

Algoritmi e complessità

Appunti delle lezioni tenute dal Prof. Paolo Boldi

Edoardo Marangoni

Università Statale di Milano
Dipartimento di Informatica
8 febbraio 2022



Indice

1	Introduzione	3
1.1	Notazione matematica	3
1.1.1	Insiemi	3
1.1.2	Monoidi e stringhe	3
1.1.3	Funzioni	3
1.2	Problemi	4
1.2.1	Definizione formale	4
1.3	Rappresentazioni	5
1.4	Algoritmi	5
1.4.1	Complessità algoritmica	6
1.4.2	Complessità strutturale	7
2	Problemi di ottimizzazione	9
2.1	Introduzione	9
2.1.1	Esempi	9
2.2	Rapporto di prestazioni	10
2.2.1	Rapporto di approssimazione	10
2.3	Classi di complessità per l'ottimizzazione	10
2.3.1	Classe di problemi NPO – completi	11
2.3.2	Altre classi di complessità	11
2.4	Terminologia riguardante i problemi	12
2.4.1	Grafi	12
3	Algoritmi deterministici	13
3.1	Problema del matching bipartito massimale	13
3.1.1	Algoritmo basato su cammini aumentanti	14
3.2	Problema del bilanciamento del carico	17
3.2.1	Algoritmo greedy balance	17
3.2.2	Algoritmo sorted balance	19
3.3	Problema della selezione del centro	20
3.3.1	Algoritmo center selection plus	20
3.3.2	Algoritmo greedy center selection	21
3.4	Problema della copertura d'insiemi	22
3.4.1	Funzioni armoniche	22
3.4.2	Algoritmo greedy set cover	23
3.5	Problema della copertura dei vertici	26
3.5.1	Relazione tra vertex e set cover	26
3.5.2	Algoritmo basato su pricing	26

3.5.3	Algoritmo basato sull'arrotondamento	27
3.6	Problema dei cammini disgiunti	30
3.6.1	Algoritmo basato su pricing	30
3.7	Problema del commesso viaggiatore	33
3.7.1	Problema dei sette ponti di Königsberg	33
3.7.2	Algoritmo di Christofides	34
3.7.3	Inapprossimabilità di TSP	38
3.8	Problema del 2-carico	38
3.8.1	Algoritmo PTAS	38
3.9	Problema dello zaino	39
3.9.1	Algoritmo esponenziale basato su programmazione dinamica	40
3.9.2	Algoritmo FPTAS basato su programmazione dinamica	40
4	Algoritmi probabilistici	43
4.1	Problema del taglio minimo	44
4.1.1	Algoritmo di Karger	44
4.2	Problema della copertura d'insiemi	46
4.2.1	Algoritmo probabilistico basato sull'arrotondamento	46
4.3	Problema MaxEkSat	48
4.3.1	Algoritmo probabilistico	48
4.3.2	Algoritmo derandomizzato	49
4.4	Il teorema PCP	51
4.4.1	Macchine di Turing oracolari	51
4.4.2	Probabilistic checkers	52
4.4.3	Enunciato di PCP	53
4.5	Inapprossimabilità	54
4.5.1	MaxEkSat	54
4.5.2	Problema dell'insieme indipendente	56
5	Strutture succinte	59
5.1	Abstract data types	59
5.1.1	Information-theoretical lower bounds	59
5.2	Strutture di rango e selezione	60
5.2.1	Strutture di Jacobson per il rango	60
5.3	Strutture succinte per alberi binari	61
5.3.1	Alberi binari con dati	63
5.4	Rappresentazione di Elias-Fano di sequenze monotone	63
5.5	Struttura succinta per rappresentare strutture parentetizzate ben formate	64
5.6	Hash minimali perfetti	66
5.6.1	Funzioni di hash	66
5.6.2	Relazione con i grafi	66
5.6.3	Tecnica MWHC (Majewski, Worwald, Havas, Czech)	67
A	Laboratorio 1: Cammini disgiunti tramite algoritmo basato su pricing	69
B	Laboratorio 2: il problema dello zaino	73

Introduzione

Questo corso esplora alcune tra le classi di complessità non trattate nei corsi di base di algoritmi. In prima battuta si tratteranno gli algoritmi di ottimizzazione; in seguito gli algoritmi randomici terminando con le strutture succinte.

L'obiettivo è studiare delle aree importanti per gli informatici, presentando “oggetti” alla base delle tecniche informatiche. Iniziamo con un'introduzione alle notazioni matematiche utilizzate.

1.1 Notazione matematica

1.1.1 Insiemi

Useremo insiemi numerici come i numeri naturali \mathbb{N} , i numeri interi \mathbb{Z} e i numeri reali \mathbb{R} e le rispettive “versioni positive” \mathbb{N}^+ , \mathbb{Z}^+ e \mathbb{R}^+ .

1.1.2 Monoidi e stringhe

Avremo spesso a che fare con i **monoidi liberi**. Essi sono delle strutture algebriche che rispettano gli assiomi di **chiusura** (un monoide è un *gruppoide*), di **associatività** (un monoide è un *semigrupp*) e di esistenza dell'elemento neutro. Per ciò che ci interessa, “istanzieremo” i monoidi su degli alfabeti finiti Σ , costruendo un monoide *libero* Σ^* generato da Σ , ossia un insieme dotato di un'operazione binaria associativa \cdot e un elemento neutro ε : indicheremo il monoide con la tripla $(\Sigma^*, \cdot, \varepsilon)$ ¹. Data una stringa $w \in \Sigma$, possiamo indicarne la lunghezza con $|w|$ e definiamo $w = w_0 w_1 \cdots w_n$.

1.1.3 Funzioni

Dati due insiemi A e B si definisce

$$B^A = \{f \mid f : A \rightarrow B\}$$

l'insieme di tutte le funzioni che hanno dominio A e codominio B . Se k è un numero intero, si definisce, introducendo una lieve ambiguità,

$$k = \{0, 1, \dots, k-1\}$$

¹Per un'introduzione alla relazione tra strutture algebriche e linguaggi (e la loro chiusura di Kleene) consultare [Sak09].

l'insieme con cardinalità k contenente i naturali da 0 a $k - 1$; ad esempio, $0 = \emptyset$, $1 = \{0\}$ e così via.

Risulta quindi che 2^* è il monoide libero basato su tutte le stringhe binarie - solitamente equipaggiato con \cdot come operazione di concatenazione e ε la stringa vuota. Definiamo

$$2^A = \{f | f : A \rightarrow \{0, 1\}\}$$

Possiamo interpretare i valori delle immagini di queste funzioni come dei booleani che descrivono l'appartenenza ad A : per esempio, se

$$\forall a \in A \quad f_A(a) = 1$$

f_A è la *funzione caratteristica* dell'insieme A . Allargando il ragionamento a tutte le $f \in 2^A$, possiamo definire quest'ultimo come l'insieme delle funzioni caratteristiche di tutti i possibili sottoinsiemi di A .

Seguendo la definizione, abbiamo inoltre che

$$A^2 = \{f | f : \{0, 1\} \rightarrow A\}$$

ogni funzione associa a 0 un elemento di A e a 1 un elemento di A - a meno di isomorfismi, l'insieme delle immagini delle funzioni in A^2 è $A \times A$. Come ultimo esempio, abbiamo che 2^{2^*} è l'insieme di tutti i linguaggi binari.

1.2 Problemi

1.2.1 Definizione formale

Prima di definire cosa siano gli *algoritmi*, è necessario definire formalmente cosa sia un *problema*; un problema Π è definito da:

- l'insieme degli input del problema I_Π ;
- l'insieme degli output del problema O_Π ; e
- una funzione $Sol_\Pi : I_\Pi \rightarrow \{2^{O_\Pi} \setminus \emptyset\}$, interpretata come una funzione che associa ad ogni input i relativi output corretti per il problema - in altre parole, la funzione calcola un sottoinsieme non vuoto di O_Π che risolve il problema per il dato input².

Esempi

1 **NPRIME**
Input: \mathbb{N}
Output: $\{0, 1\}$
Problema: $n \in \mathbb{N}$ è primo?
 è un problema di **decisione**.

2 **MCD**
Input: $\mathbb{N} \times \mathbb{N}$
Output: \mathbb{N}
Problema: Trova il massimo comun divisore tra due numeri.

²La funzione ha come codominio un insieme di funzioni, di conseguenza si può vedere come una currying di $Sol : I \times O \rightarrow 2$, che indica se, effettivamente, un output sia valido un certo input.

- SAT
- 3 **Input:** CNF ben formate
Output: $\{0, 1\} = 2$
Problema: È possibile soddisfare la formula in input?
 è nuovamente un problema di decisione.

1.3 Rappresentazioni

In modo da poter definire formalmente gli algoritmi prendendo come modello di riferimento le macchine di Turing, assumiamo

$$I_{\Pi} \subseteq 2^2$$

e

$$O_{\Pi} \subseteq 2^2$$

Assumiamo di dover scrivere in binario i due numeri 3 e 5, ossia 11 e 101. Per dare i due input “in pasto” alla macchina di Turing non possiamo semplicemente concatenare le due stringhe: 11101 sarebbe un altro numero (29, in particolare). Possiamo utilizzare un trucco, ossia raddoppiamo ogni bit: 1111, 110011. Si nota facilmente che non compare mai la coppia 01 o 10 leggendo i bit due a due; si potranno utilizzare quindi questi marker per segnalare la fine di un numero e l’inizio di un altro.

Avremo spesso a che fare con input più complicati (si pensi al TSP: matrici di incidenza, liste di adiacenza, ...); se ci sono molti modi diversi per **codificare** l’input, parlare informalmente dei problemi causa problemi nel definire (e implementare, ovviamente) gli algoritmi, addirittura arrivando a cambiare la complessità dell’algoritmo in base alla codifica utilizzata.

Per il livello di dettaglio al quale noi vogliamo scendere nello studio della complessità, sarà sufficiente non dare molto peso in termini di differenza di complessità alle rappresentazioni, introducendo una leggera imprecisione. In termini pratici, come *regola del pollice*, si può notare che la distanza indotta, in termini di complessità, dal cambio di rappresentazione è polinomialmente limitata: si prenda l’esempio della rappresentazione a matrici di incidenza per i grafi sparsi; nonostante essi siano *meno efficienti* delle liste di adiacenza, ci si accorge facilmente che la distanza è limitata polinomialmente.

Tuttavia, non è sempre questo il caso: si prenda per esempio la rappresentazione binaria di un numero, e.g. 10100, e la sua rappresentazione unaria 00000000000000000001. È chiaro che il rapporto tra le due rappresentazioni non sia polinomiale: il confine tra polinomiale e “probabilmente non polinomiale” contiene dei problemi che hanno una complessità esponenziale se l’input è in rappresentazione binaria e “diventano” polinomiali se l’input è unario.

Gonfiando artificialmente l’input, il costo in tempo dell’algoritmo - che è rappresentato in termini della lunghezza dell’input - necessariamente decresce. In questo senso, se l’algoritmo è polinomiale nel *valore* dell’input ma non necessariamente nella sua lunghezza, esso è detto **pseudo-polinomiale**.

1.4 Algoritmi

Un algoritmo A per un problema Π è una funzione

$$A : I_{\Pi} \rightarrow O_{\Pi}$$

O, localmente,

$$x \mapsto y$$

tale che $y \in \text{Sol}_\Pi(x)$ (o, alternativamente, $\text{Sol}_\Pi(x)(y) = 1$), ossia una soluzione *corretta* per x .

In termini formali, un algoritmo rappresenta una *macchina di Turing*. Tuttavia, non scenderemo mai ad un livello di dettaglio tale per cui dovremo descrivere, effettivamente, un programma in termini di MdT, che richiederebbe uno sforzo non indifferente; utilizzeremo invece una notazione relativamente informale basata sullo *pseudocodice*.

