

Contents

computational complexity	4
def: problema in computer science	4
tipologie di problema	4
complessità degli algoritmi e dei problemi	4
esempio: codice	5
def: tempo di esecuzione dell'algoritmo A	5
def: complessità temporale dell'algoritmo A	5
def: complessità di un problema	5
problemi di decisione e classi di complessità	6
def: un algoritmo A risolve π	6
def: classe dei problemi $TIME(g(n))$	6
algoritmi non-deterministici per i problemi di decisione	6
def: un algoritmo non-deterministico A risolve π	6
def: classe dei problemi $NTIME(g(n))$	7
esempio: algoritmo non-deterministico per il problema della clique . . .	7
osservazioni (algoritmi deterministici e non-deterministici)	7
corollario: $TIME(g(n)) \subseteq NTIME(g(n))$	7
efficienza e trattabilità	7
efficienza e trattabilità: ragione 1	7
efficienza e trattabilità: ragione 2	8
osservazione: macchina di turing non-deterministica	8
def: codici polinomialmente correlati	8
dimensione dell'input (def: codici correlati polinomialmente)	8
esempio: codici correlati polinomialmente	8
esempio: codifica non naturale	9
def: modelli computazionali simulabili in modo polinomiale	9
classi P e NP	9
problemi NP -completi	9
optimization problems	10
def: problema di ottimizzazione	10
osservazioni (problemi di ottimizzazione)	10
esempio: descrizione formale di un problema di ottimizzazione (max clique)	10
def: soluzione ottima	11
problema decisionale sottostante	11
esempio: descrizione formale di un problema decisionale sottostante (max clique)	11
osservazioni (problema decisionale sottostante)	11
classi di complessità dei problemi di ottimizzazione: PO	12
classi di complessità dei problemi di ottimizzazione: NPO	12
PO e NPO : nella pratica	12
def: relazione $NPO \neq NP-HARD$	12
teorema: relazione tra $P \neq NP$ e risolvibilità polinomiale dei problemi $NP-HARD$	12
teorema: relazione tra $P = NP$ e $PO = NPO$	12
approximation	13
introduzione	13
def: algoritmo di r -approssimazione per problemi di minimizzazione . . .	13
def: algoritmo di r -approssimazione per problemi di massimizzazione . . .	13
determinazione del fattore di approssimazione r	13

min (analogo per max) fattore di approssimazione r	14
algoritmo: Approx-Cover per min vertex cover	14
lemma: Approx-Cover forma un matching al termine dell'esecuzione	14
teorema: Approx-Cover é 2-approssimante	14
algorithmic techniques: greedy	15
caratteristiche	15
problema: max 0-1 knapsack	15
max 0-1 knapsack: descrizione della scelta greedy	15
algoritmo: Greedy-Knapsack	16
teorema: $\forall r < 1$ Greedy-Knapsack non é r -approssimante	16
miglioramento algoritmo: Greedy-Knapsack	16
Greedy-Knapsack modificato	17
lemma 1: Greedy-Knapsack modificato	17
lemma 2: Greedy-Knapsack modificato	17
teorema: Greedy-Knapsack modificato é $\frac{1}{2}$ -approssimante	17
problema: min multiprocessor scheduling	17
algoritmo: Greedy-Graham	18
teorema: Greedy-Graham é $\frac{2-1}{h}$ -approssimante	18
teorema: Greedy-Graham non é r -approssimante per $r < \frac{2-1}{h}$	19
migliorare il rapporto di approssimazione r per Greedy-Graham	20
Greedy-Graham, primo miglioramento	21
algoritmo: Ordered-Greedy	21
lemma: Ordered-Greedy	21
teorema: Ordered-Greedy é $(\frac{3}{2} - \frac{1}{2h})$ -approssimante	21
problema: max cut	22
algoritmo: Greedy-Max-Cut	22
teorema: Greedy-Max-Cut é $\frac{1}{2}$ -approssimante	22
conclusioni sulla tecnica greedy	23
algorithmic techniques: local search	24
caratteristiche	24
schema di un algoritmo di ricerca locale	24
complessità	24
approssimazione	24
definizione dell'intorno	24
definizione dell'intorno: casi estremi	25
problema: max cut (già definito precedentemente)	25
algoritmo di ricerca locale per max cut	25
complessità (algoritmo di ricerca locale per max cut)	25
approssimazione (algoritmo di ricerca locale per max cut)	26
fatto (approssimazione (algoritmo di ricerca locale per max cut))	26
teorema: l'algoritmo di ricerca locale é $\frac{1}{2}$ -approssimante	26
TODO: esempio esecuzione algoritmo di ricerca locale su grafo	27
conclusioni sulla tecnica della ricerca locale	27
algorithmic techniques: linear programming (rounding)	28
caratteristiche	28
rounding: caratteristiche	28
problema: min weighted vertex cover	28
ILP: min weighted vertex cover	29
LP: min weighted vertex cover (rilassamento lineare)	29
algoritmo: Round-Vertex-Cover	29

[illegible]

computational complexity

def: problema in computer science

un problema π é una relazione

$$\pi \subseteq I_\pi \times S_\pi$$

dove:

- I_π = insieme delle istanze di input del problema
- S_π = insieme delle soluzioni del problema

tipologie di problema

• decisione:

- si verifica se una data proprietà é valida per un determinato input
- $S_\pi = \{true, false\}$ o semplicemente $S_\pi = \{0,1\}$ e la relazione $\pi \subseteq I_\pi \times S_\pi$ corrisponde ad una funzione

$$f : I_\pi \rightarrow \{0,1\}$$

- esempi: soddisfacibilità, test di connettività di un grafo, etc....

• ricerca:

- data un'istanza $x \in I_\pi$, si chiede di determinare una soluzione $y \in S_\pi$ tale che la coppia $(x,y) \in \pi$ appartengono alla relazione che definisce il problema
- esempi: soddisfacibilità, clique, vertex cover, nei quali chiediamo in output un assegnamento di verità soddisfacente, rispettivamente una clique o un vertex cover, invece di semplicemente "si" o "no"

• ottimizzazione

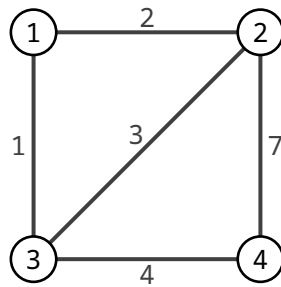
- data un'istanza $x \in I_\pi$, si chiede di determinare una soluzione $y \in S_\pi$ ottimizzando una data misura della funzione costo
- esempi: min spanning tree, max SAT, max clique, min vertex cover, min TSP, etc....

complessità degli algoritmi e dei problemi

- espressa in funzione della taglia dell'input (denotata come $|x|, \forall x \in I_\pi$)
- taglia dell'istanza x
 - quantità di memoria necessaria a memorizzare x in un computer
 - lunghezza $|x|_c$ della stringa che codifica x in un particolare codice naturale $c : I_\pi \rightarrow \Sigma$, dove Σ é l'alfabeto del codice c
- codice naturale
 - conciso: le stringhe che codificano le istanze non devono essere ridondanti o allungate inutilmente
 - numeri espressi in base ≥ 2

esempio: codice

- istanza: grafo G



- codice per G
 - $\Sigma = \{\{, \}, , 0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9\}$ (simboli)
 - $c(G) = \{1, 2, 3, 4, \{1, 2\}, \{1, 3\}, \{2, 3\}, \{2, 4\}, \{3, 4\}, 2, 1, 3, 7, 4\}$
 - * $\{1, 2, 3, 4\}$ (nodi)
 - * $\{\{1, 2\}, \{1, 3\}, \{2, 3\}, \{2, 4\}, \{3, 4\}\}$ (archi)
 - * $\{2, 1, 3, 7, 4\}$ (pesi)
 - $|G|_c = 49$

def: tempo di esecuzione dell'algoritmo A

sia $t_A(x)$ il tempo di esecuzione dell'algoritmo A per l'input x , allora il tempo di esecuzione nel caso peggiore di A é:

$$T_A(n) = \max\{t_A(x) \mid |x| \leq n\}, \quad \forall n > 0$$

def: complessità temporale dell'algoritmo A

l'algoritmo A ha complessità temporale

- $O(g(n))$ se $T_A(n) = O(g(n))$, ovvero

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{T_A(n)}{g(n)} \leq c, \text{ per una costante } c > 0$$

