[j-1] \geq w_j + \text{OPT}[j-2]$
 then $j = j-1$;
 else $S^* = S^* \cup \{v_j\}$; $j = j-2$;
4. **if** $j=2$ e $w_2 > w_1$ **then** $S^* = S^* \cup \{v_2\}$
 else $S^* = S^* \cup \{v_1\}$;
5. **return** S^*



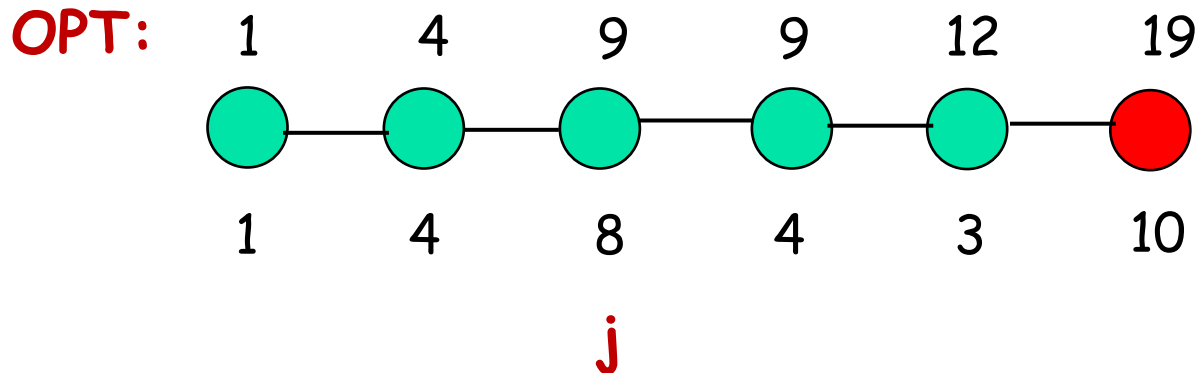
un algoritmo per ricostruire la soluzione

1. $S^* = \emptyset$; $j = n$;
2. while $j \geq 3$ do
3. if $\text{OPT}[j-1] \geq w_j + \text{OPT}[j-2]$
 then $j = j-1$;
 else $S^* = S^* \cup \{v_j\}$; $j = j-2$;
4. if $j=2$ e $w_2 > w_1$ then $S^* = S^* \cup \{v_2\}$
 else $S^* = S^* \cup \{v_1\}$;
5. return S^*



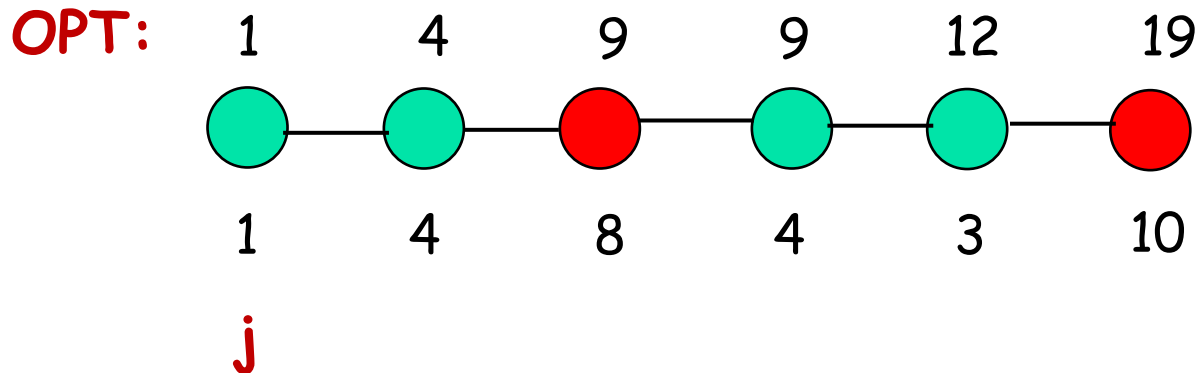
un algoritmo per ricostruire la soluzione

1. $S^* = \emptyset$; $j = n$;
2. while $j \geq 3$ do
3. if $\text{OPT}[j-1] \geq w_j + \text{OPT}[j-2]$
 then $j = j-1$;
 else $S^* = S^* \cup \{v_j\}$; $j = j-2$;
4. if $j=2$ e $w_2 > w_1$ then $S^* = S^* \cup \{v_2\}$
 else $S^* = S^* \cup \{v_1\}$;
5. return S^*