Ciò che ci interessa degli algoritmi è studiare la loro **complessità**. Quando si parla di complessità, si possono adottare due accezioni: complessità **algoritmica** e complessità **strutturale**.

1.4.1 Complessità algoritmica

Chiedersi se un determinato problema Π può essere risolto non è banale, affatto (basta seguire un qualsiasi corso di informatica teorica per rendersene conto) - e anche per una semplice argomentazione di cardinalità³ ci possiamo rendere conto che esiste una quantità più che numerabile di problemi che può essere risolta da un numero numerabile di algoritmi. La teoria della calcolabilità è l'area che si occupa di questi problemi.

Per quanto riguarda il nostro corso, ci terremo dall'altra parte della barricata, ossia tratteremo solo problemi che sappiamo essere calcolabili, ossia problemi Π per i quali esiste un algoritmo A che lo risolve. Ma non tutti gli algoritmi sono equivalenti: ci interessa infatti studiare “quanto costa” un algoritmo, e dovremo di conseguenza adottare una misura di costo (spazio sul nastro, istruzioni eseguite,...)

Costo

Definiamo quindi una funzione di costo:

$$T_A : I_\Pi \rightarrow \mathbb{N}$$

che dipende da ciò che vogliamo calcolare; così com'è, però, è difficile da utilizzare con l'obiettivo di confrontare due algoritmi. È preferibile lavorare per “taglia”, ossia per dimensione dell'input; definiamo quindi una funzione

$$t_A : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N} \quad \text{dove} \quad t_A(n) = \max\{T_A(x) \mid x \in I_\Pi \wedge |x| = n\}$$

che è chiamata *semplificazione del caso peggiore*; chiaramente, si ha che t_A è una valutazione pessimista del costo: per esempio, se $t_A(100) = 7500$ significa che su input di grandezza 100 il costo *massimo* è 7500. La complessità **algoritmica** utilizza proprio queste funzioni per confrontare due algoritmi. Dati A_1 e A_2 possiamo disegnare t_{A_1} e t_{A_2} come in figura 1.1.

A questo punto, possiamo interessarci alle fasce di grandezza e capire, in un certo range, quale algoritmo scegliere, oppure fare un'assunzione asintotica scegliendo l'algoritmo che asintoticamente cresce di meno.

Upper e lower bound, ottimalità Supponiamo di aver trovato un algoritmo A la cui complessità è $O(n^{2.37})$. Questo valore è un *upper bound*. Siamo sicuri di non poter fare di meglio? Raramente si è certi: qui interviene un tipo di ragionamento completamente diverso, il cui obiettivo è dimostrare che più di tanto per un certo problema non si può fare, dimostrando quindi

³Tra tanti, due testi che trattano la calcolabilità sono [HU79] e [KMA82].

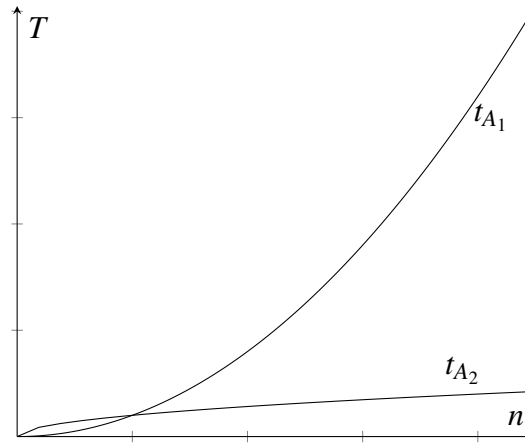


Figura 1.1: Complessità algoritmica semplificata nel caso peggiore per due funzioni t_{A_1} e t_{A_2} .

dei *lower bound*. In questo contesto si cercano dimostrazioni, non algoritmi. Trovando, per esempio, che il lower bound teorico per il problema è $\Omega(n^2)$, non si sanulla del range tra n^2 e $n^{2.37}$ e, idealmente, si continuerà a cercare un algoritmo finché si arriva ad un algoritmo $O(n^2)$, che è (asintoticamente) ottimale. Pochissimi problemi godono di un algoritmo ottimale: uno dei pochi è l'ordinamento di array, che ha complessità ottimale $\Theta(n \cdot \log(n))$. Tuttavia, questo non significa che *heapsort*, per esempio, sia l'algoritmo *migliore* in toto: la pratica spesso smentisce queste possibilità. Un esempio è l'algoritmo di Danzig, in teoria esponenziale e in pratica migliore di altri algoritmi polinomiali.

1.4.2 Complessità strutturale

L'obiettivo finale della complessità algoritmica è trovare un algoritmo ottimo per ogni problema. Questo obiettivo è, chiaramente, quasi sempre irraggiungibile. Immaginiamo, per un momento, di conoscere tutte le complessità ottimali dei problemi: la complessità strutturale parte dal presupposto che per ogni problema si possa definire la *sua* complessità, in modo da poter collocare ogni problema in una precisa **classe**.

Classi di complessità

Solitamente, la complessità strutturale si occupa esclusivamente di problemi di decisione, i quali sono analoghi al problema dell'appartenenza di una *parola* ad un *linguaggio*; pertanto tutti i problemi di decisione sono dei sottoinsiemi di 2^{2^*} e un sottoinsieme in particolare è l'insieme di *tutti i problemi decidibili in tempo polinomiale* **P**.

Per molti problemi vorremmo sapere se esso appartiene o meno a **P** ma, al momento, non abbiamo modo di saperlo: un esempio è SAT. Allo scopo di arrivare ad una risposta a questa domanda, è stato “inventata” la classe di complessità **NP**⁴.

Riducibilità

Il concetto di **riducibilità** (in tempo polinomiale) gioca una parte fondamentale nella teoria della complessità strutturale: si dice che un problema Π_1 è polinomialmente riducibile ad un

⁴Per approfondire queste tematiche consultare [AB09] e [AB08].

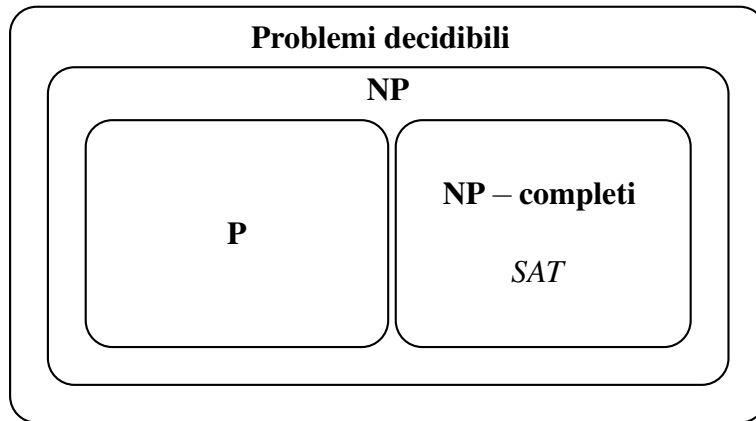


Figura 1.2: Classi di complessità strutturale.

problema Π_2 se e solo se

$$\exists f : 2^* \rightarrow 2^*$$

tale che:

- f è calcolabile polinomialmente
- $\forall x \in I_{\Pi_1} \ f(x) \in I_{\Pi_2}$
- $\forall x \ Sol_{\Pi_2}(x) = 1 \iff Sol_{\Pi_1}(x) = 1$

Questa definizione ha come conseguenza il seguente lemma.

Lemma 1.1. *Se $\Pi_2 \in \mathbf{P}$ e $\Pi_1 \leq_p \Pi_2$, ossia Π_1 è riducibile polinomialmente a Π_2 , allora $\Pi_1 \in \mathbf{P}$.*

La classe dei problemi **NP – completi** è quindi definita come

$$\mathbf{NP} - \mathbf{completi} = \{\Pi \in \mathbf{NP} \mid \forall \Pi' \in \mathbf{NP} \ \Pi' \leq_p \Pi\}$$

Teorema 1.2 (di Cook). $SAT \in \mathbf{NP} - \mathbf{completi}$.

Problemi di ottimizzazione

2.1 Introduzione

Un problema di **ottimizzazione** è caratterizzato da:

1. è l'insieme degli input I_Π ;
2. è l'insieme degli output O_Π ;
3. una funzione che ad ogni input associa una famiglia di output: $Amm_\Pi : I_\Pi \rightarrow \{2^{O_\Pi} \setminus \emptyset\}$;
4. il tipo del problema $Tipo_\Pi \in \{Min, Max\}$; e
5. una funzione da una coppia input-output ai naturali

$$c_\Pi : I_\Pi \times O_\Pi \rightarrow \mathbb{N}$$

che formalizza il concetto di **costo** di una soluzione - per un problema di minimizzazione, l'obiettivo sarà scegliere l'output con costo minore.

Le proprietà 3, 4 e 5 formalizzano ulteriormente l'insieme Sol_Π definito in precedenza.

2.1.1 Esempi

MaxSat

MAXSAT

Input: CNF ben formate

Output: \mathbb{N}

Problema: Qual è il numero massimo di clausole che si possono verificare?

Ammissibili: Assegnamenti di valori di verità coerenti

Tipo: *Max*

Costo: Numero di clausole rese vere

Le istanze di questo problema sono formule in forma normale congiunta ben formate (ossia CNF); le soluzioni ammissibili sono assegnamenti di valori di verità; il costo (o *funzione obiettivo*) è il numero di clausole rese vere. MAXSAT ha chiaramente $Tipo_\Pi = Max$, in quanto l'obiettivo è massimizzare il numero di clausole verificate.

In alcuni frangenti potrebbe causarsi una certa ambiguità: l'algoritmo cerca *il valore* della soluzione ottimale o *la soluzione* ottimale stessa? Possiamo affermare che cerchiamo la soluzione stessa (in quanto il suo valore è calcolabile con la funzione di costo) e la indicheremo con la notazione $y^*(x)$; inoltre, indicheremo il costo della soluzione ottimale con $c^*(x)$.

2.2 Rapporto di prestazioni

Dato un input $x \in I_\Pi$ e $y \in \text{Amm}_\Pi$, possiamo sempre affermare che

$$\begin{cases} c_\Pi(x, y) \geq c_\Pi(x, y^*(x)) = c_\Pi^*(x) & \text{per i problemi di minimo} \\ c_\Pi(x, y) \leq c_\Pi(x, y^*(x)) = c_\Pi^*(x) & \text{per i problemi di massimo} \end{cases}$$

2.2.1 Rapporto di approssimazione

Definiamo **rapporto di approssimazione** la quantità

$$R_\Pi(x, y) = \max\left\{\frac{c_\Pi(x, y)}{c_\Pi(x, y^*(x))}, \frac{c_\Pi(x, y^*(x))}{c_\Pi(x, y)}\right\}$$

questo valore ci permette di dimenticare se stiamo trattando un problema di minimizzazione o massimizzazione, in quanto sarà sempre $R_\Pi \geq 1$.

α -approssimazione

Se, per esempio, $R_\Pi = 1$, la soluzione y è in realtà $y = y^*(x)$; se $R_\Pi = 2$, per un problema di minimo significa che il costo di y è il doppio del costo di $y^*(x)$, mentre per un problema di massimo significa che il costo di y è la metà del costo di $y^*(x)$. In generale, dato un problema di approssimazione tenteremo di progettare un algoritmo che preso un input $x \in I_\Pi$ produca un output $y(x) \in \text{Amm}_\Pi$. Se si riesce a dimostrare che l'algoritmo costruito trova una soluzione che, per ogni input x , è tale per cui $R(x, y(x)) \leq \alpha$ si definisce l'algoritmo α -approssimato.