- $\Omega(g(n))$ se $T_A(n) = \Omega(g(n))$, ovvero

$$\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{T_A(n)}{g(n)} \geq c, \text{ per una costante } c > 0$$

- $\Theta(g(n))$ se $T_A(n) = \Theta(g(n))$, ovvero

$$T_A(n) = \Omega(g(n)) \text{ e } T_A(n) = O(g(n))$$

def: complessità di un problema

un problema ha complessità

- $O(g(n))$ se esiste un algoritmo che lo risolve avente complessità $O(g(n))$
- $\Omega(g(n))$ se ogni algoritmo A che lo risolve ha complessità $\Omega(g(n))$
- $\Theta(g(n))$ se ha complessità $O(g(n))$ e $\Omega(g(n))$

problemi di decisione e classi di complessità

i problemi di decisione sono solitamente descritti da un'istanza di input (o semplicemente INPUT) e da una DOMANDA sull'input

esempi:

- soddisfacibilità
 - INPUT: CNF (Conjunctive Normal Form) formula definita su un insieme di variabili
 - DOMANDA: esiste un assegnamento di verità $\tau: V \rightarrow \{0,1\}$?
- clique
 - INPUT: un grafo non orientato $G = (V, E)$ di n nodi e un intero $k > 0$
 - DOMANDA: esiste in G una clique di almeno k nodi ($\geq k$), ovvero un sottoinsieme $U \subseteq V$ tale che $|U| \geq k$ e $\{u, v\} \in E, \forall u, v \in U$?
- vertex cover
 - INPUT: un grafo non orientato $G = (V, E)$ di n nodi e un intero $k > 0$
 - DOMANDA: esiste in G un vertex cover di al massimo k nodi ($\leq k$), ovvero un sottoinsieme $U \subseteq V$ tale che $|U| \leq k$ e $u \in U$ o $v \in U, \forall \{u, v\} \in E$?

nei problemi di decisione $I_\pi = Y_\pi \cup N_\pi$

- Y_π = insieme di istanze positive, ovvero con soluzione 1
- N_π = insieme di istanze negative, ovvero con soluzione 0

def: un algoritmo A risolve π

un algoritmo A risolve $\pi \iff \forall \text{ input } x \in I_\pi, A \text{ risponde } 1 \iff x \in Y_\pi$

def: classe dei problemi $TIME(g(n))$

$TIME(g(n))$ = classe dei problemi di decisione con complessità $O(g(n))$

algoritmi non-deterministici per i problemi di decisione

essi si compongono di 2 fasi

- fase 1
 - generano in modo non-deterministico un "certificato" y
- fase 2
 - partendo dall'input x e dal certificato y , verificano se x è un'istanza positiva

def: un algoritmo non-deterministico A risolve π

un algoritmo non-deterministico A risolve π se si ferma per ogni possibile certificato y ed esiste un certificato y per cui A risponde 1 (*true*) $\iff x \in Y_\pi$

- complessità
 - costo della fase 2
 - espressa in funzione di $|x|$

def: classe dei problemi $NTIME(g(n))$

$NTIME(g(n))$ = classe di problemi di decisione con complessità non-deterministica $O(g(n))$

esempio: algoritmo non-deterministico per il problema della clique

- fase 1
 - dato in input il grafo $G = (V, E)$, genera non-deterministicamente un sottoinsieme $U \subseteq V$ di k nodi
- fase 2
 - verifica se U è una clique, ovvero se $\{u, v\} \in E, \forall u, v \in U$, e in tal caso risponde 1, altrimenti risponde 0
- chiaramente l'algoritmo risolve il problema della clique, in quanto si ferma per ogni possibile sottoinsieme U ed esiste un sottoinsieme U per il quale risponde 1 se e solo se esiste una clique di k nodi in G , ovvero $\iff (G, k) \in Y_{clique}$
- complessità: $O(n^2)$, poiché $|U| \leq |V| = n$

osservazioni (algoritmi deterministici e non-deterministici)

- un algoritmo deterministico è meno potente di uno non-deterministico poiché non può eseguire la fase 1
- se esiste un algoritmo deterministico A che risolve π , allora esiste anche un algoritmo non-deterministico A' che risolve π con la stessa complessità come segue:
 - esso esegue al fase 1 e coincide con A nella fase 2, ignorando il certificato y

corollario: $TIME(g(n)) \subseteq NTIME(g(n))$

$$TIME(g(n)) \subseteq NTIME(g(n))$$

- dove:
 - $TIME(g(n))$ = classe dei problemi deterministicamente risolvibili in tempo $O(g(n))$
 - $NTIME(g(n))$ = classe dei problemi non-deterministicamente risolvibili in tempo $O(g(n))$

efficienza e trattabilità

- un problema è trattabile se può essere risolto efficientemente (deterministicamente)
- sono considerati trattabili o efficientemente risolvibili tutti i problemi aventi complessità limitata da un polinomio della dimensione dell'input

$$TRATTABILITÀ \equiv EFFICIENZA \equiv POLINOMIALITÀ$$

efficienza e trattabilità: ragione 1

la crescita delle funzioni polinomiali rispetto a quelle esponenziali (sia per ciò che riguarda il tempo di esecuzione sia per ciò che riguarda la dimensione delle istanze risolvibili entro un certo tempo di esecuzione)

efficienza e trattabilità: ragione 2

- la composizione di polinomi é un polinomio e dunque la risolvibilità in tempo polinomiale di un problema é indipendente da
 - il codice naturale utilizzato, poiché tutti i codici naturali sono correlati in maniera polinomiale
 - il modello computazionale adottato, se ragionevole (cioé costruibile nella pratica o meglio in grado di eseguire un lavoro limitato costante per step), in quanto tali modelli sono polinomialmente correlati, ovvero possono simularsi l'un l'altro in tempo polinomiale

osservazione: macchina di turing non-deterministica

la macchina di turing non-deterministica non é un modello di calcolo ragionevole, poiché la quantità di lavoro svolto in ogni fase (ciascun livello dell'albero delle computazioni) cresce in modo esponenziale

def: codici polinomialmente correlati

- 2 codici c_1 e c_2 per un problema π sono correlati polinomialmente se esistono 2 polinomi p_1 e p_2 tali che, $\forall x \in I_\pi$:
 - $|x|_{c_1} \leq p_1(|x|_{c_2})$
 - $|x|_{c_2} \leq p_2(|x|_{c_1})$
- se la complessità rispetto a c_1 é $O(q_1(|x|_{c_1}))$ per un dato polinomio q_1 , allora rispetto a c_2 é $O(q_1(p_1(|x|_{c_2}))) = O(q_2(|x|_{c_2}))$ dove q_2 é il polinomio tale che $\forall \lambda \ q_2(\lambda) = q_1(p_1(\lambda))$
- tutti i codici naturali sono correlati polinomialmente, ovvero la risolvibilità polinomiale non dipende dal particolare codice utilizzato

dimensione dell'input (def: codici correlati polinomialmente)

qualsiasi quantità polinomialmente correlata ad un codice naturale é dunque correlata ad un qualsiasi codice naturale possibile, dato che tutti i codici naturali sono correlati polinomialmente e che la composizione di polinomi é un polinomio

esempio: codici correlati polinomialmente

- assumiamo che per ogni grafo G di n nodi
 - $|G|_{c_1} = 10n^2$
 - $|G|_{c_2} = n^3$
- se $p_1(\lambda) = 10\lambda$ e $p_2(\lambda) = \lambda^2$ abbiamo che:
 - $|G|_{c_1} = 10n^2 \leq 10n^3 = p_1(|G|_{c_2})$
 - $|G|_{c_2} = n^3 \leq 100n^4 = p_2(|G|_{c_1})$
- dunque i 2 codici sono correlati polinomialmente
- regola pratica:
 - 2 quantità sono polinomialmente correlate se sono polinomi sulle stesse variabili

esempio: codifica non naturale

- test di primalità
 - INPUT: un numero intero $n > 0$
 - DOMANDA: n é un numero primo?
 - ALGORITMO (banale):
 - * scansiona tutti i numeri da 2 a $n-1$ e risponde 1 (*true*) se nessuno di essi lo divide
 - COMPLESSITÀ: $O(n)$, polinomiale?
 - CODICE c_1 (naturale): n espresso in base 2, ovvero $|n|_{c_1} = \log_2 n$
 - CODICE c_2 (non naturale): n espresso in base 1, ovvero $|n|_{c_2} = n$
- dunque la complessità dell'algoritmo é:
 - $O(2^{|n|_{c_1}})$ rispetto a c_1 , che é esponenziale
 - $O(|n|_{c_2})$ rispetto a c_2 , che é polinomiale!
- dimensione dell'input
 - correlata polinomialmente ai codici naturali $|n|_{c_1} = \log_2 n$