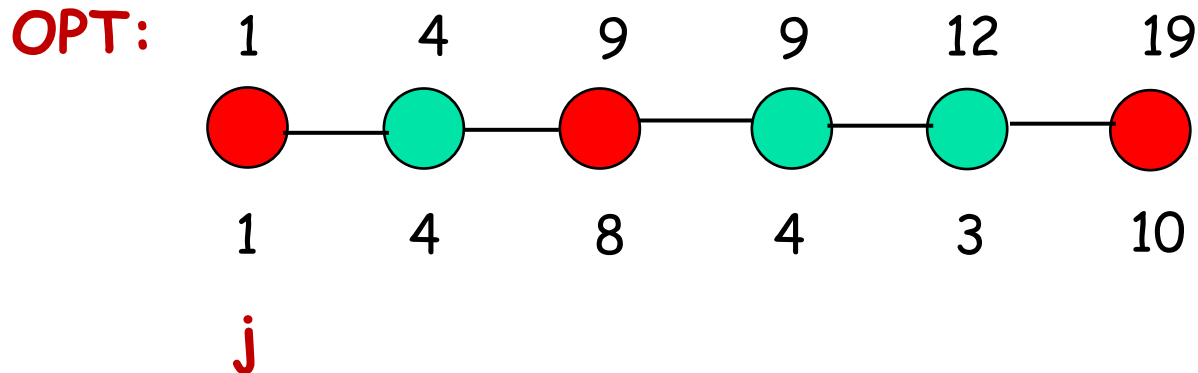
un algoritmo per ricostruire la soluzione

1. $S^* = \emptyset$; $j = n$;
2. while $j \geq 3$ do
3. if $\text{OPT}[j-1] \geq w_j + \text{OPT}[j-2]$
 then $j = j-1$;
 else $S^* = S^* \cup \{v_j\}$; $j = j-2$;
4. if $j=2$ e $w_2 > w_1$ then $S^* = S^* \cup \{v_2\}$
 else $S^* = S^* \cup \{v_1\}$;
5. return S^*



un algoritmo per ricostruire la soluzione

1. $S^* = \emptyset$; $j = n$;
2. **while** $j \geq 3$ **do**
3. **if** $\text{OPT}[j-1] \geq w_j + \text{OPT}[j-2]$
 then $j = j-1$;
 else $S^* = S^* \cup \{v_j\}$; $j = j-2$;
4. **if** $j=2$ e $w_2 > w_1$ **then** $S^* = S^* \cup \{v_2\}$
 else $S^* = S^* \cup \{v_1\}$;
5. **return** S^*



Programmazione Dinamica: principi generali

1) identificare un numero piccolo di sottoproblemi

es: calcolare l'II di peso massimo di G_j , $j=1,\dots,n$

2) descrivere la soluzione di un generico sottoproblema in funzione delle soluzioni di sottoproblemi più "piccoli"

es: $OPT[j] = \max \{OPT[j-1], w_j + OPT[j-2]\}$

3) le soluzioni dei sottoproblemi sono memorizzate in una tabella

4) avanzare opportunamente sulla tabella, calcolando la soluzione del sottoproblema corrente in funzione delle soluzioni di sottoproblemi già risolti.

Proprietà che devono avere i sottoproblemi

- 1) essere pochi
- 2) risolti tutti i sottoproblemi si può calcolare velocemente la soluzione al problema originale

spesso la soluzione cercata è semplicemente quella del sottoproblema più grande

- 3) ci devono essere sottoproblemi "piccoli"
casi base

- 4) ci deve essere un ordine in cui risolvere i sottoproblemi
e quindi un modo di avanzare nella tabella e riempirla

ancora sul ruolo dei
sottoproblemi

(breve discussione con avvertimenti)

...maledetti, favolosi sottoproblemi!

La chiave di tutto è la definizione dei "giusti" sottoproblemi

La definizione dei "giusti" sottoproblemi è un punto di arrivo

Solo una volta definiti i sottoproblemi si può verificare che l'algoritmo è corretto

Se la definizione dei sottoproblemi è un punto di arrivo, come ci arriva?

... ragionando sulla struttura della soluzione (ottima) cercata.

La struttura della soluzione può suggerire i sottoproblemi e l'ordine in cui considerarli

...e qualche avvertimento.

(brevi dialoghi ricorrenti)



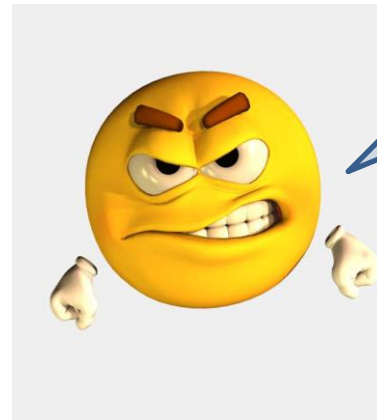
salve, professore,
volevo farle vedere
questo algoritmo di
programmazione
dinamica, per capire
se è corretto.