2.3 Classi di complessità per l'ottimizzazione

Considereremo sempre algoritmi che terminano in tempo polinomiale; ovviamente, vorremmo trovare un α il più piccolo possibile - l'obiettivo quindi non sarà più migliorare il polinomio, bensì migliorare il grado di approssimazione α trovando il più piccolo possibile.

La classe dei problemi approssimabili in modo esatto ($\alpha = 1$) in tempo polinomiale è chiamata **PO**; si noti che non è una classe ristretta ai problemi di decisione - questa è infatti l'analogo della classe **P** rispetto ai problemi di ottimizzazione. Allo stesso modo possiamo definire una classe dei problemi di ottimizzazione risolvibili con approssimazione 1 in tempo nondeterministico polinomiale: **NPO** è la classe definita dai problemi $\Pi = (I_\Pi, O_\Pi, \text{Amm}_\Pi, c_\Pi)$ tali per cui

1. esiste un polinomio Q tale che $\forall x \in I_\Pi \quad \forall y \in \text{Amm}_\Pi(x) \quad |y| \leq Q(|x|)$,
2. dato $x \in I_\Pi$ e $y \in 2^*$ con $|y| \leq Q(|x|)$ è decidibile in tempo polinomiale se $y \in \text{Amm}_\Pi$, e
3. c_Π è calcolabile in tempo polinomiale

Nonostante questa classe non sia definita in termini di MdT con modulo nondeterministico (in quanto questo modello è “démodée”: la teoria della complessità moderna utilizza al loro posto il concetto di *testimoni*) la definizione è completamente analoga e riconducibile alle definizioni che ne fanno uso.

2.3.1 Classe di problemi NPO – completi

Tra la classe **PO** e **NPO** sussiste la stessa relazione che c'è tra **P** e **NP** - effettivamente, possiamo anche definire i problemi **NPO – completi**. Per arrivare a questa definizione occorre definire la nozione di *problema di decisione associato*: dato un problema di ottimizzazione Π , definiamo un problema di decisione $\hat{\Pi}$ associato a Π definendo

$$I_{\hat{\Pi}} = I_{\Pi} \times \mathbb{N}$$

che formalizza la *richiesta* “esiste una soluzione ammissibile per x con costo minore o uguale a k ?” (o maggiore o uguale per i problemi di massimizzazione).

Teorema 2.1.

$$\Pi \in \mathbf{PO} \implies \hat{\Pi} \in \mathbf{P}$$

$$\Pi \in \mathbf{NPO} \implies \hat{\Pi} \in \mathbf{NP}$$

Analogamente, la classe dei problemi **NPO – completi** è

$$\mathbf{NPO - completi} = \{\Pi \in \mathbf{NPO} \mid \hat{\Pi} \in \mathbf{NP - completi}\}$$

Ed è corretto aspettarsi che il problema di inclusione di **NP** in **P** venga mantenuto anche per i problemi di ottimizzazione:

Teorema 2.2. *Se $\Pi \in \mathbf{NPO - completi}$, allora $\Pi \notin \mathbf{PO}$ a meno che $\mathbf{P} = \mathbf{NP}$.*

Dimostrazione. Assumiamo $\text{Tipo}_{\Pi} = \text{Max}$. Per assurdo, supponiamo $\Pi \in \mathbf{PO}$. dato un input $(x, k) \in I_{\Pi} \times \mathbb{N}$ calcoliamo la soluzione ottima $y^*(x)$ in tempo polinomiale usando il fatto che $\Pi \in \mathbf{PO}$. Se $k \leq c_{\Pi}(x, y^*(x))$ rispondiamo *sì*, altrimenti rispondiamo *no*. Questo algoritmo funziona in tempo polinomiale e decide il problema di decisione associato a Π ; in quanto $\hat{\Pi} \in \mathbf{NP - completi}$, concludiamo $\mathbf{P} = \mathbf{NP}$. \square

2.3.2 Altre classi di complessità

In base al rapporto di approssimazione e al comportamento dell'algoritmo dati gli input e il rapporto di approssimazione stesso è possibile definire ulteriori classi di complessità. Utilizziamo ora la notazione A_{Π} per denotare un algoritmo che risolve il problema Π .

La classe APX

La classe dei problemi *approssimabili* in tempo nondeterministico polinomiale:

$$\mathbf{APX} = \{\Pi \mid \exists A_{\Pi}, \alpha : A_{\Pi} \text{ è } \alpha\text{-approssimante per } \Pi\}$$

Abbiamo che $\mathbf{APX} \subsetneq \mathbf{NPO}$: vi sono infatti alcuni problemi che non sono approssimabili.

La classe PTAS

La seguente classe è parametrizzata dal valore del rapporto di approssimazione scelto:

$$\mathbf{PTAS} = \{\Pi \mid \exists A_{\Pi}, (x, \rho) \in I_{\Pi} \times \mathbb{Q}^{\geq 1} : A_{\Pi}(x) = y \in \text{Amm}_{\Pi}(x) \text{ in tempo } \text{poly}(x) \wedge R_{\Pi}(x, y) \geq \rho\}$$

Abbiamo che $\mathbf{PTAS} \subsetneq \mathbf{APX}$, infatti vi sono problemi che non possono essere approssimati al più di un certo valore. Si noti che i problemi in **PTAS** sono risolti in tempo polinomiale *nell'input* ma non nel valore di approssimazione stesso.

La classe FPTAS

Stringendo la restrizione di polinomialità anche sul rapporto di approssimazione otteniamo la seguente classe:

$$\mathbf{FPTAS} = \{\Pi \mid \Pi \in \mathbf{PTAS} \wedge A_\Pi \text{ termina in tempo } \text{poly}(x, \rho)\}$$

Abbiamo che $\mathbf{FPTAS} \subsetneq \mathbf{PTAS}$, infatti vi sono problemi che possono essere approssimati arbitrariamente solo utilizzando un tempo non polinomiale nel valore di approssimazione.

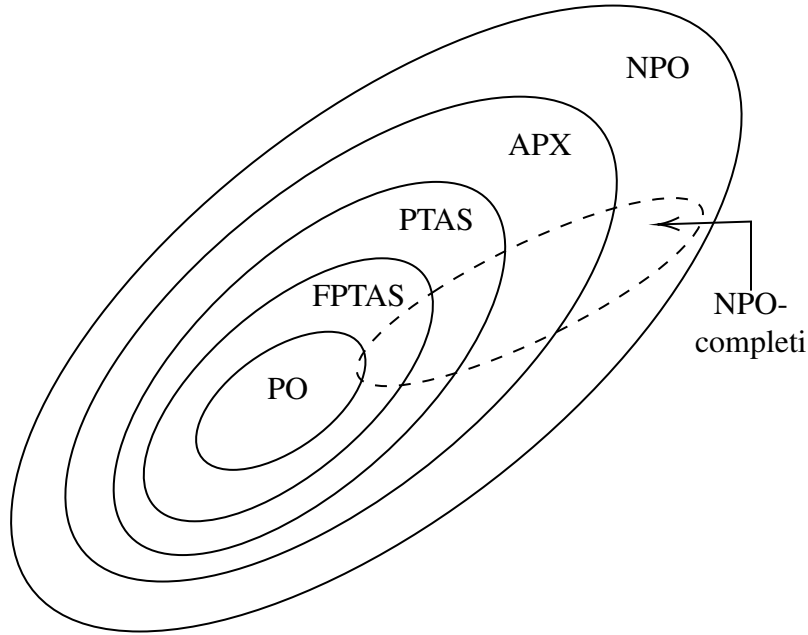


Figura 2.1: Rappresentazione insiemistica delle classi di complessità.

2.4 Terminologia riguardante i problemi

2.4.1 Grafi

I grafi non orientati sono $G = (V, E)$ (vertici e lati), dove

$$E \in \binom{V}{2}$$

Il **grado** di un vertice x $d(x)$ è il numero di lati incidenti su tale vertice. Il numero di vertici è $n = |V|$, mentre $m = |E|$. In un grafo non orientato un **cammino** di lunghezza k

$$\pi = v_1, v_2, \dots, v_k$$

tale che $\forall v_i \in \pi : \exists \{v_i, v_{i+1}\} \in E$. Un cammino senza ripetizioni di vertici è chiamato *semplice*, altrimenti è definito *non semplice*. Un **circuito** è un cammino semplice chiuso di lunghezza ≥ 3 . La **connessione** tra due vertici x e y è denotata $x \rightsquigarrow y$ e sussiste se esiste un cammino da x a y (e, di conseguenza, da y a x); questa nozione è inoltre una relazione di equivalenza (totale), gode infatti di riflessività, transitività e simmetria. Gli insiemi di vertici mutuamente connessi formano le **componenti connesse** di un grafo.

Algoritmi deterministici

Come anticipato, in questo corso tratteremo inizialmente gli algoritmi deterministici.

3.1 Problema del matching bipartito massimale

BIPARTITEMAXMATCHING

Input: $G = (V, E)$ bipartito

Output: Insieme di lati

Problema: Qual è il *matching* più ampio?

Ammissibili: Scelte di insiemi di lati che siano *matching*

Tipo: *Max*

Costo: Cardinalità dell'insieme

Un grafo *bipartito* è un grafo non orientato in cui l'insieme dei vertici è diviso in due parti; tutti i lati hanno un'estremità che incide su una parte e un'estremità che incide sull'altra, come rappresentato nella figura 3.1.

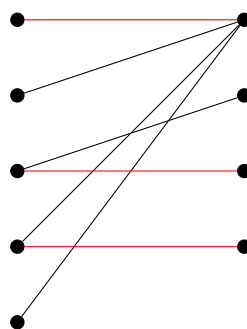


Figura 3.1: Esempio di un grafo bipartito. I lati colorati rappresentano un possibile *matching*.

Le soluzioni ammissibili sono dei *matching*, ossia una scelta di lati tale che nessun vertice abbia più di un lato incidente. L'obiettivo è trovare il matching più grande possibile, ossia quello col numero maggiore di lati. La funzione di costo è quindi la cardinalità dell'insieme di matching, e il problema è di massimo.

Questo problema si può risolvere polinomialmente. Esiste anche un algoritmo che risolve questo problema anche sui grafi generali, ma sono molto complessi.

3.1.1 Algoritmo basato su cammini aumentanti

Dato un grafo G e un matching M possiamo definire *occupati* i lati presenti nel matching. Un vertice *esposto* è un vertice su cui non incidono lati occupati. Nei vertici non esposti può incidere al massimo uno ed un solo lato occupato (altrimenti non sarebbe un matching). A partire da questa definizione, possiamo definire i **cammini aumentanti**: essi sono cammini che alternano lati liberi e lati occupati, iniziando e terminando su un vertice esposto.

Dato il cammino aumentante, possiamo rimuovere dal matching tutti i lati *occupati* dal cammino aumentante e possiamo inserirvi tutti i lati che non erano presenti. Questa operazione si chiama **switch del cammino aumentante**: alcuni lati sono stati inseriti, altri sono stati rimossi. Il matching risultante può essere più grande o più piccolo, ma dovremo comunque controllare se effettivamente ciò che risulta è un matching.

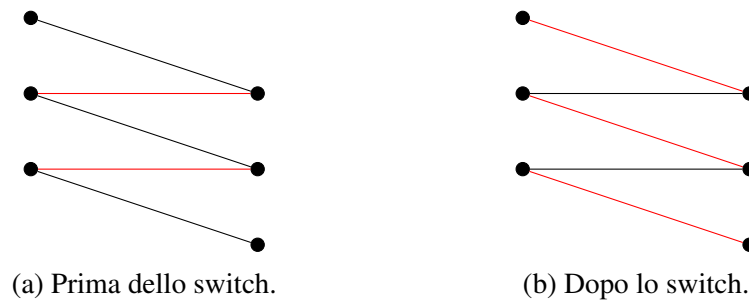


Figura 3.2: Esempio di un cammino aumentante in un grafo bipartito. I lati colorati rappresentano i lati selezionati nel matching.