def: modelli computazionali simulabili in modo polinomiale

- 2 modelli computazionali M_1 e M_2 sono mutualmente simulabili in modo polinomiale se esistono 2 polinomi p_1 a p_2 tali che:
 1. ogni algoritmo A per M_1 con complessità $T_A(n)$ può essere simulato su M_2 in tempo $p_1(T_A(n))$
 2. ogni algoritmo A per M_2 con complessità $T_A(n)$ può essere simulato su M_1 in tempo $p_2(T_A(n))$
- dunque se A é polinomiale in M_1 allora é polinomiale anche in M_2 e viceversa
- tutti i modelli computazionali ragionevoli sono mutualmente simulabili in modo polinomiale, ovvero la risolvibilità polinomiale non dipende dal particolare modello utilizzato

classi P e NP

- P = classe di tutti i problemi risolvibili deterministicamente in tempo polinomiale, ovvero

$$P = \cup_{k=0}^{\infty} TIME(n^k)$$

- NP = classe di tutti i problemi risolvibili non-deterministicamente in tempo polinomiale, ovvero

$$NP = \cup_{k=0}^{\infty} NTIME(n^k)$$

- $P = NP$? nessuno lo a dimostrato

problemi NP -completi

- i problemi più difficili di NP e tali che se $P \neq NP$ non appartengono a P , viceversa, se 1 di essi appartiene a P , allora $P = NP$
- finora nessuno é riuscito a trovare un algoritmo polinomiale deterministico per nessun problema NP -completo
- congettura: $P \neq NP$

optimization problems

def: problema di ottimizzazione

un problema di ottimizzazione π é una quadrupla $(I_\pi, S_\pi, m_\pi, goal_\pi)$ con:

- I_π = insieme delle istanze di input di π
- $S_\pi(x)$ = insieme delle soluzioni ammissibili dell'istanza $x \in I_\pi$
- $m_\pi(x, y)$ = misura della soluzione ammissibile $y \in S_\pi(x)$ per l'input $x \in I_\pi$ (intera)
- $goal_\pi \in \{\min, \max\}$ = specifica se abbiamo un problema di minimizzazione o di massimizzazione

osservazioni (problemi di ottimizzazione)

- assumiamo che $m_\pi(x, y)$ é sempre un numero intero
 - i nostri modelli computazionali possono trattare solo l'approssimazione razionale dei reali
 - scalando tali reali possiamo ottenere numeri interi equivalenti
 - i valori interi rivelano già le difficoltà intrinseche dei problemi
- quando sono chiari dal contesto (in seguito):
 - π sarà omesso
 - $m(x, y)$ = sarà denotato semplicemente come m

esempio: descrizione formale di un problema di ottimizzazione (max clique)

- I = grafo $G = (V, E)$
- $S = \{U \subseteq V \mid \{u, v\} \in E, \forall u, v \in U\}$
- $m(G, U) = |U|$
- $goal = \max$

possiamo descrivere i problemi di ottimizzazione nella seguente forma, più semplice e informale

- MAX CLIQUE
 - INPUT: grafo $G = (V, E)$
 - SOLUZIONE: $U \subseteq V \mid \{u, v\} \in E, \forall u, v \in U$
 - MISURA: $|U|$
- MIN VERTEX COVER
 - INPUT: grafo $G = (V, E)$
 - SOLUZIONE: $U \subseteq V \mid \forall \{u, v\} \in E, u \in U \vee v \in U$
 - MISURA: $|U|$
- MIN TSP (Traveling Salesman Problem, problema del commesso viaggiatore)
 - INPUT:
 - * insieme di città $C = \{c_1, c_2, \dots, c_n\}$
 - * distanza $d(c_i, c_j) \in \mathbb{N}$, per ogni coppia di città $(c_i, c_j) \in C$

- SOLUZIONE: un tour di tutte le città, ovvero una permutazione $\langle c_{p(1)}, c_{p(2)}, \dots, c_{p(n)} \rangle$ che descriva l'ordine di visita delle città
- MISURA: lunghezza del tour, ovvero

$$\left(\sum_{i=1}^{n-1} d(c_{p(i)}, c_{p(i+1)}) \right) + d(c_{p(n)}, c_{p(1)})$$

def: soluzione ottima

- data un'istanza $x \in I_\pi$, una soluzione $y^* \in S_\pi(x)$ è ottima per x se $m(x, y^*) = \text{goal}\{m(x, y) \mid y \in S(x)\}$
- la misura di una soluzione ottima (o in modo analogo di tutte le soluzioni ottime) di x è denotata come $m^*(x)$ o semplicemente m^*

problema decisionale sottostante

ogni problema di ottimizzazione ha un problema decisionale sottostante che può essere ottenuto introducendo un intero k nell'istanza di input e chiedendo se esiste una soluzione ammissibile di misura $\leq k$ (per min) e $\geq k$ (per max)

- problema di ottimizzazione:
 - dato un input x , trova $y \in S(x) \mid m(x, y)$ sia min o max (secondo il goal)
- problema decisionale sottostante:
 - dato un input x e un intero $k \geq 0$, esiste $y \in S(x) \mid m(x, y) \leq k$ (min) o $\geq k$ (max)

esempio: descrizione formale di un problema decisionale sottostante (max clique)

- MAX CLIQUE
 - INPUT: grafo $G = (V, E)$
 - SOLUZIONE: $U \subseteq V \mid \{u, v\} \in E, \forall u, v \in U$
 - MISURA: $|U|$
- problema decisionale sottostante:
 - INPUT: grafo $G = (V, E)$ e un intero $k > 0$
 - DOMANDA: esiste una clique U in G tale che $|U| \geq k$

osservazioni (problema decisionale sottostante)

- se esiste un algoritmo polinomiale A per il problema di ottimizzazione, allora esiste un algoritmo polinomiale anche per il problema decisionale sottostante che funziona come segue:
 1. esegue A per determinare la soluzione ottime y^* per l'input x
 2. risponde 1 (*true*) se $m(x, y^*) \leq k$ (min) o $\geq k$ (max)
- il problema di ottimizzazione è difficile almeno quanto il problema decisionale sottostante

classi di complessità dei problemi di ottimizzazione: PO

- un problema di ottimizzazione π appartiene alla classe PO se:
 - per ogni input x , $x \in I$ può essere verificato in tempo polinomiale
 - esiste un polinomio $p \mid \forall x \in I$ e $y \in S(x)$ vale $|y| \leq p(|x|)$
 - $\forall x \in I$ e $y \in S(x)$, $m(x, y)$ può essere calcolata in tempo polinomiale (rispetto a $|x|$)
 - $\forall x \in I$, una soluzione ottima y^* può essere calcolata in tempo polinomiale
- esempi: shortest path fra 2 nodi, min spanning tree, ecc...

classi di complessità dei problemi di ottimizzazione: NPO

un problema di ottimizzazione π appartiene alla classe NPO se:

- per ogni input x , $x \in I$ può essere verificato in tempo polinomiale
- esiste un polinomio $p \mid \forall x \in I$ e $y \in S(x)$ vale $|y| \leq p(|x|)$
- $\forall x \in I$ e $y \in S(x)$, $m(x, y)$ può essere calcolata in tempo polinomiale (rispetto a $|x|$)

esempi: max clique, min vertex cover, min TSP, ecc...