Bene. Come hai
definito i
sottoproblemi?



Sottoproblemi? Che
sottoproblemi?



devi definire i
sottoproblemi!!!



ora è tutto
formalizzato.
$$\text{Opt}[j] = j^2 + |\text{Opt}[j-3]| - \lfloor j/2 \rfloor + \sqrt{\phi} + \text{Opt}[2]$$



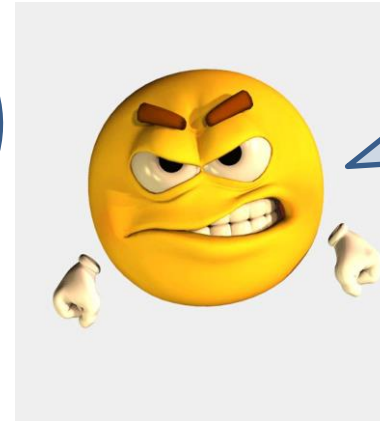
strana formula.
Qual è il
sottoproblema
j-esimo?



In che senso,
prof? è $\text{Opt}[j]$!!




il sottoproblema
j-esimo?



quella è la
soluzione. Ma a che
sottoproblema?



devi definire i
sottoproblemi!!!

A photograph of a stage with heavy red curtains. The curtains are pulled back, revealing a dark stage floor. A spotlight illuminates the center of the floor, creating a bright circular area. The text is centered over the dark background of the stage.

...e questo siparietto
si chiude con un...

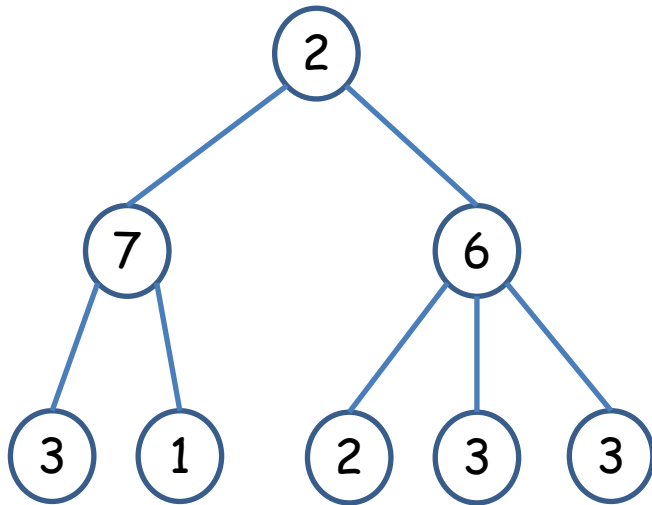
Esercizio: II di peso massimo su alberi (il problema della festa aziendale)

problema: invita i dipendenti alla festa aziendale

massimizza: il divertimento totale degli invitati

vincolo: tutti devono divertirsi

➡ non invitare un dipendente e il suo boss diretto!



input: un albero con pesi sui nodi

goal: un II di peso totale massimo

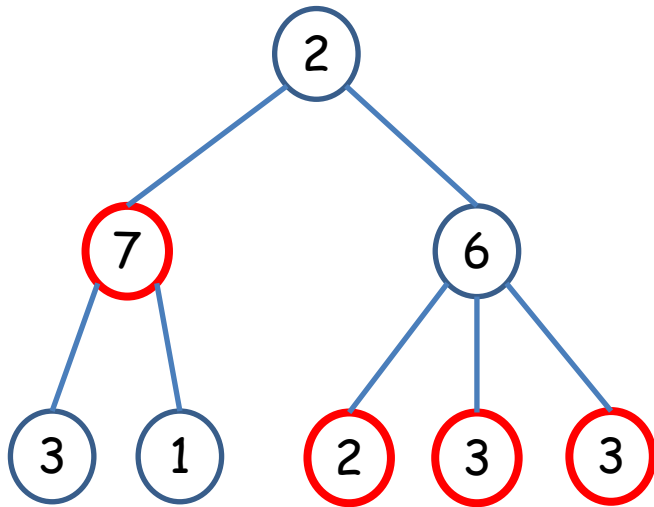
Esercizio: II di peso massimo su alberi (il problema della festa aziendale)

problema: invita i dipendenti alla festa aziendale

massimizza: il divertimento totale degli invitati

vincolo: tutti devono divertirsi

➡ non invitare un dipendente e il suo boss diretto!



input: un albero con pesi sui nodi

goal: un II di peso totale massimo

OPT= 15