Teorema 3.1. *Esiste un cammino aumentante per M se e solo se M non è massimo.*

Dimostrazione. \Rightarrow banale dall'operazione di switch.

\Leftarrow Ipotizziamo, per assurdo, che M non sia massimo e non esistano cammini aumentanti. Sia M' un matching tale che $|M'| > |M|$. Sia $X = M \Delta M' = (M \setminus M') \cup (M' \setminus M)$.

Su ogni vertice incidono al massimo due lati di X , ossia in X vi saranno alcuni vertici con grado 0, 1 oppure 2 (se ci fossero con grado 3, allora uno dei due matching non sarebbe davvero un matching).

Se si trova un ciclo in X con un lato in $M \setminus M'$, quello seguente dovrà essere in $M' \setminus M$, quello seguente ancora sarà in $M \setminus M'$ e così via; i cicli hanno pertanto per forza lunghezza pari. Ogni ciclo, quindi, “cancella” una quantità uguali di lati dalle due metà ($M \setminus M'$, $M' \setminus M$).

Ma deve essere per forza $|M' \setminus M| > |M \setminus M'|$, poiché M' è un matching più ampio di M . Oltre ai cicli si devono considerare anche i cammini: vi deve essere un cammino in X che ha più lati in $M' \setminus M$: i lati saranno alternati, nuovamente, tra lati in $M \setminus M'$ e lati in $M' \setminus M$: i vertici estremi devono essere esposti in M , altrimenti ci sarebbe un lato di M che incide su di esso, che però non può stare in M' . Pertanto, questo cammino è un cammino aumentante per M .

□

L'algoritmo è definito come segue.

Algoritmo 1: BIPARTITEMAXMATCHING

Input: grafo $G = (V, E)$ **Output:** Matching massimale per G

```

1  $M = \emptyset$ 
2 while  $\exists$  cammino aumentante  $\pi$  per  $M$  do
3   | esegui uno switch su  $\pi$ 

```

Dimostriamo ora che se G è bipartito, calcolare se esiste un cammino aumentante ha costo $O(nm)$, rendendo la complessità in tempo

$$O(n^2m)$$

Dimostrare che esiste un cammino aumentante esiste richiede una visita; procediamo, quindi, con un breve intermezzo riguardo la visita dei grafi.

Visite di grafi

Le visite dei grafi (*graph traversal*) sono algoritmi nei quali i vertici del grafo, in ogni istante, possono rientrare in tre categorie:

- **bianchi:** sono vertici sconosciuti e non esplorati.
- **grigi:** sono vertici conosciuti ma non esplorati. Vengono anche chiamati *nodi di frontiera*. Essi sono contenuti in un'apposita struttura dati chiamata *dispenser*, che effettivamente classifica la visita.
- **neri:** sono vertici conosciuti e visitati.

L'algoritmo generale di visita è l'algoritmo 2.

Algoritmo 2: GENERICGRAPHVISIT

Input: grafo $G = (V, E)$, vertice v_0

```

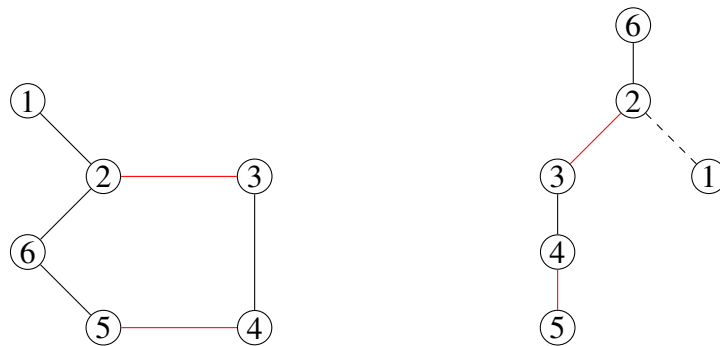
1 for  $v \in V(G)$  do
2   |  $v.color = bianco$ 
3  $F = v_0$                                 /*  $F$  è un dispenser di vertici, e.g. stack */
4  $v_0.color = grigio$ 
5 while  $!F.empty()$  do
6   |  $v = F.get()$ 
7   |  $visit(v)$                                 /*  $N(v)$  estrae i successori di  $v$  */
8   | for  $w : N(v)$  do
9     | if  $w.color = bianco$  then
10    |   |  $F.insert(w)$ 
11    |   |  $w.color = grigio$ 
12   |  $v.color = nero$ 

```

La visita dipende dalla struttura F : se F è una coda, la visita sarà in ampiezza, mentre se è uno stack la visita sarà in profondità. Chiaramente, non è detto che al termine dell'algoritmo

tutti i vertici siano stati visitati, infatti, se non esiste un cammino tra il nodo seme ed un altro nodo, quest'ultimo non sarà mai visitato (pertanto, le visite possono essere utilizzate anche per trovare le componenti connesse.) Ogni visita richiede tempo $O(m)$, poiché di tutti i nodi si guardano i vicini una volta sola.

Un cammino aumentante è un cammino che comincia e termina in un vertice esposto e alterna lati nel matching a lati esterni. Inizialmente, possiamo limitarci a cercare tali cammini tra quelli che partono da un vertice esposto; eseguiamo quindi una visita in ampiezza (ossia F è una coda) alternando i lati liberi ai lati occupati. Se nel corso della visita si trova un vertice esposto. Questo algoritmo funziona solo su grafi bipartiti: si supponga di cominciare la visita dal nodo 6 in figura 3.3. I vicini di 6 sono 2 e 5: supponiamo di scegliere il lato $6 \rightarrow 2$. I vicini di 2 sono 3 e 1. Selezioniamo l'unico lato coperto, $2 \rightarrow 3$. I vicini di 3 sono 4 e 2 (che è nero); selezioniamo l'unico lato non coperto, $3 \rightarrow 4$. Procediamo con $4 \rightarrow 5$. La visita termina. Il cammino aumentante esiste: $6 \rightarrow 5 \rightarrow 4 \rightarrow 3 \rightarrow 2 \rightarrow 1$.



(a) Situazione ipotetica in cui solo due lati, quelli rossi, sono inseriti nel matching. (b) Visita per la creazione del cammino aumentante a partire dal nodo 6.

Figura 3.3: Esempificazione dell'algoritmo per trovare cammini aumentanti.

Teorema 3.2. $\text{BIPARTITEMAXMATCHING} \in \text{PO}$.

Corollario 3.3. *Il problema del PERFECTMATCHING (dato un grafo, decidere se esiste un matching che incide su tutti i vertici) è in P.*

Questo deriva dal fatto che se esiste un matching perfetto per un grafo, il matching massimo avrà cardinalità $n/2$.

Tutti gli altri problemi che vedremo saranno in **NPO – completi**.

3.2 Problema del bilanciamento del carico

LOADBALANCING

Input: n task $t_0, t_1, \dots, t_{n-1} \in \mathbb{N}^+$, m macchine

Output: Insieme di assegnamenti di task a macchine

Problema: Qual è l'assegnamento con costo massimo minore?

Ammissibili: Scelte di assegnamenti di tutti i task alle macchine in modo coerente

Tipo: *Min*

Costo: Ogni macchina ha carico $L_i = \sum_j \text{assegnato a } i t_j$ la funzione obiettivo è $L = \max_i L_i$

Per esempio, si supponga di avere 8 task e 3 macchine. I task hanno costo $\{3, 2, 3, 1, 1, 4, 5, 1\}$; vi sono diversi modi per assegnare le task:

- $m_0: \{5, 1, 1\}$ con $L_0 = 7$
- $m_1: \{4, 3\}$ con $L_1 = 7$
- $m_2: \{2, 3, 1\}$ con $L_2 = 6$.

Pertanto $L = 7$.

Teorema 3.4. LOADBALANCING \in NPO – completi.

3.2.1 Algoritmo greedy balance

Un algoritmo banale per risolvere approssimativamente il problema LOADBALANCING è l'algoritmo 3.

Algoritmo 3: GREEDYBALANCE

Input: m macchine, n task con costi t_i

```

1 for  $i : 0..n - 1$  do
2    $L_i = 0$ 
3 for  $j : 0..n - 1$  do
4    $\bar{i} = \arg \min(L_i)$ 
5    $M_{\bar{i}}.addTask(t_j)$ 
6    $L_{\bar{i}} = L_{\bar{i}} + t_j$ 

```

Questo algoritmo ha complessità $O(n \log(n))$.

Teorema 3.5. GREEDYBALANCE è un algoritmo 2-approssimante per LOADBALANCING.

Prima di procedere con la dimostrazione, sono necessarie due osservazioni:

Lemma 3.6.

$$L^* \geq \frac{1}{m} \sum_j t_j$$

Dimostrazione. Si supponga di avere la soluzione ottima. Si ha che

$$\sum_{i=0}^{m-1} L_i^* = \sum_{j=0}^{n-1} t_j$$

e pertanto

$$L^* = \max\{L_i^*\}_i \geq \frac{1}{m} \sum_j t_i$$

□

Lemma 3.7.

$$L^* \geq \max_j t_j$$

Dimostrazione. Banale. □

Passiamo alla dimostrazione del Teorema 3.5.

Dimostrazione. Eseguiamo GREEDYBALANCE; sia \hat{i} la macchina più carica al termine dell'esecuzione, ossia $L = L_{\hat{i}}$. Sia \hat{j} l'ultimo task assegnato alla macchina \hat{i} . Prima di ricevere \hat{j} , il suo carico è tale per cui

$$\forall i = 1..m \quad L'_i \geq L_{\hat{i}} - t_{\hat{j}}$$

dove L'_i è il carico della macchina i quando il task \hat{j} deve essere assegnato. Sommiamo quindi su tutti gli i :

$$m \cdot (L_{\hat{i}} - t_{\hat{j}}) \leq \sum_{i=1}^m L'_i = \sum_{j=0}^{n-1} t_j$$

poiché tutte le task sono state assegnate. Grazie al Lemma 3.6 possiamo affermare

$$L_{\hat{i}} - t_{\hat{j}} \leq \frac{1}{m} \sum_i L'_i \leq L^*$$

È ovvio che $L = L_{\hat{i}} = (L_{\hat{i}} - t_{\hat{j}}) + t_{\hat{k}}$ e sappiamo anche che $t_{\hat{k}} \leq L^*$ dal Lemma 3.7; possiamo quindi concludere

$$L = (L_{\hat{i}} - t_{\hat{j}}) + t_{\hat{k}} \leq L^* + t_{\hat{j}} \leq L^* + L^* = 2L^*$$

□

Abbiamo dimostrato che GREEDYBALANCE è 2-approssimato, ma ci sono davvero degli input per cui fa così male? Potremmo trovare un'approssimazione migliore? Quando vogliamo arrivare a questa conclusione, si accompagna un *teorema di strettezza*: c'è uno specifico input per cui GREEDYBALANCE fa davvero così male.

Teorema 3.8. Per ogni $\varepsilon > 0$ esiste un input per cui GREEDYBALANCE fornisce una soluzione L tale che

$$2 - \varepsilon \leq \frac{L}{L^*} \leq 2$$

Dimostrazione. Sia $m \geq \lceil \frac{1}{\varepsilon} \rceil$. Sia $n = m(m-1) + 1$ dove i primi $m(m-1)$ compiti hanno durata (o costo) 1, mentre l'ultimo ha durata (o costo) m . Questa è la soluzione ottima:

```

0  [1] [1] ... [1]  (m volte)
1  [1] [1] ... [1]  (m volte)
2  [1] [1] ... [1]  (m volte)
3  [1] [1] ... [1]  (m volte)
.. [1] [1] ... [1]  (m volte)
m  [      m      ]

```

GREEDYBALANCE conclude l'esecuzione in questa configurazione:

0	[1]	[1]	...	[1]	[m]
1	[1]	[1]	...	[1]	(m-1	volte)	
2	[1]	[1]	...	[1]	(m-1	volte)	
..	[1]	[1]	...	[1]	(m-1	volte)	
m	[1]	[1]	...	[1]	(m-1	volte)	

Concludendo con $L = 2m - 1$. $L/L^* = (2m - 1)/m = 2 - \frac{1}{m} \geq 2 - \varepsilon$ □

Corollario 3.9. $\text{LOADBALANCING} \in \text{APX}$.