PO e NPO : nella pratica

- PO : classe dei problemi di ottimizzazione il cui problema decisionale sottostante appartiene a P
- NPO : classe dei problemi di ottimizzazione il cui problema decisionale sottostante appartiene a NP
- chiaramente $PO \subseteq NPO$

def: relazione NPO - NP -HARD

un problema di ottimizzazione in NPO è NP -HARD se il problema decisionale sottostante è NP -Completo

teorema: relazione tra $P \neq NP$ e risolubilità polinomiale dei problemi NP -HARD

se $P \neq NP$, un problema di ottimizzazione NP -HARD non può essere risolto in tempo polinomiale (poiché è difficile almeno quanto il problema decisionale sottostante)

teorema: relazione tra $P = NP$ e $PO = NPO$

se $P = NP$ allora $PO = NPO$

- quasi tutti i problemi che verranno presentati in seguito sono NP -HARD, ovvero non efficientemente risolubili
- verranno progettati algoritmi per tali problemi che restituiscono soluzioni "vicine" a quelle ottime

approximation

introduzione

- DOMANDA: supponiamo di dover risolvere un problema NP-HARD, cosa dovremmo fare?
- RISPOSTA: sacrificare 1 delle 3 caratteristiche desiderate
 1. risolvere istanze arbitrarie del problema
 2. risolvere il problema di ottimalità
 3. risolvere il problema in tempo polinomiale
- STRATEGIE:
 1. progettare algoritmi per casi speciali del problema
 2. progettare algoritmi di approssimazione o euristiche
 3. progettare algoritmi che possono richiedere tempo esponenziale
- d'ora in poi ci concentreremo sui problemi di ottimizzazione NP-HARD, ovvero problemi che non possono essere risolti in modo efficiente (a meno che $P = NP$)
- per tali problemi verranno progettati algoritmi in grado di determinare soluzioni prossime a quelle ottime, ovvero "buone approssimazioni"

def: algoritmo di r-approssimazione per problemi di minimizzazione

dato un problema di minimizzazione π e un numero $r \geq 1$, un algoritmo A é un algoritmo di r-approssimazione per π se per ogni input $x \in I$ restituisce sempre una soluzione r-approssimata, ovvero una soluzione ammissibile $y \in S(x)$ tale che

$$\frac{m(x, y)}{m^*(x)} \leq r$$

def: algoritmo di r-approssimazione per problemi di massimizzazione

dato un problema di massimizzazione π e un numero $r \leq 1$, un algoritmo A é un algoritmo di r-approssimazione per π se per ogni input $x \in I$ restituisce sempre una soluzione r-approssimata, ovvero una soluzione ammissibile $y \in S(x)$ tale che

$$\frac{m(x, y)}{m^*(x)} \geq r$$

determinazione del fattore di approssimazione r

- come possiamo determinare il fattore di approssimazione r se non conosciamo il valore m^* di una soluzione ottima?
- per problemi di minimizzazione (rispettivamente massimizzazione), confrontiamo il valore della soluzione restituita $m(x, y)$ con un lower bound (rispettivamente upper bound) appropriato $l(x)$ (rispettivamente $u(x)$) di $m^*(x)$
- se il loro rapporto é al massimo r (\leq) per min o almeno r (\geq) per max, allora l'algoritmo é r-approssimante

min (analogo per max) fattore di approssimazione r

- se

$$\frac{m(x,y)}{l(x)} \leq r$$

- allora

$$\frac{m(x,y)}{m^*(x)} \leq \frac{m(x,y)}{l(x)} \leq r$$

algoritmo: Approx-Cover per min vertex cover

Algorithm 1 Approx-Cover

```
// M = archi scelti dall'algoritmo
M = ∅
// U = nodi scelti nel cover
U = ∅
repeat
  seleziona un arco  $\{u,v\} \in E$ 
   $U = U \cup \{u,v\}$ 
   $E = E \setminus \{e \in E \mid e \text{ é incidente a } u \text{ o a } v\}$ 
   $M = M \cup \{\{u,v\}\}$ 
until ( $E = \emptyset$ )
return  $U$ 
```

lemma: Approx-Cover forma un matching al termine dell'esecuzione

al termine dell'esecuzione dell'algoritmo di approssimazione Approx-Cover, M forma un matching, ovvero gli archi in M non condividono alcun nodo

dimostrazione:

- banalmente, ogni volta che un arco e é selezionato in M , tutti gli archi con un nodo in comune con e vengono eliminati da E
- pertanto nei passi successivi nessun arco con un nodo in comune con e può essere selezionato dall'algoritmo

□

teorema: Approx-Cover é 2-approssimante

Approx-Cover é 2-approssimante

dimostrazione:

- il valore della soluzione restituita dall'algoritmo é

$$m = |U| = 2|M|$$

- sia U^* il cover ottimo.
Poiché gli archi in M non condividono alcun nodo (M é un matching) e poiché ciascuno di essi deve avere un nodo in U^*

$$m^* = |U^*| \geq |M|$$

- dunque:

$$\frac{m}{m^*} \leq \frac{2|M|}{|M|} = 2$$

□

algorithmic techniques: greedy

caratteristiche

- la soluzione viene determinata in step
- ad ogni step l'algoritmo esegue la scelta che sembra essere la migliore in quello step, senza considerare le possibili conseguenze nei futuri step

problema: max 0-1 knapsack

- INPUT:
 - un insieme finito di oggetti O
 - un profitto intero $p_i, \forall o_i \in O$
 - un volume intero $a_i, \forall o_i \in O$
 - un intero positivo b ($b > 0$)
- SOLUZIONE:
 - un sottoinsieme di oggetti $Q \subseteq O$ tale che $\sum_{o_i \in Q} a_i \leq b$
- MISURA:
 - profitto totale degli oggetti scelti, ovvero $\sum_{o_i \in Q} p_i$
- senza perdere di generalità, in seguito, assumeremo sempre che:
 - $a_i \leq b, \forall o_i \in O$
 - $p_i > 0, \forall o_i \in O$

max 0-1 knapsack: descrizione della scelta greedy

- nella scelta greedy:
 - non possiamo considerare solo il profitto degli oggetti, in quanto il loro volume potrebbe essere troppo grande
 - non possiamo considerare solo il volume degli oggetti, in quanto il loro profitto potrebbe essere troppo basso
- idea: consideriamo gli oggetti in base al profitto per unità di volume, ovvero in base al rapporto
$$\frac{p_i}{a_i}, \forall o_i \in O$$
- l'algoritmo greedy seleziona gli oggetti in ordine decrescente di profitto per volume

algoritmo: Greedy-Knapsack

Algorithm 2 Greedy-Knapsack

```
// Q = insieme degli oggetti scelti
Q = ∅
// v = volume del sottoinsieme corrente degli oggetti scelti
v = 0
ordina gli oggetti in ordine decrescente di profitto per volume  $\frac{p_i}{a_i}$ 
siano  $o_1, \dots, o_n$  gli oggetti elencati secondo tale ordine
for  $i = 1$  to  $n$  do
  if  $v + a_i \leq b$  then
     $Q = Q \cup \{o_i\}$ 
     $v = v + a_i$ 
  end if
end for
return  $Q$ 
```

teorema: $\forall r < 1$ Greedy-Knapsack non é r-approssimante

$\forall r < 1$ dato, Greedy-Knapsack non é r-approssimante

dimostrazione:

- dato un intero $k = \lceil \frac{1}{r} \rceil$, consideriamo la seguente istanza di max 0-1 knapsack
- $\forall n \geq 2$
 - $b = kn$ é il volume del knapsack
 - $n - 1$ oggetti con profitto $p_i = 1$ e volume $a_i = 1$
 - 1 oggetto con profitto $b - 1$ e volume b
- soluzione restituita:
 - l'insieme dei primi $n - 1$ oggetti, ovvero $m = n - 1$
- soluzione ottima
 - l'insieme contenente solo l' n -esimo oggetto, ovvero

$$m^* = b - 1 = kn - 1$$

- quindi:

$$\frac{m}{m^*} = \frac{n - 1}{kn - 1}$$

- cosí che:

(<) poiché $\frac{1}{r} > 1$

$$\frac{m}{m^*} = \frac{n - 1}{kn - 1} \leq \frac{n - 1}{\frac{n}{r} - 1} < \frac{n - 1}{\frac{n}{r} - \frac{1}{r}} = \frac{n - 1}{\frac{1}{r}(n - 1)} = r$$

- $\forall r < 1 \rightarrow \frac{m}{m^*} \leq r$, invece di $\forall r \leq 1 \rightarrow \frac{m}{m^*} \geq r$

□

miglioramento algoritmo: Greedy-Knapsack

- osservazione:
 - intuitivamente, Greedy-Knapsack non restituisce una buona approssimazione, poiché ignora l'oggetto avente il profitto massimo

Greedy-Knapsack modificato

- calcola una soluzione greedy Q_{GR} e sia m_{GR} la misura di quest'ultima
- considera l'oggetto O_{\max} avente il massimo profitto p_{\max}
- se $m_{GR} \geq p_{\max}$ restituisci Q_{GR} altrimenti restituisci $Q = \{O_{\max}\}$

lemma 1: Greedy-Knapsack modificato

- sia o_j il primo oggetto che l'algoritmo Greedy-Knapsack non inserisce nel knapsack e sia:

$$m_j = \sum_{i=1}^{j-1} p_i$$

- allora:

$$m^* \leq m_j + p_j$$

dimostrazione:

- $m^* \leq m_j + p_j$ deriva direttamente osservando semplicemente che, denotando con v la somma dei volumi dei primi $j-1$ oggetti scelti, $m_j + p_j$ è il valore della soluzione ottima dell'istanza in cui il volume del knapsack è $v + a_j > b$

lemma 2: Greedy-Knapsack modificato

- $m^* \leq m_{GR} + p_{\max}$

dimostrazione:

- diretta conseguenza del precedente lemma osservando che $m_j \leq m_{GR}$ e $p_j \leq p_{\max}$, e quindi:

$$m^* \leq m_j + p_j \leq m_{GR} + p_{\max}$$

- intuizione: l'algoritmo restituisce una soluzione di valore $\max\{m_{GR}, p_{\max}\}$, che è almeno la metà di $m_{GR} + p_{\max}$, ovvero la metà di un upper bound di m^*

$$\max\{m_{GR}, p_{\max}\} \geq \frac{m_{GR} + p_{\max}}{2}$$

teorema: Greedy-Knapsack modificato è $\frac{1}{2}$ -approssimante

Greedy-Knapsack modificato è $\frac{1}{2}$ -approssimante

dimostrazione:

- $m_{Mod} \geq \max\{m_{GR}, p_{\max}\} \geq \frac{(m_{GR} + p_{\max})}{2} \geq \frac{m^*}{2}$

problema: min multiprocessor scheduling

- INPUT:

- insieme di n jobs P
- numero di processori h
- tempo di esecuzione t_j , $\forall p_j \in P$

- SOLUZIONE:

- uno schedule per P , ovvero una funzione

$$f : P \rightarrow \{1, \dots, h\}$$

- MISURA:

- *makespan* o tempo di completamento di f , ovvero

$$\max_{i \in [1, \dots, h]} \sum_{p_j \in P \mid f(p_j) = i} t_j$$

algoritmo: Greedy-Graham

- scelta greedy: ad ogni step assegna un job al processore meno carico
- $T_i(j)$:
 - tempo di completamento (somma dei tempi di esecuzione dei jobs assegnati) del processore i al termine del tempo j , ovvero una volta schedulati i primi j jobs (in qualunque ordine)

Algorithm 3 Greedy-Graham

```
siano  $p_1, \dots, p_n$  i jobs elencati in un qualsiasi ordine
for  $j = 1$  to  $n$  do
  assegna  $p_j$  al processore  $i$  avente il minimo  $T_i(j-1)$  ovvero  $f(p_j) = i$ 
end for
return schedule  $i$ 
```

- osservazione:
 - se i jobs vengono schedulati in accordo con il tempo di arrivo, l'algoritmo assegna ciascun job senza conoscere quelli futuri, ovvero ONLINE

teorema: Greedy-Graham é $\frac{2-1}{h}$ -approssimante

l'algoritmo Greedy-Graham é $\frac{2-1}{h}$ -approssimante, dove h é il numero di processori

fatto:

- dato $s \geq 0$ e h numeri $a_1, \dots, a_h \mid a_1 + \dots + a_h = s$, allora esiste j , $1 \leq j \leq h$, tale che

$$a_j \geq \frac{s}{h}$$

- altrimenti, contraddizione ($a_1 + \dots + a_h < h \frac{s}{h} = s$)
- analogamente, esiste j' , $1 \leq j' \leq h$, tale che $a_{j'} \leq \frac{s}{h}$
- in altre parole, un numero é al massimo uguale alla media e uno maggiore o uguale alla media
- pertanto, $\min_j a_j \leq \frac{s}{h}$ e $\max_j a_j \geq \frac{s}{h}$

dimostrazione:

- sia T la somma di tutti i tempi di esecuzione dei job, ovvero

$$T = \sum_{j=1}^n t_j$$

- siano $T_1^*, T_2^*, \dots, T_h^*$ i tempi di completamento degli h processori nella soluzione ottima

- poiché $T_1^* + T_2^* + \dots + T_h^* = T$ dal precedente 'fatto', esiste j tale che $T_j^* \geq \frac{T}{h}$
- quindi:

$$m^* \geq T_j^* \geq \frac{T}{h}$$

- sia k il processore con il massimo tempo di completamento nello schedule f restituito dall'algoritmo, ovvero con $T_k(n)$ massimo
- in più sia p_l l'ultimo job assegnato al processore k
- dato che, per la scelta greedy, p_l è stato assegnato ad uno dei processori meno carichi all'inizio dello step l , sempre per il 'fatto' precedente, abbiamo:

$$T_k(l-1) \leq \frac{\sum_{j < l} t_j}{h} \leq \frac{T - t_l}{h}$$

- dato che la somma dei tempi di esecuzione di tutti i jobs assegnati prima di p_l è al massimo (\leq) $T - t_l$
- pertanto:

$$\begin{aligned} m = T_k(n) &= T_k(l-1) + t_l \leq \frac{T - t_l}{h} + t_l = \\ &= \frac{T - t_l + ht_l}{h} = \frac{T}{h} - \frac{1+h}{h}t_l = \frac{T}{h} + \frac{h-1}{h}t_l \leq \dots \end{aligned}$$

- poiché $\frac{T}{h} \leq m^*$ e $t_l \leq m^*$

$$\begin{aligned} \dots &\leq m^* + \frac{h-1}{h}m^* = \frac{hm^* + (h-1)m^*}{h} = \frac{hm^* + hm^* - m^*}{h} = \\ &= \frac{2hm^* - m^*}{h} = \frac{2h-1}{h}m^* = (2 - \frac{1}{h})m^* \end{aligned}$$

- e quindi:

$$\frac{m}{m^*} \leq 2 - \frac{1}{h}$$

□

- osservazioni:

- quando h cresce, il rapporto di approssimazione $\frac{2-1}{h}$ tende a 2
- l'analisi è stretta, ovvero vale il seguente teorema

teorema: Greedy-Graham non è r -approssimante per $r < \frac{2-1}{h}$

Greedy-Graham non è r -approssimante per $r < \frac{2-1}{h}$

dimostrazione:

- considera la seguente istanza:
 - $h(h-1)$ jobs con tempo di esecuzione 1
 - 1 job con tempo di esecuzione h
- Greedy-Graham assegna i jobs nella seguente maniera:
- e quindi:

$$m = 2(h-1)$$

- la soluzione ottima può essere ottenuta assegnando il job più lungo ad un processore e distribuendo ugualmente i jobs più corti tra i processori restanti:
- e quindi:

$$m^* = h$$

- in conclusione:

$$\frac{m}{m^*} = \frac{2(h-1)}{h} = 2 - \frac{1}{h} \quad (\text{diverso da } \leq 2 - \frac{1}{h})$$

□

migliorare il rapporto di approssimazione r per Greedy-Graham

- DOMANDA: come possiamo migliorare il rapporto di approssimazione r
- richiamiamo rapidamente gli step base della dimostrazione del rapporto di approssimazione di Greedy-Graham
- abbiamo utilizzato i seguenti *lower bounds* per il valore della soluzione ottima:
 - $m^* \geq \frac{T}{h}$, come in qualsiasi soluzione almeno 1 processore deve avere tempo di completamento $\frac{T}{h}$ (richiamiamo che $T = \sum_j t_j$)
 - $m^* \geq t_j$, per ogni job p_j , come in qualsiasi soluzione uno dei processori deve eseguire p_j
- abbiamo utilizzato il seguente *upper bound* per il valore della soluzione restituita:
 - per limitare superiormente il valore della soluzione restituita, se k è uno dei processori più carichi e p_l è l'ultimo job assegnato a k , per la scelta greedy:

$$T_k(l-1) \leq \frac{\sum_{j < l} t_j}{h} \leq \frac{T - t_l}{h}$$

- quindi possiamo derivare la seguente disuguaglianza:

$$\begin{aligned} m = T_k(n) &= T_k(l-1) + t_l \leq \frac{T - t_l}{h} + t_l = \\ &= \frac{T - t_l + ht_l}{h} = \frac{T}{h} - \frac{1+h}{h}t_l = \frac{T}{h} + \frac{h-1}{h}t_l \leq \dots \end{aligned}$$