3.2.2 Algoritmo sorted balance

La dimostrazione precedente suggerisce un modo diverso per assegnare i task: partendo dal task più lungo per decidere gli assegnamenti si crea l'algoritmo **SORTEDBALANCE**. L'algoritmo 4

Algoritmo 4: **SORTEDBALANCE**

Input: m macchine, n task con costi t_i

1 $\text{sortedTasks} = \text{sortDescending}(t_i)$

2 $\text{GREEDYBALANCE}(m, \text{sortedTasks})$

ha complessità $O(m \log(m) + n \log(m))$ e migliora il tasso di approssimazione.

Lemma 3.10. *Supponiamo che vi siano più task che macchine. Allora, considerando i task ordinati dal più al meno costoso, vale*

$$L^* \geq 2t_m$$

Ossia il valore ottimale è maggiore o uguale di due volte il costo dell' m -esimo task.

Dimostrazione. Banale: siccome prima di t_m altri m task sono stati assegnati (da t_0 a t_{m-1}) ognuno dei quali ha costo maggiore o uguale a t_m , t_m verrà necessariamente assegnato ad una macchina che avrà carico maggiore o uguale a t_m . □

Teorema 3.11. **SORTEDBALANCE** è un algoritmo $\frac{3}{2}$ -approssimato.

Dimostrazione. Se $n \leq m$, **SORTEDBALANCE** (ma anche **GREEDYBALANCE**) trova la soluzione ottimale: se ci sono meno task che macchine il costo finale sarà il costo della task più lunga, che è il lower bound del costo ottimale.

Assumiamo quindi $n > m$. Eseguiamo **SORTEDBALANCE** e sia \hat{i} l'indice della macchina con carico massimo $L = L_{\hat{i}}$. Se la macchina \hat{i} ha una sola task assegnata, la soluzione è ottima. Assumiamo, quindi, che \hat{i} abbia almeno due task assegnate; sia \hat{j} l'ultima task assegnata. È evidente che $\hat{j} \geq m$ e questo significa che $t_{\hat{j}} \leq t_{\hat{m}} \leq \frac{1}{2}L^*$. Quindi

$$L = L_{\hat{i}} = (L_{\hat{i}} - t_{\hat{j}}) + t_{\hat{j}} \leq \frac{3}{2}L^*$$

□

Un risultato di Graham afferma che **SORTEDBALANCE** in realtà è $\frac{4}{3}$ -approssimante, mentre un altro risultato di Hochbaum et al. dell'88 dimostra che il problema del bilanciamento del carico appartiene a **PTAS**, ossia esiste un algoritmo in grado di approssimare arbitrariamente la soluzione ottimale ed è anche stato dimostrato che il problema non sia in **FPTAS** (ammesso che $\mathbf{P} \neq \mathbf{NP}$).

3.3 Problema della selezione del centro

Si supponga di avere un'azienda che ha vari uffici sparsi per la città S . Gli uffici hanno delle **distanze** definite tra loro. Al momento, un solo ufficio è dotato di magazzino. Questo è molto poco efficiente: i manager, dopo un calcolo, scoprono di avere a disposizione il budget per creare nuovi k magazzini. Ognuno degli uffici rimanenti si rivolgerà al magazzino più vicino. Dove inserire i nuovi magazzini in modo tale che i loro *bacini di utenza* abbiano la massima distanza ufficio-magazzino minima?

CENTERSELECTION

Input: S di punti, d una *metrica*, k il numero di punti selezionabili

Output: Una selezione di punti $C \subseteq S$

Problema: Quali punti selezionare in modo che la distanza tra i selezionati e non selezionati sia minima

Ammissibili: La selezione è di al più k punti: $|C| \leq k$

Tipo: *Min*

Costo: $\rho(C) = \max_{x \in S} d(x, C)$

Perché

$$d : S \times S \rightarrow R^+$$

definisca una metrica (o uno spazio metrico), deve essere

- $\forall x \ d(x, x) = 0$
- $\forall x, y \ d(x, y) = d(y, x)$
- $\forall x, y, z \ d(x, y) \leq d(x, z) + d(z, y)$ (disuguaglianza triangolare)

Teorema 3.12. CENTERSELECTION \in NPO – completi.

3.3.1 Algoritmo center selection plus

Questo algoritmo non è realistico e richiede anche un input in più, oltre a S , $d : S \times S \rightarrow R$ e k , anche $r \in R^{>0}$, il raggio di copertura ottimo. Chiaramente, r è a priori sconosciuto!

Algoritmo 5: CENTERSELECTIONPLUS

```

Input:  $S, k, r, d$ 
1  $C = \emptyset$ 
2 while  $S \neq \emptyset$  do
3    $\hat{c} = \text{extractRandomNode}(S)$ 
4    $C = C \cup \{\hat{c}\}$ 
5    $S = S \setminus \{x \mid d(x, \hat{c}) \leq 2r\}$ 
6 if  $|C| \leq k$  then
7   return  $C$ 
8 else
9   print("Impossible!")

```

L'algoritmo è descritto nel listato 5; diamo delle proprietà di questo algoritmo che dipendono da r .

1. Se CENTERSELECTIONPLUS emette una soluzione C , allora C è una soluzione ammissibile e $\rho(C) \leq 2r$.
2. Se $r \geq \rho^*$ CENTERSELECTIONPLUS emette un output valido diverso da “impossibile”. Si consideri una soluzione ottima C^* : Ogni volta che l’algoritmo inserisce \hat{c} in uno dei bacini di C^* tutti i punti a distanza minore o uguale di $2r$ vengono cancellati: un qualunque punto s che sta nello stesso bacino di \hat{c} ha distanza $d(\hat{c}, s) \leq d(\hat{c}, c^*) + d(s, c^*)$, che sono anche $\leq \rho^*$, quindi

$$d(\hat{c}, s) \leq d(\hat{c}, c^*) + d(s, c^*) \leq 2\rho^* \leq 2r$$

Ad ogni iterazione rimuoviamo quindi un bacino intero, pertanto dopo al più k iterazioni non ci saranno più punti in S , e il ciclo termina; di conseguenza $|C| \leq k$.

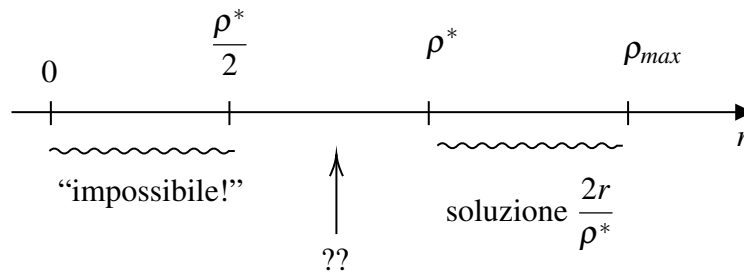


Figura 3.4: Comportamento di CENTERSELECTIONPLUS.

Quindi, ciò che succede dipende da r : se si sceglie maggiore o uguale a ρ^* l’algoritmo produce una soluzione ammissibile con approssimazione $\frac{2r}{\rho^*}$. Se $r \leq \frac{\rho^*}{2}$, l’algoritmo non produce soluzioni. Quando la scelta di r è $\rho^*/2 < r < \rho^*$ l’algoritmo ha un comportamento sconosciuto, ogni tanto produce soluzioni ammissibili e ogni tanto no. Noi non sappiamo il valore di r , ma sappiamo che è sicuramente $r \in [0, \rho_{max}]$, dove ρ_{max} è la distanza massima tra due punti. Una tecnica dicotomica (scegli un valore vicino a 0, se non produce nessun output alza la soglia minima e procedi con un valore vicino a ρ_{max} , ripeti) può portare dei risultati.

3.3.2 Algoritmo greedy center selection

L’algoritmo *greedy* per CENTERSELECTION agisce come descritto nell’algoritmo 6.

Algoritmo 6: GREEDYCENTERSELECTION

Input: S, k, d

```

1 if  $|S| \leq k$  then
2   return  $S$ 
3  $\hat{c} = \text{extractRandomNode}(S)$   $C = \{\hat{c}\}$ 
4 while  $|C| \leq k$  do
5    $\hat{c} = \arg \max_S d(s, C)$ 
6    $C = C \cup \{\hat{c}\}$ 
7 return  $C$ 
```

Teorema 3.13. *L’algoritmo GREEDYCENTERSELECTION è 2-approssimante.*

Dimostrazione. Per assurdo, supponiamo che C sia $\rho(C) \geq 2\rho^*$, ossia esiste un $\hat{s} \in S$ tale che $d(\hat{s}, C) \geq 2\rho^*$.

Consideriamo l' i -esima iterazione dell'algoritmo: sia C_i l'insieme dei centri all'inizio dell' i -esima iterazione e c_i il nuovo centro da inserire. Possiamo affermare che

$$\forall s \quad d(c_i, C_i) \geq d(s, C_i)$$

e, in particolare, questo vale per \hat{s} :

$$d(c_i, C_i) \geq d(\hat{s}, C_i) \geq d(\hat{s}, C) > 2\rho^*$$

il che implica che i k cicli sono una delle esecuzioni possibili dei primi k cicli dell'algoritmo, pertanto valgono tutte le proprietà che valevano per l'altro algoritmo per $r = \rho^*$. Siccome la distanza $d(\hat{s}, C) > 2\rho^*$ il punto \hat{s} non è ancora stato rimosso da S , quindi l'algoritmo deve ancora fare almeno un'iterazione, e allora l'algoritmo emetterà "impossibile". Questo è assurdo poiché per la proprietà 2 di CENTERSELECTIONPLUS se $r \geq \rho^*$ allora l'algoritmo termina. \square

3.4 Problema della copertura d'insiemi

Prima di passare a descrivere il problema SETCOVERING è necessario introdurre alcune proprietà delle funzioni armoniche.

3.4.1 Funzioni armoniche

Una funzione armonica è una funzione

$$H : \mathbb{N}^+ \rightarrow \mathbb{R}$$

ed è definita

$$H(n) = \sum_{k=1}^n \frac{1}{k}$$

per esempio $H(3) = 1 + 1/2 + 1/3$.