- poiché $\frac{T}{h} \leq m^*$ e $t_l \leq m^*$

$$\begin{aligned} \dots \leq m^* + \frac{h-1}{h}m^* &= \frac{hm^* + (h-1)m^*}{h} = \frac{hm^* + hm^* - m^*}{h} = \\ &= \frac{2hm^* - m^*}{h} = \frac{2h-1}{h}m^* = (2 - \frac{1}{h})m^* \end{aligned}$$

- idea per il miglioramento: decrementa t_l il più possibile e trova un rapporto di approssimazione migliore sfruttando le disuguaglianze

$$m \leq \frac{T}{h} + \frac{h-1}{h}t_l \leq m^* + \frac{h-1}{h}t_l$$

- modificando l'algoritmo e/o migliorando l'analisi vedremo come limitare superiormente t_l progressivamente con:
 - $\frac{m^*}{2}$ ($\frac{3}{2}$ -approssimante),
 - $\frac{m^*}{3}$ ($\frac{4}{3}$ -approssimante),
 - e arbitrariamente piccolo, ovvero ϵm^* $((1+\epsilon)$ -approssimante), cioè un PTAS

Greedy-Graham, primo miglioramento

- assegnare i jobs dal piú lungo al piú corto
- ciò ci consente di evitare il caso peggiore dell'algoritmo di Graham, ovvero il fatto che un job lungo arrivi alla fine, sbilanciando significativamente il carico dei processori

algoritmo: Ordered-Greedy

Algorithm 4 Ordered-Greedy

siano p_1, p_2, \dots, p_n i job elencati in ordine decrescente di tempo di esecuzione, ovvero tale che $t_1 \geq t_2 \geq \dots \geq t_n$
for $j = 1$ to n **do**
 assegna p_j al processore i con il minimo $T_i(j-1)$, ovvero $f(p_j) = i$
end for
return schedule f

- vediamo un'analisi piú semplice che porta ad un rapporto di approssimazione di circa $\frac{3}{2}$

lemma: Ordered-Greedy

se $n > h$, allora $t_{h+1} \leq \frac{m^*}{2}$

dimostrazione:

- dall'ordinamento dei jobs, i primi $h+1$ hanno tutti un tempo di esecuzione $\geq t_{h+1}$
- ma allora $m^* \geq 2t_{h+1}$, poiché in ogni schedule almeno 1 degli h processori deve ricevere almeno 2 dei primi $h+1$ job

□

teorema: Ordered-Greedy é $(\frac{3}{2} - \frac{1}{2h})$ -approssimante

Ordered-Greedy é $(\frac{3}{2} - \frac{1}{2h})$ -approssimante

dimostrazione:

- di nuovo sia k uno dei processori piú carichi (alla fine)
- se k ha 1 solo job, allora chiaramente la soluzione ritornata é ottima
- altrimenti considera l'ultimo job p_l assegnato a k
- dato che p_l non é il primo job assegnato a k , $l \geq h+1$ e quindi $t_l \leq t_{h+1} \leq \frac{m^*}{2}$, e cosí:

$$\begin{aligned} m &\leq \frac{T}{h} + \frac{h-1}{h} t_l \leq m^* + \frac{h-1}{h} \frac{m^*}{2} = \\ &= m^* + \frac{m^*(h-1)}{2h} = \frac{2hm^* + m^*(h-1)}{2h} = \frac{2hm^* + hm^* - m^*}{2h} = \\ &= \frac{3hm^* - m^*}{2h} = \left(\frac{3h-1}{2h}\right)m^* = \left(\frac{3h}{2h} - \frac{1}{2h}\right)m^* = \left(\frac{3}{2} - \frac{1}{2h}\right)m^* \end{aligned}$$

□

problema: max cut

- INPUT: grafo $G = (V, E)$
- SOLUZIONE: una partizione di V in 2 sottoinsiemi V_1 e V_2 , ovvero tale che:

$$V_1 \cup V_2 = V \text{ e } V_1 \cap V_2 = \emptyset$$

- MISURA: la cardinalità del taglio, ovvero il numero di archi con un estremo (nodo) in V_1 e un estremo in V_2 , cioè:

$$|\{ \{u, v\} \mid u \in V_1 \text{ e } v \in V_2 \}|$$

algoritmo: Greedy-Max-Cut

Algorithm 5 Greedy-Max-Cut

```
 $V_1 = V_2 = \emptyset$ 
for  $i = 1$  to  $n$  do
  //  $\Delta_i$  = set di archi tra  $i$  e i nodi  $j < i$  (adiacenti)
   $\Delta_i = \{ \{i, j\} \in E \mid j < i \}$ 
  //  $U_i$  = set di nodi già inseriti (adiacenti ad  $i$ , all'inizio dello step  $i$ )
   $U_i = \{ j \mid \{i, j\} \in \Delta_i \}$ 
   $\delta_i = |\Delta_i| = |U_i|$ 
   $\delta_{1i} = |V_1 \cap U_i|$ 
   $\delta_{2i} = |V_2 \cap U_i|$ 
  // chiaramente  $\delta_{1i} + \delta_{2i} = \delta_i$ 
  if  $\delta_{1i} > \delta_{2i}$  then
     $V_2 = V_2 \cup \{i\}$ 
  else
     $V_1 = V_1 \cup \{i\}$ 
  end if
end for
return  $V_1, V_2$ 
```

- per semplicità sia $V = \{1, \dots, n\}$
- l'algoritmo ad ogni step inserisce un nuovo nodo in V_1 o in V_2
- scelta greedy:
 - allo step i , il nodo i viene inserito in modo da massimizzare il numero di archi nuovi nel taglio, ovvero in V_1 se il numero di archi che ha verso i nodi già inseriti in V_2 è maggiore (\geq) del numero di archi che ha verso quelli in V_1 , altrimenti in V_2 ($<$)

teorema: Greedy-Max-Cut é $\frac{1}{2}$ -approssimante

Greedy-Max-Cut é $\frac{1}{2}$ -approssimante

dimostrazione:

- chiaramente poiché quel taglio può solo contenere un sottoinsieme di tutti gli archi in E

$$m^* \leq |E|$$

- mostriamo ora che la misura m del taglio restituita dall'algoritmo é almeno la metà del numero totale di archi, ovvero:

$$m \geq \frac{|E|}{2}$$

- ciò implica chiaramente l'affermazione, poiché

$$\frac{m}{m^*} \geq \frac{\frac{|E|}{2}}{|E|} = \frac{1}{2}$$

- poiché gli insiemi Δ_i determinati dall'algoritmo formano una partizione di E e per definizione $\delta_i = |\Delta_i|$:

$$\sum_{i=1}^n \delta_i = \sum_{i=1}^n |\Delta_i| = |E|$$

- inoltre, il numero di archi aggiunti al taglio durante lo step i , ovvero con un estremo in V_1 e l'altro in V_2 (dopo l'esecuzione dell' i -esima iterazione dell'istruzione *for*), è:

$$\max(\delta_{1i}, \delta_{2i}) \geq \frac{(\delta_{1i} + \delta_{2i})}{2} = \frac{\delta_i}{2}$$

- quindi:

$$m = \sum_{i=1}^n \max(\delta_{1i}, \delta_{2i}) \geq \sum_{i=1}^n \frac{\delta_i}{2} = \frac{|E|}{2}$$