Le funzioni armoniche hanno delle proprietà:

Lemma 3.14.

$$H(n) \leq 1 + \int_1^n \frac{1}{x} dx = 1 + \ln(x)|_1^n = 1 + \ln(n) - 0 = 1 + \ln(n)$$

Lemma 3.15. *In quanto*

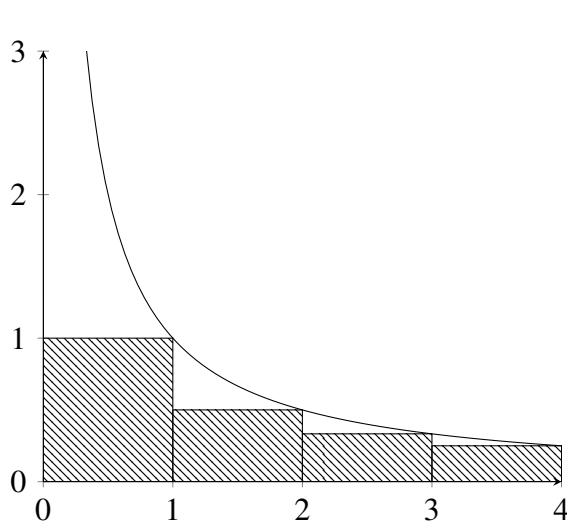
$$\int_t^{t+1} \frac{1}{x} dx \leq \int_t^{t+1} \frac{1}{t} dx = \frac{1}{t}$$

allora

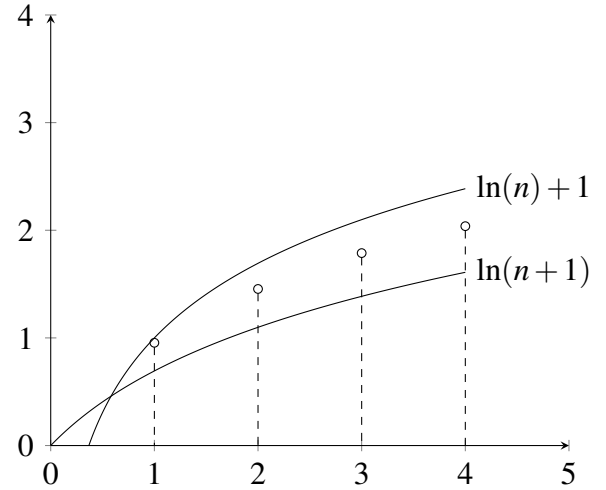
$$\begin{aligned} H(n) &= \frac{1}{1} + \frac{1}{2} + \cdots + \frac{1}{n} \geq \int_1^2 \frac{1}{x} dx + \int_2^3 \frac{1}{x} dx + \cdots + \int_n^{n+1} \frac{1}{x} dx = \\ &= \int_1^{n+1} \frac{1}{x} dx = \ln(x)|_1^{n+1} = \ln(n+1) \end{aligned}$$

quindi $H(N) \geq \ln(n+1)$, e in conclusione

$$\ln(n+1) \leq H(N) \leq 1 + \ln(n)$$



(a) Grafico di $f(x) = \frac{1}{x}$ verso aree delle somme in $H(4)$.



(b) Grafico di $f(x) = \ln(x) + 1$ e $v(x) = \ln(x+1)$ verso i valori di $H(x)$ per i naturali $x = 1, 2, 3, 4$.

Figura 3.5

Torniamo a descrivere il problema SETCOVER:

SETCOVER

Input: $S_1, S_2, \dots, S_m \subseteq U$ tali che $\cup_{i=1}^m S_i = U$ e pesi $\forall i = 1, \dots, m \ w_i \in \mathbb{R}^{>0}$

Output: Insieme di insiemi scelti (o indici) $C \subseteq \{1, \dots, m\}$

Problema: Quali sono gli insiemi da scegliere per coprire tutti gli elementi di U col costo minore

Ammissibili: C tale che $\cup_{i \in C} S_i = U$

Tipo: *Min*

Costo: $w = \sum_{i \in C} w_i$

3.4.2 Algoritmo greedy set cover

Algoritmo 7: GreedySetCover

Input: S_i, U

1 $R = U$

2 $S = \emptyset$

3 **while** $R \neq \emptyset$ **do**

4 $\hat{S} = \arg \min_{S_i} \left\{ \frac{w_i}{|S_i \cap R|} \right\}$

5 $S = S \cup \{\hat{S}\}$

6 $R = R \setminus \hat{S}$

7 **return** S

Enunciamo e dimostriamo alcune proprietà dell'Algoritmo 7; inizialmente notiamo che ogni elemento $s \in U$ viene inserito in qualche iterazione j dell'algoritmo che sceglie un qualche $\hat{S}_j = S_{i_j}$. Definiamo quindi

$$\forall u \in U \quad c_u = \frac{w_{i_j}}{|S_{i_j} \cap R_j|}$$

come il costo di ogni singolo elemento di U coperto grazie alla scelta di S_{i_j} durante la j -esima iterazione.

Lemma 3.16.

$$w = \sum_{u \in U} c_u$$

Dimostrazione. Supponiamo che la scelta $S = \{S_{i_1}, S_{i_2}, \dots, S_{i_k}\}$ produca un costo

$$w = w_{i_1} + w_{i_2} + \dots + w_{i_k}$$

con ogni w_{i_j} il costo di ogni S_{i_j} scelto alla j -esima iterazione. Gli elementi coperti alla j -esima iterazione sono esattamente i $u \in S_{i_j} \cap R_j$, che hanno

$$c_u = \frac{w_{i_j}}{|S_{i_j} \cap R_j|}$$

ed essendo in numero proprio $|S_{i_j} \cap R_j|$, si ottiene

$$\sum_{u \in S_{i_j} \cap R_j} c_u = |S_{i_j} \cap R_j| \cdot \frac{w_{i_j}}{|S_{i_j} \cap R_j|} = w_{i_j}$$

da cui si ottiene facilmente l'enunciato. □

Lemma 3.17.

$$\forall k \sum_{u \in S_u} c_u \leq H(|S_k|) \cdot w_k$$

Dimostrazione. Sia

$$S_{i_j} = \{u_1, u_2, \dots, u_d\}$$

dove gli u_i sono elencati in ordine di copertura, ossia all'inizio quelli che vengono coperti prima nell'algoritmo e alla fine quelli che verranno coperti dopo. Nell'iterazione j in cui verrà coperto un certo $u_k \in S_j$ sarà

$$\{u_k, \dots, u_d\} \subseteq R_j$$

e quindi deve necessariamente essere

$$|S_{i_j} \cap R_j| \geq d - k + 1$$

ossia rimangono almeno tanti elementi da coprire quanti quelli non ancora coperti di S_{i_j} sin questo momento; pertanto

$$\begin{aligned} c_{u_k} &= \frac{w_{j'}}{|S_{j'} \cap R_j|} && \text{con } j' \text{ potenzialmente diverso da } i_j \\ &\leq \frac{w_{i_j}}{|S_{i_j} \cap R_j|} \leq && \text{poiché l'algoritmo sceglie il minimo} \\ &\leq \frac{w_{i_j}}{d - k + 1} \end{aligned}$$

Sommando per ogni c_{u_i} si ha

$$c_{u_1} + \dots + c_{u_d} \leq \frac{w_{i_j}}{d-1+1} + \frac{w_{i_j}}{d-2+1} + \dots + \frac{w_{i_j}}{d-d+1} = w_{i_j} \left(1 + \frac{1}{2} + \dots + \frac{1}{d}\right) = w_{i_j} \cdot H(|S_{i_j}|)$$

□

Teorema 3.18. Sia $M = \max |S_i|$. L'algoritmo GREEDYSETCOVER è una $H(M)$ -approssimazione per il problema SETCOVER.

Dimostrazione. Sia $w^* = \sum_{S_i \in \mathcal{S}^*} w_i$. Allora, grazie al Lemma 3.17, abbiamo

$$w_i \geq \frac{\sum_{u \in S_i} c_u}{H(|S_i|)} \geq \frac{\sum_{u \in S_i} c_u}{H(M)}$$

Quindi

$$\sum_{S_i \in \mathcal{S}^*} \sum_{u \in S_i} c_u \geq \sum_{u \in U} c_u = w$$

(poiché ogni elemento di U compare nella soluzione ottimale almeno una volta). Ma abbiamo che

$$w^* = \sum_{S_i \in \mathcal{S}^*} w_i \geq \frac{\sum_{S_i \in \mathcal{S}^*} \sum_{u \in S_i} c_u}{H(M)} \geq \frac{w}{H(M)} \quad (3.1)$$

$$\implies \frac{w}{w^*} \leq H(M) \quad (3.2)$$

Inoltre

$$H(M) \leq H(n) = O(\ln(n))$$

□

Corollario 3.19. GREEDYSETCOVER è un algoritmo $O(\ln(n))$ -approssimante.

Si può inoltre dimostrare che non esiste nessun algoritmo $(1 - O(1)) \ln(n)$ -approssimante per il SETCOVERPROBLEM, ammesso che $\mathbf{P} \neq \mathbf{NP}$.

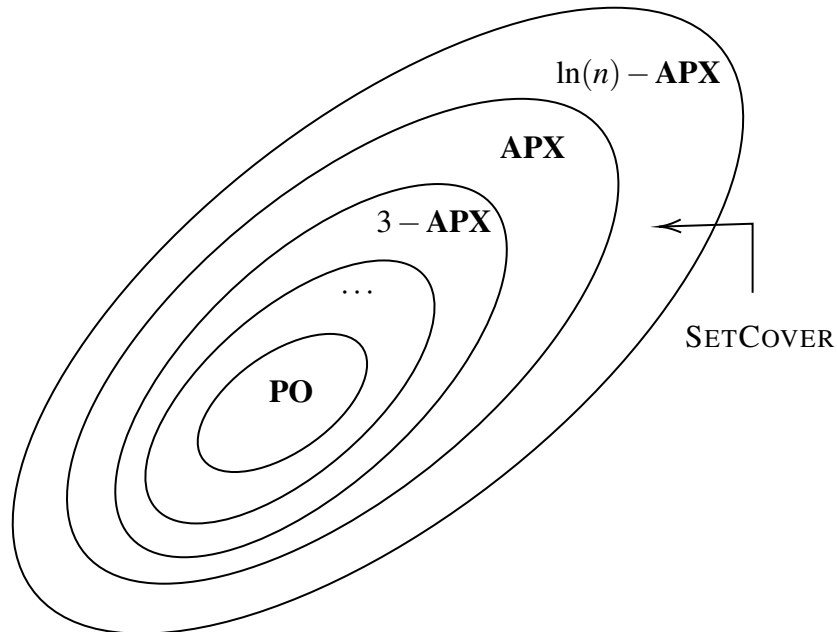


Figura 3.6: SETCOVER $\in \ln(n) - \mathbf{APX}$.

Teorema 3.20. Il lower bound $O(\log(n))$ è stretto.

Dimostrazione. Il teorema si dimostra creando un input “cattivo”:

□

La particolarità tecnica interessante risiede nell’analisi di complessità: abbiamo attribuito ad ogni singolo elemento un costo; questa tecnica, che si chiama *pricing*, è a volte utile anche per il design degli algoritmi.

3.5 Problema della copertura dei vertici

VERTEXCOVER

Input: $G = (V, E)$ non diretto, con pesi $\forall i \in V \ w_i \in \mathbb{Q}^{>0}$
Output: Insieme di vertici $X \subseteq V$
Problema: Qual è il numero minimo di vertici da selezionare per coprire ogni lato?
Ammissibili: $X \subseteq V$ tale che $\forall e \in E \ e \cap X \neq \emptyset$
Tipo: *Min*
Costo: $w = \sum_{i \in X} w_i$

3.5.1 Relazione tra vertex e set cover

Teorema 3.21. Ogni istanza del problema di decisione associato $\hat{\Pi}_{VC}$ del problema VERTEXCOVER è polinomialmente riducibile ad una istanza del problema di decisione associato $\hat{\Pi}_{SC}$ di SETCOVER, ossia

$$\hat{\Pi}_{VC} \leq_p \hat{\Pi}_{SC}$$

Dimostrazione. Supponiamo di avere un'istanza $(G = (V, E), w_i, w_{max})$ di $\hat{\Pi}_{VC}$; per si può trasformare nell'istanza $(S = \{S_1, S_2, \dots\}, w_i, w_{max})$ di $\hat{\Pi}_{SC}$ creando un S_i per ogni vertice $i \in V$ tale che $S_i = \{e \in E | e \text{ incide su } i\}$. \square

Di fatto, se abbiamo un algoritmo per risolvere SETCOVER con un fattore di approssimazione, allora possiamo risolvere anche VERTEXCOVER con lo stesso fattore; questo, ovviamente, non è necessariamente il caso generale: dati due problemi $\hat{\Pi}_1 \leq_p \hat{\Pi}_2$ e un algoritmo che risolve con un certo fattore di approssimazione $\hat{\Pi}_2$, non è detto che esso risolva con lo stesso fattore di approssimazione un'istanza di $\hat{\Pi}_1$.