□

conclusioni sulla tecnica greedy

- tutti gli algoritmi visti fin ora hanno complessità temporale polinomiale
- gli algoritmi greedy hanno buone performance in pratica poiché possono essere implementati in modo semplice
- ma come abbiamo visto, compiere la scelta che sembra migliore a ciascun singolo step, senza badare alle conseguenze future, in generale non permette di trovare la soluzione ottima

algorithmic techniques: local search

caratteristiche

- definiamo, per ogni soluzione ammissibile y , un sottoinsieme di soluzioni ammissibili "vicine" chiamato intorno di y o semplicemente $neighborhood(y)$
- partendo da una soluzione iniziale, si passa ripetutamente ad una soluzione migliore nell'intorno corrente, finché possibile

schema di un algoritmo di ricerca locale

- risolve una soluzione iniziale y ammissibile per l'input x (di solito una banale)
- fintanto che esiste una $y' \in neighborhood(y)$ migliore di y
 - sia $y = y'$
- ritorna y
- per definire un algoritmo di ricerca locale per un determinato problema é quindi sufficiente definire:
 - la soluzione iniziale
 - l'intorno delle soluzioni ammissibili

complessità

- per ottenere una complessità temporale polinomiale:
 - la soluzione iniziale deve essere determinata in tempo polinomiale
 - il test della condizione di guardia del *while* e l'eventuale conseguente determinazione di una soluzione migliore nell'intorno deve essere eseguito in tempo polinomiale
 - NOTA: l'intorno può avere una cardinalità esponenziale rispetto alla dimensione dell'input!
 - il numero di iterazioni del *while* deve essere polinomiale

approssimazione

- OTTIMO LOCALE: la soluzione y restituita é la migliore nell'intorno considerato
- per limitare il rapporto di approssimazione é sufficiente limitare il rapporto tra il valore di un qualsiasi ottimo locale con quello della misura di una soluzione ottima globale

definizione dell'intorno

- $neighborhood(y)$:
 - sufficientemente "ricco", per ottenere buone soluzioni (ottimi locali)
 - sufficientemente "povero", per garantire una complessità temporale polinomiale

definizione dell'intorno: casi estremi

- $neighborhood(y) = \emptyset$
 - tempo di esecuzione polinomiale (se la soluzione iniziale viene determinata in tempo polinomiale)
 - cattiva approssimazione (ogni soluzione é un ottimo locale)
- $neighborhood(y) = S(x)$, ovvero l'insieme di tutte le soluzioni ammissibili per x
 - tempo di esecuzione non polinomiale (se il problema é NP-HARD)
 - buona approssimazione (poiché ogni ottimo locale é anche un ottimo globale)

problema: max cut (giá definito precedentemente)

- INPUT: grafo $G = (V, E)$
- SOLUZIONE: una partizione di V in 2 sottoinsiemi V_1 e V_2 , ovvero tale che:

$$V_1 \cup V_2 = V \text{ e } V_1 \cap V_2 = \emptyset$$

- MISURA: la cardinalitá del taglio, ovvero il numero di archi con un estremo (nodo) in V_1 e un estremo in V_2 , cioè:

$$|\{ \{u, v\} \mid u \in V_1 \text{ e } v \in V_2 \}|$$

algoritmo di ricerca locale per max cut

- per definire l'algoritmo di ricerca locale, é sufficiente determinare:
 - la soluzione iniziale:

$$V_1 = V, V_2 = \emptyset$$

- l'intorno:

* dati $V = \{v_1, \dots, v_n\}$ e V_1, V_2 , le soluzioni dell'intorno di (V_1, V_2) sono tutte le coppie (V_{1i}, V_{2i}) con $1 \leq i \leq n$ che possono essere ottenute muovendo un nodo v_i da V_1 a V_2 o viceversa, ovvero:

$$\text{if } (v_i \in V_1) \ V_{1i} = V_1 \setminus \{v_i\} \text{ e } V_{2i} = V_2 \cup \{v_i\}$$

$$\text{else } (v_i \in V_2) \ V_{1i} = V_1 \cup \{v_i\} \text{ e } V_{2i} = V_2 \setminus \{v_i\}$$

complessitá (algoritmo di ricerca locale per max cut)

- la soluzione iniziale viene banalmente ottenuta in tempo polinomiale
- il test della guardia *while* e l'eventuale determinazione di una migliore soluzione nell'intorno viene effettuata in tempo polinomiale come segue:
 - per ciascuna delle n soluzioni dell'intorno (n iterazioni), controlla se la soluzione corrente é migliore (n^2 iterazioni) $\rightarrow O(n^3)$
- le iterazioni nel *while* sono al massimo $(\leq) |E| = O(n^2)$, poiché ogni iterazione migliora la soluzione corrente, ovvero aumenta almeno di 1 il numero di archi del taglio, e vi sono $|E|$ archi nel taglio (al massimo)
- quindi l'algoritmo ha complessitá temporale:

$$O(n^3 n^2) = O(n^5)$$

approssimazione (algoritmo di ricerca locale per max cut)

- vediamo una proprietà utile a mostrare il rapporto di approssimazione dell'algoritmo:

fatto (approssimazione (algoritmo di ricerca locale per max cut))

dato un grafo $G = (V, E)$, sia δ_i il grado di un generico nodo $v_i \in V$, allora:

$$\sum_{i=1}^n \delta_i = 2|E|$$

dimostrazione:

- banalmente vero, poiché ogni arco viene contato 2 volte nella somma, ovvero incrementa la somma di 2

□

teorema: l'algoritmo di ricerca locale è $\frac{1}{2}$ -approssimante

l'algoritmo di ricerca locale è $\frac{1}{2}$ -approssimante

dimostrazione:

- mostriamo che ogni ottimo locale ha (V_1, V_2) ha misura:

$$m \geq \frac{|E|}{2}$$

- ciò implica:

$$\frac{m}{m^*} \geq \frac{\frac{|E|}{2}}{|E|} = \frac{1}{2}$$

- poiché $m^* \leq |E|$
- dato un ottimo locale (V_1, V_2) denotiamo con h il numero di archi interni, ovvero con entrambi gli estremi in V_1 o in V_2
- chiaramente, $m + h = |E|$
- per ogni nodo $v_i \in V$ definiamo i gradi interni ed esterni del nodo come segue:

- δ_i^{int} = numero di archi che v_i ha verso i nodi nella sua stessa partizione, ovvero:

$$\delta_i^{int} = |\{v_k | \{v_i, v_k\} \in E \text{ e } (v_i, v_k \in V_1) \text{ o } (v_i, v_k \in V_2)\}|$$

- δ_i^{ext} = numero di archi che v_i ha verso i nodi nell'altra partizione, ovvero:

$$\delta_i^{ext} = |\{v_k | \{v_i, v_k\} \in E \text{ e } (v_i \in V_1, v_k \in V_2) \text{ o } (v_i \in V_2, v_k \in V_1)\}|$$

- poiché la soluzione nell'intorno (V_1, V_2) ha misura non maggiore (\leq) di quella di (V_1, V_2) (ottimo locale), abbiamo:

$$m - \delta_i^{ext} + \delta_i^{int} \leq m$$

- e quindi:

$$\delta_i^{int} - \delta_i^{ext} \leq 0$$

- riassunto, su tutti i nodi, abbiamo:

$$\sum_{v_i \in V} \delta_i^{int} - \sum_{v_i \in V} \delta_i^{ext} = \sum_{v_i \in V} (\delta_i^{int} - \delta_i^{ext}) \leq 0$$

- dal fatto precedente:

$$\sum_{v_i \in V} \delta_i^{int} = 2h$$

(perché é come sommare i gradi dei nodi del grafo contenente solo gli archi interni)

- e (sempre dal fatto precedente):

$$\sum_{v_i \in V} \delta_i^{ext} = 2m$$

(perché é come sommare i gradi dei nodi del grafo contenente solo gli archi esterni)

- quindi:

$$0 \geq \sum_{v_i \in V} \delta_i^{int} - \sum_{v_i \in V} \delta_i^{ext} = 2h - 2m$$

- ovvero $m \geq h$

- quindi (aggiungendo m su entrambi i lati e dividendo per 2), otteniamo:

$$\frac{2m}{2} \geq \frac{(m+h)}{2} = m \geq \frac{(m+h)}{2} = \frac{|E|}{2}$$

□

TODO: esempio esecuzione algoritmo di ricerca locale su grafo

conclusioni sulla tecnica della ricerca locale

- come gli algoritmi greedy, gli algoritmi di ricerca locale hanno buone performance nella pratica e portano alla determinazione di buone euristiche (algoritmi che eseguono bene nella pratica ma che di solito non hanno prestazioni garantite in termini di tempo o approssimazione)

algorithmic techniques: linear programming (rounding)

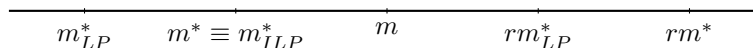
caratteristiche

- il problema é formulato come un programma lineare intero (ILP: integer linear program)
- programma lineare intero: programmi lineare + vincoli di interezza
- esiste un algoritmo con complessità temporale polinomiale (algoritmo ellissoide) per risolvere problemi lineari, ma...
- risolvere un programma lineare intero é un problema NP-HARD
- la formalazione come ILP consente di utilizzare potenti mezzi generali che, in base alle proprietà dell'ILP, sono in grado di fornire algoritmi con buona approssimazione:
 - rounding (arrotondamento)
 - primal-dual (primale-duale)