Teorema 3.22. VERTEXCOVER è $H(D)$ -approssimabile (dove D è il grado massimo) utilizzando la riduzione polinomiale verso SETCOVER.

3.5.2 Algoritmo basato su pricing

Sia l'istanza di VERTEXCOVER formata da $G = (V, E)$ un grafo e $\langle w_i \rangle_{i \in V}$ un'insieme di costi definiti sui vertici; diciamo che un *assegnamento di prezzi* sui lati $\langle P_e \rangle_{e \in E}$ è **equo** se e solo se

$$\forall i \in V \quad \sum_{e \text{ incidente su } i} P_e \leq w_i$$

e l'assegnamento si definisce *stretto* su i se

$$\forall i \in V \quad \sum_{e \text{ incidente su } i} P_e = w_i$$

Lemma 3.23. Se $\langle P_e \rangle_{e \in E}$ è un sistema di prezzi equo, allora

$$\sum_{e \in E} P_e \leq w^*$$

dove w^* il costo ottimo per l'istanza di VERTEXCOVER.

Dimostrazione. Per l'equità sappiamo che

$$\forall i \in V \quad \sum_{e \text{ incidente su } i} P_e \leq w_i$$

Sia quindi $X^* \subseteq V$ una soluzione ottima:

$$\sum_{i \in X^*} \sum_{e \text{ incidente su } i} P_e \leq \sum_{i \in X^*} w_i = w^*$$

□

Algoritmo 8: PRICEDVERTEXCOVER

Input: $G(V, E)$, w_i

```

1 for  $e \in E$  do
2    $P_e = 0$ 
3 while  $\exists \bar{e} = \{\bar{i}, \bar{j}\}$  t.c.  $P_{\bar{e}}$  non è stretto né su  $\bar{i}$  né su  $\bar{j}$  do
4    $\Delta = \min\{w_{\bar{i}} - \sum_{e \text{ incidente su } \bar{i}} P_e, w_{\bar{j}} - \sum_{e \text{ incidente su } \bar{j}} P_e\}$ 
5    $P_{\bar{e}} = P_{\bar{e}} + \Delta$ 
6  $S = \{v \in V \mid \langle P_e \rangle \text{ è stretto su } v\}$ 
7 return  $S$ 
```

Lemma 3.24. Al termine dell'esecuzione, per l'Algoritmo 8 vale

$$w \leq 2 \sum_{e \in E} P_e$$

Dimostrazione. Abbiamo che

$$w = \sum_{i \in S} w_i \text{ e } w_i = \sum_{e \text{ inc. su } i} P_e$$

quindi

$$w = \sum_{i \in S} \sum_{e \text{ inc. su } i} P_e$$

Per come è fatta la somma, ogni e appare al massimo 2 volte. □

Teorema 3.25. PRICEDSETCOVER è un algoritmo 2-approssimante per VERTEXCOVER.

Dimostrazione.

$$\frac{w}{w^*} \underbrace{\leq}_{\text{Lemma 3.24}} \frac{2 \sum_{e \in E} P_e}{w^*} \underbrace{\leq}_{\text{Lemma 3.23}} \frac{2 \sum_{e \in E} P_e}{\sum_{e \in E} P_e} = 2$$

□

3.5.3 Algoritmo basato sull'arrotondamento

Per poter utilizzare questa tecnica, è necessario introdurre alcune nozioni aggiuntive.

Programmazione lineare

LINEARPROGRAMMING

Input: una matrice $A \in \mathbb{Q}^{m \times n}$ che rappresenta gli m vincoli per n variabili, un vettore $\mathbf{b} \in \mathbb{Q}^m$ che rapp
Output: Un vettore $\mathbf{x} \in \mathbb{Q}^n$
Problema: Qual è il vettore \mathbf{x} che implica il costo minore?
Ammissibili: $\mathbf{x} \in \mathbb{Q}^n$ tale che $A\mathbf{x} \geq \mathbf{b}$
Tipo: *Min*
Costo: $\mathbf{c}^T \mathbf{x}$

Programmazione lineare intera

INTEGERLINEARPROGRAMMING

Input: una matrice $A \in \mathbb{Q}^{m \times n}$, un vettore $\mathbf{b} \in \mathbb{Q}^m$ e un vettore $\mathbf{c} \in \mathbb{Q}^n$
Output: Un vettore $\mathbf{x} \in \mathbb{Z}^n$
Problema: Qual è il vettore \mathbf{x} che implica il costo minore?
Ammissibili: $\mathbf{x} \in \mathbb{Z}^n$ tale che $A\mathbf{x} \geq \mathbf{b}$
Tipo: *Min*
Costo: $\mathbf{c}^T \mathbf{x}$

È chiaro che, per lo stesso input, una soluzione per INTEGERLINEARPROGRAMMING è maggiore o uguale ad ogni soluzione LINEARPROGRAMMING, in quanto una soluzione per quest'ultimo potrebbe cadere in un valore frazionario. questa condizione si chiama *rilassamento*.

Per lungo tempo non si è saputo se LINEARPROGRAMMING fosse risolvibile in tempo polinomiale: oggi, si sa che è risolvibile in tempo polinomiale in n .

Teorema 3.26. LINEARPROGRAMMING \in **PO**.

Uno degli esempi dei metodi polinomiali è il *metodo del punto interno* di Karmarkar. Questi metodi sono molto complicati da implementare e benché siano dimostrabilmente polinomiali, spesso sono meno efficienti di algoritmi che non sono dimostrabilmente polinomiali come l'**algoritmo di Dantzig**.

Per quanto riguarda ILP, invece, la situazione è diversa.

Teorema 3.27. INTEGERLINEARPROGRAMMING \in **NPO – completi**.

Essendo nell'insieme **NPO – completi**, ogni problema è polinomialmente riducibile ad un'istanza di INTEGERLINEARPROGRAMMING; ciò che a volte accade è che anche la versione rilassata, ossia un'istanza di LINEARPROGRAMMING, abbia una relazione col problema originale: questo è ciò che faremo con VERTEXCOVER.

Dati n nodi con costi v_0, \dots, v_n e m archi, vogliamo scegliere il numero massimo di nodi tale che il costo sia minimo e tutti gli archi siano coperti. Per tradurre questo in un problema di programmazione lineare intera, generiamo una variabile binaria per ogni nodo:

$$x_i = \begin{cases} 0 & \text{il vertice } i \text{ non è stato scelto} \\ 1 & \text{il vertice } i \text{ è stato scelto} \end{cases}$$

devono necessariamente sussistere le condizioni

$$\begin{cases} x_i + x_j \geq 1 & \forall i, j \in E \\ x_i \geq 0 & \forall i \in V \\ x_i \leq 1 & \forall i \in V \end{cases}$$

La funzione obiettivo per il problema $\text{INTEGERLINEARPROGRAMMING}(G, w)$ così costruito sarà

$$\sum_{i \in V} w_i x_i$$

Data un'istanza Π_{VC} , una soluzione per la sua riduzione Π_{ILP} è una soluzione **esatta** anche per l'istanza originale (per la **NP**-completezza di quest'ultimo problema.) Se, ora, si rilassa il vincolo di interezza, ossia

$$\forall x, x_i \in \mathbb{Q}$$

mantenendo le condizioni

$$\begin{cases} x_i + x_j \geq 1 & \forall i, j \in E \\ x_i \geq 0 \\ x_i \leq 1 \end{cases}$$

si ottiene un'istanza *rilassata*, ossia $\text{LINEARPROGRAMMING}(G, w)$, che è risolvibile polinomialmente (ma non è detto che la soluzione sia esatta anche per il problema originale.)

Abbiamo, da quanto detto precedentemente

Lemma 3.28.

$$w_{LP}^* \leq w_{ILP}^*$$

Per sfruttare la programmazione lineare per risolvere un'istanza di VERTEXCOVER , è necessario innanzitutto trasformarla in un problema di programmazione lineare (non intera); a questo punto è possibile risolvere l'istanza in tempo polinomiale ottenendo una soluzione \mathbf{x}^* ; definiamo la soluzione per l'istanza iniziale \mathbf{r} come segue:

$$\forall i \in V \quad r_i = \begin{cases} 1 & x_i \geq \frac{1}{2} \\ 0 & x_i < \frac{1}{2} \end{cases}$$

Lemma 3.29. *La soluzione \mathbf{r} è ammissibile per $\text{INTEGERLINEARPROGRAMMING}$.*

Dimostrazione. Deve essere $\forall i, j \in E \quad r_i + r_j \geq 1$. Per assurdo, assumiamo che $\exists i, j \in E$ tali che $r_i + r_j < 1$. Allora deve necessariamente essere che $r_i = r_j = 0$, poiché altrimenti la somma sarebbe già uguale a 1. Quindi

$$\begin{aligned} x_i^* &\leq \frac{1}{2} \wedge x_j^* \leq \frac{1}{2} \\ \implies x_i^* + x_j^* &< 1 \end{aligned}$$

Ma questo è impossibile, perché nel problema di programmazione lineare c'è il vincolo che per ogni arco la somma delle due variabili corrispondenti fosse maggiore o uguale a 1 – in altre parole, x^* stessa non sarebbe una soluzione ammissibile per LINEARPROGRAMMING . \square

Lemma 3.30.

$$\forall i \in V \quad r_i \leq 2x_i^*$$

Dimostrazione. Se $r_i = 0$ la disuguaglianza è ovvia; se $r_i = 1$ allora, $x_i^* \geq \frac{1}{2}$ e $2x_i^* \geq 1 = r_i$. \square

Lemma 3.31.

$$\sum_{i \in V} w_i r_i \leq 2 \sum_{i \in V} w_i x_i^* = 2w_{LP}^* \leq 2w_{ILP}^*$$

Dimostrazione. Diretta dal Lemma 3.28. \square

Teorema 3.32. *L'utilizzo di LINEARPROGRAMMING per risolvere problemi di VERTEXCOVER porta ad un algoritmo 2-approssimante.*

Dimostrazione. Diretta dal Lemma 3.31. \square

3.6 Problema dei cammini disgiunti

DISJOINTPATHS

Input: $G = (N, A)$ orientato, k coppie $(s_1, t_1), \dots, (s_k, t_k) \in N \times N$ e $c \in \mathbb{N}$

Output: Un insieme di cammini

Problema: Quante coppie possono essere collegate senza utilizzare nessun lato più di c volte?

Ammissibili: $I \subseteq \{1, \dots, k\}$ e, per ogni $i \in I$, un cammino $\Pi_i : s_i \rightsquigarrow t_i$ tale che nessun $a \in A$ sia usato da più di c volte.

Tipo: *Max*

Costo: Cardinalità dell'insieme I , $|I|$

Dato un grafo orientato $G = (N, A)$, il problema consiste nel collegare più coppie possibili senza usare nessun lato più di c volte. Anche in questo caso potremo usare un'algoritmo basato sulla tecnica del pricing: ogni lato avrà, nell'esecuzione di questo algoritmo, un prezzo che aumenterà durante l'esecuzione (più un lato è congestionato, più vogliamo che venga scelto raramente). Il problema è di massimo, ossia vogliamo collegare più coppie possibili.

3.6.1 Algoritmo basato su pricing

Oltre al grafo G , le k coppie e il numero c di utilizzi massimi per ogni lato, l'algoritmo utilizza un parametro β e una funzione di costo

$$l : A \rightarrow \mathbb{R}^{>0}$$

estensibile ai cammini, ossia dato un cammino

$$\pi = \langle x_1, x_2, \dots, x_k \rangle$$

si definisce

$$l(\pi) = l(x_1, x_2) + l(x_2, x_3) + \dots$$

Il listato è esposto nell'Algoritmo 9. Per dimostrare che esso è polinomiale, ricordiamo che Dijkstra richiede tempo $O(m \log(n))$; ripetuto k volte il costo di PRICEDISJOINTPATHS è $O(km \log(n))$.