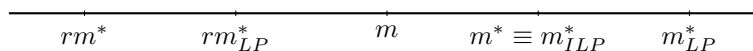
rounding: caratteristiche

- il problema é formulato come un programma lineare
- il rilassamento lineare (LP) viene ottenuto dall'ILP rilassamento i vincoli d'interezza, ovvero sostituendoli con adeguato vincoli lineari (sugli interi)
- la soluzione ottenuta (ottima per LP) é arrotondata ad una vicina soluzione intera ammissibile per ILP
- la misura in della soluzione ottenuta é in seguito confrontata con quella della soluzione ottima LP, ovvero m_{LP}^* , cioè un limite inferiore (min) o superiore (max) per m^*

min problems



max problems



problema: min weighted vertex cover

- INPUT:
 - un grafo $G = (V, E)$
 - un costo intero c_j associato ad ogni $v_j \in V$
- SOLUZIONE:
$$U \subseteq V \mid v_j \in U \vee v_k \in U, \forall \{v_j, v_k\} \in E$$
- MISURA: costo totale di U, ovvero

$$\sum_{v_j \in U} c_j$$

ILP: min weighted vertex cover

- funzione obiettivo: $\min \sum_{j=1}^n c_j x_j$
- vincoli: $x_j + x_k \geq 1, \forall \{v_j, v_k\} \in E$
- vincoli interi: $x_j \in \{0,1\}, \forall v_j \in V, \forall j \text{ con } 1 \leq j \leq n$

LP: min weighted vertex cover (rilassamento lineare)

- $\min \sum_{j=1}^n c_j x_j$
- $x_j + x_k \geq 1, \forall \{v_j, v_k\} \in E$
- ~~$x_j \leq 1, \forall v_j \in V$~~ (superfluo)
- $x_j \geq 0, \forall v_j \in V$

algoritmo: Round-Vertex-Cover

Algorithm 6 Round-Vertex-Cover

determina l'ILP associato all'istanza in input

risolvi il rilassamento lineare LP dell'ILP

sia $\langle x_1^*, x_2^*, \dots, x_n^* \rangle$ la risultante soluzione ottima dell'LP

$\forall v_j$ sia $x_j = 1$ se $x_j^* \geq \frac{1}{2}$ e $x_j = 0$ se $x_j^* < \frac{1}{2}$

return il cover U associato a $\langle x_1^*, x_2^*, \dots, x_n^* \rangle$, ovvero tale che $U = \{v_j \in V \mid x_j = 1\}$

teorema: l'algoritmo Round-Vertex-Cover é 2-approssimante

l'algoritmo Round-Vertex-Cover é 2-approssimante

dimostrazione:

- é sufficiente mostrare che:
 1. x_1, x_2, \dots, x_n é ammissibile per l'ILP (esso soddisfa tutti i vincoli), ovvero U é un cover
 2. $\frac{m}{m_{LP}^*} \leq 2$ e quindi anche $\frac{m}{m^*} \leq \frac{m}{m_{LP}^*} \leq 2$
- DIMOSTRIAMO 1.
 - dall'ammissibilit  di $\langle x_1^*, x_2^*, \dots, x_n^* \rangle$ per LP, per ogni arco $\{v_j, v_k\} \in E$ vale $x_j^* + x_k^* \geq 1$
 - ovvero $x_j^* \geq 0.5$ o $x_k^* \geq 0.5$, cos  che $x_j = 1$ o $x_k = 1$, e quindi $x_j + x_k \geq 1$ é soddisfatto in ILP
- DIMOSTRIAMO 2.

$$m = \sum_{j=1}^n c_j x_j \dots$$

- (dall'arrotondamento: $x_j \leq 2x_j^*$)

$$m = \sum_{j=1}^n c_j x_j \leq \sum_{j=1}^n c_j 2x_j^* = 2 \sum_{j=1}^n c_j x_j^* \dots$$

$$- (\sum_{j=1}^n c_j x_j^* = m_{LP}^*)$$

$$m = \sum_{j=1}^n c_j x_j \leq \sum_{j=1}^n c_j 2x_j^* = 2 \sum_{j=1}^n c_j x_j^* = 2m_{LP}^*$$

- ovvero:

$$\frac{m}{m^*} \leq \frac{m}{m_{LP}^*} \leq 2$$

■

□

problema: min weighted set cover

• INPUT:

- un universo $U = \{o_1, o_2, \dots, o_n\}$ di n oggetti
- una famiglia $\hat{S} = \{S_1, S_2, \dots, S_h\}$ di h sottoinsiemi di U
- un costo intero c_j associato ad ogni $S_j \in \hat{S}$

• SOLUZIONE: un cover di U , ovvero una sottofamiglia $\hat{C} \subseteq \hat{S}$ tale che:

$$\cup_{S_j \in \hat{C}} S_j = U$$

• MISURA: costo totale del cover, ovvero

$$\sum_{S_j \in \hat{C}} c_j$$

- f = frequenza massima di un oggetto nel sottoinsieme \hat{S} , ovvero ciascun oggetto occorre in al massimo f sottoinsiemi
- dato un insieme di n elementi $\{1, 2, \dots, n\}$ (chiamato universo) e una collezione S di m insiemi, la cui unione eguaglia l'universo, il problema del set cover consiste nell'identificare il più piccolo sottoinsieme di S la cui unione eguaglia l'universo

ILP: min weighted set cover

- funzione obiettivo: $\min \sum_{j=1}^h c_j x_j$
- vincoli: $\sum_{S_j | o_i \in S_j} x_j \geq 1, \forall o_i \in U$
- vincoli interi: $x_j \in \{0, 1\}, \forall S_j \in \hat{S}$

LP: min weighted set cover (rilassamento lineare)

- $\min \sum_{j=1}^h c_j x_j$
- $\sum_{S_j | o_i \in S_j} x_j \geq 1, \forall o_i \in U$
- $x_j \leq 1, \forall S_j \in \hat{S}$ (superfluo)
- $x_j \geq 0, \forall S_j \in \hat{S}$

algoritmo: Round-Set-Cover

Algorithm 7 Round-Set-Cover

determina l'ILP associato all'istanza in input
risolvi il rilassamento lineare LP dell'ILP
sia $\langle x_1^*, x_2^*, \dots, x_n^* \rangle$ la risultante soluzione ottima dell'LP
 $\forall S_j$ sia $x_j = 1$ se $x_j^* \geq \frac{1}{f}$ e $x_j = 0$ se $x_j^* < \frac{1}{f}$
return il cover risultante, ovvero $\hat{C} = \{S_j \in \hat{S} \mid x_j = 1\}$

teorema: l'algoritmo Round-Set-Cover é f -approssimante ($f \geq 1$)

l'algoritmo Round-Set-Cover é f -approssimante ($f \geq 1$)

dimostrazione:

• é sufficiente mostrare che:

1. x_1, x_2, \dots, x_n é ammissibile per l'ILP
2. $\frac{m}{m_{LP}^*} \leq f$ e quindi anche $\frac{m}{m^*} \leq \frac{m}{m_{LP}^*} \leq f$

• DIMOSTRIAMO 1.

- dall'ammissibilit  di $\langle x_1^*, x_2^*, \dots, x_n^* \rangle$ per LP, $\forall o_i \in U$

$$\sum_{S_j | o_i \in S_j} x_j^* \geq 1$$

- e poich  la somma ha al massimo (\leq) f termini, deve esistere S_j contenente o_i tale che $x_j^* \geq \frac{1}{f}$, ovvero tale che $x_j = 1$, e quindi:

$$\sum_{S_j | o_i \in S_j} x_j \geq 1$$

■

• DIMOSTRIAMO 2.

$$m = \sum_{j=1}^h c_j x_j \dots$$

- (dall'arrotondamento: $x_j \leq f x_j^*$)

$$m = \sum_{j=1}^h c_j x_j \leq \sum_{j=1}^h c_j f x_j^* = f \sum_{j=1}^h c_j x_j^* \dots$$

- ($\sum_{j=1}^h c_j x_j^* = m_{LP}^*$)

$$m = \sum_{j=1}^h c_j x_j \leq \sum_{j=1}^h c_j f x_j^* = f \sum_{j=1}^h c_j x_j^* = f m_{LP}^*$$

- ovvero:

$$\frac{m}{m^*} \leq \frac{m}{m_{LP}^*} \leq f$$

■

□

algorithmic techniques: dynamic programming (part 1)

caratteristiche

approximation schemes

alternative approaches

social networks and bibliography

centrality measures

spectral analysis and prestige index

link analysis

web structure

search and advertising

matching markets

auctions

vsg mechanism

gsp mechanism