Con lo scopo di esplorare alcuni aspetti dell'algoritmo, diamo alcune definizioni: fissata la funzione $l(\cdot)$, definiamo un cammino π **corto** se e solo se $l(\pi) \leq \beta^c$; inoltre, un cammino π è definito **utile in un determinato momento dell'esecuzione dell'algoritmo** se e solo se collega una coppia $i \notin I$.

Lemma 3.33. *Durante l'algoritmo, finché esistono cammini utili e corti, l'algoritmo sceglie uno di essi.*

Dimostrazione. Siccome l'algoritmo sceglie tra tutti i cammini utili quello più corto, è chiaro che se c'è un cammino di costo minore di β^c l'algoritmo non andrà mai a sceglierne uno lungo. \square

Inoltre, come osservazione marginale, durante la prima fase dell'esecuzione dell'algoritmo possiamo evitare di cancellare gli archi: si supponga di non cancellare gli archi finché l'algoritmo ha modo di scegliere i cammini corti; si supponga quindi che per errore venga scelto un cammino *corto* che passa per un arco già utilizzato c volte. Questo è impossibile, poiché se quel cammino contiene un arco già utilizzato c volte, il suo costo è maggiore o uguale a β^c , pertanto non è corto.

Algoritmo 9: PricedDisjointPaths

```

Input: coppie  $(s_i, t_i)$ ,  $\beta$ ,  $G = (N, A)$ ,  $l$ 
1  $I = \emptyset$  /* insieme di coppie */
2  $P = \emptyset$  /* insieme di cammini */
3 for  $a \in A$  do
4    $l(a) = 1$ 
5 while true do
6   /* trova il più corto cammino  $\pi_i$  rispetto a  $l$  che connette delle
      coppie  $(s_i, t_i)$  tali che  $i \notin I$  */
7    $\pi_i = \text{MinPath}(l, (s_i, t_i))$  if  $! \pi_i$  then
8     return  $I, P$ 
9    $I = I \cup \{i\}$ 
10   $P = P \cup \{\pi_i\}$ 
11  /* aggiorna i costi che pesano su ogni arco: se superano il
      massimo, rimuovili in modo che non vengano più scelti */
12  for  $a \in \pi_i$  do
13     $l(a) = l(a) \cdot \beta$ 
14    if  $l(a) = \beta^c$  then
15      delete  $a$ 

```

Quando la disponibilità di cammini corti termina, l'algoritmo si ferma oppure comincia a scegliere dei cammini lunghi. A noi interessa proprio lo stato del sistema in questo momento: sia quindi c_t l'insieme dei cammini *utili* e *corti* all'inizio della t -esima iterazione. È chiaro che sia

$$c_0 \supseteq c_1 \supseteq \dots \supseteq c_t$$

poiché un cammino utile e corto può diventare (o essere rimpiazzato da un altro, a causa dell'eliminazione degli archi) inutile o lungo. Può accadere quindi che ad una certa iterazione \bar{t} che sia $c_{\bar{t}} = \emptyset$; chiamiamo quindi \bar{l} la funzione l a tale iterazione (o, se non accade, al termine dell'esecuzione). Sia quindi $\bar{P} \subseteq P$ l'insieme dei cammini \bar{l} -corti nell'output e $\bar{I} \subseteq I$ l'insieme delle coppie collegate da tali cammini.

Lemma 3.34. *Sia $i \in I^* \setminus I$. Si ha $\bar{l}(\pi_i^*) \geq \beta^c$; in altre parole il costo di un cammino ottimo per una coppia che non è stato incluso nella soluzione dall'algoritmo è, all'istante \bar{t} , maggiore o uguale di β^c .*

Dimostrazione. Se così non fosse, allora π_i^* sarebbe corto e, in quel momento, utile, pertanto verrebbe selezionato, contraddicendo l'ipotesi iniziale. In altre parole, π_i^* resta utile fino alla fine; se fosse $\bar{l}(\pi_i^*) < \beta^c$, allora π_i^* sarebbe corto nell'istante \bar{t} . \square

Lemma 3.35.

$$\sum_{a \in A} \bar{l}(a) \leq \beta^{c+1} |I_s| + m$$

Dimostrazione. • per $t = 0$, $\sum_{a \in A} l_0(a) = \sum_{a \in A} 1 = m$

- consideriamo il j -esimo passo, in cui si modificano i pesi di alcuni archi modificando la funzione l_j creando l_{j+1} in questo modo:

$$l_{j+1}(a) = \begin{cases} l_j(a) & \text{se } a \notin \pi_i \\ \beta \cdot l_j(a) & \text{se } a \in \pi_i \end{cases}$$

Possiamo quindi calcolare la differenza di prezzi degli archi nel passaggio tra iterazioni:

$$\begin{aligned} \sum_{a \in A} l_{j+1}(a) - \sum_{a \in A} l_j(a) &= \sum_{a \in A} (l_{j+1}(a) - l_j(a)) = \\ &= \underbrace{\sum_{a \in A \setminus \pi} 0}_{\text{nessun cambio di peso negli archi non in } \pi} + \sum_{a \in \pi} (\beta l_j(a) - l_j(a)) = \\ &= \sum_{a \in \pi_i} (\beta - 1) l_j(a) \leq \beta \sum_{a \in \pi_i} l_j(a) \end{aligned}$$

□

Corollario 3.36. *Dal Lemma 3.34 abbiamo*

$$\sum_{i \in I^* \setminus I} \bar{l}(\pi_i^*) \geq \beta^c |I^* \setminus I|$$

Corollario 3.37.

$$\begin{aligned} \sum_{i \in I^* \setminus I} \bar{l}(\pi_i^*) &\leq \sum_{i \in I^*} \bar{l}(\pi_i^*) \leq c \sum_{a \in A} \bar{l}(a) && \text{poiché } I^* \text{ è una soluzione} \\ &\leq c(\beta^{c+1} |\bar{I}| + m) && \text{dal Lemma 3.35} \end{aligned}$$

Teorema 3.38. PRICEDISJOINTPATHS è un algoritmo $O(1 + 2cm^{\frac{1}{c+1}})$ -approssimante per DISJOINTPATHS.

Dimostrazione. Dalle proprietà degli insiemi è possibile affermare che

$$\begin{aligned} \beta^c |I^*| &= \beta^c |I^* \cap I| + \beta^c |I^* \setminus I| \leq \\ &\leq \beta^c |I^* \cap I| + \sum_{i \in I^* \setminus I} \bar{l}(\pi_i^*) && \text{dal Corollario 3.36} \\ &\leq \beta^c |I| + \sum_{i \in I^* \setminus I} \bar{l}(\pi_i^*) \leq \beta^c |I| + c(\beta^{c+1} |\bar{I}| + m) && \text{dal Corollario 3.37} \end{aligned}$$

Siccome $\bar{I} \subseteq I$, possiamo continuare affermando

$$\begin{aligned} \beta^c |I| + c(\beta^{c+1} |\bar{I}| + m) &\leq \beta^c |I| + c(\beta^{c+1} |I| + m) \\ \implies \beta^c |I^*| &\leq \beta^c |I| + c(\beta^{c+1} |I| + m) \end{aligned} \tag{3.3}$$

dividendo entrambi i membri dell'Eq. (3.3) per β^c si ottiene

$$\begin{aligned} |I^*| &\leq |I| + c\beta |I| + c\beta^{-c} m \\ \implies |I^*| &\leq |I| + c\beta |I| + c\beta^{-c} m |I| \text{ poiché } |I| \leq 1 \end{aligned}$$

dividento entrambi i membri per $|I|$ si ottiene

$$\frac{|I^*|}{|I|} \leq 1 + c\beta + c\beta^{-c}m = 1 + c(\beta + \beta^{-c}m)$$

Scegliamo quindi $\beta = m^{\frac{1}{c+1}}$:

$$\frac{|I^*|}{|I|} \leq 1 + c(m^{\frac{1}{c+1}} + m^{\frac{-c}{c+1}}m) = 1 + c(m^{\frac{1}{c+1}} + m^{\frac{-c+c+1}{c+1}}) = 1 + 2cm^{\frac{1}{c+1}}$$

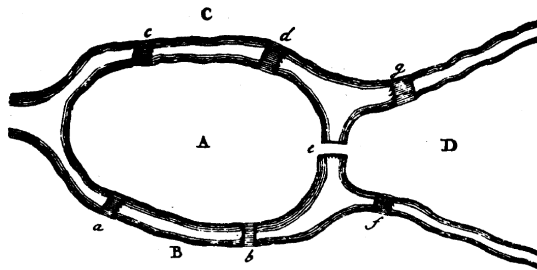
□

3.7 Problema del commesso viaggiatore

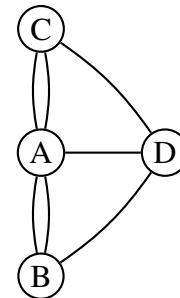
Il problema del commesso viaggiatore, o TRAVELINGSALESMAN (problem), è uno dei problemi più famosi della teoria dei grafi. Prima di affrontarlo, è utile introdurre altre nozioni.

3.7.1 Problema dei sette ponti di Königsberg

Königsberg, un tempo facente parte della Prussia Orientale e oggi odierna Kaliningrad, Russia, è percorsa dal fiume Pregel, e le aree della città sono collegate da sette ponti.



(a) Rappresentazione dei ponti come descritta da Eulero.



(b) Rappresentazione come multigrafo.

Figura 3.7

Un antico problema chiedeva: è possibile partire da un punto qualsiasi della città e attraversare tutti i ponti esattamente una ed una sola volta? Per studiare questo problema, Eulero pensò di trasformare questa mappa in un grafo, dove i vertici rappresentano le zone A, B, C, D e i lati sono i sette ponti della città. I grafi fatti in questo modo sono chiamati, oggi, *multigrafi*, ossia grafi i cui lati non sono un insieme ma un *multinsieme*, insiemi con ripetizioni distinte: formalmente, sono rappresentati con una mappa che associa agli elementi il numero di ripetizioni. In termini di teoria dei grafi, il problema si traduce come segue: G ha un circuito (o ciclo) che passi esattamente una volta per ogni lato, ossia un **circuito euleriano**?

La risposta, in questo caso specifico, è no.

Teorema 3.39. *Esiste un circuito euleriano se e solo se tutti i vertici di un grafo connesso hanno grado pari.*

Dimostrazione. \Leftarrow (Se tutti i vertici di un grafo hanno grado pari, allora esiste un circuito euleriano.) Sia G un grafo in cui tutti i vertici hanno grado pari. Partendo da un vertice a caso

e seguendo un cammino formato da lati non ancora scelti (ossia si tiene traccia di quelli già “consumati”), non può accadere che ci sia un arco non ancora scelto per planare sul nodo ma non un altro per uscirne, poiché questo significherebbe che il grado di tale nodo sia dispari.

In questa costruzione succede, ad un certo punto, che si torna su uno dei vertici già visitati. Anche in questa situazione deve esistere un arco che permette di uscire da tale vertice: si segue quindi il lato non ancora utilizzato e si continua il percorso. Prima o poi, con questo ragionamento, si tornerà al vertice dal quale si è partiti, e questo è l'unico modo per costruire un circuito, che non è detto che sia euleriano, poiché non è detto che visiti tutti i lati. Tuttavia, si può ricominciare la visita partendo da un lato non ancora visitato: siccome il grafo è connesso, ci sarà modo di ricongiungersi al circuito iniziale. \square

Definiamo, invece, **circuito hamiltoniano** un circuito che passa esattamente una volta su ogni vertice del grafo.

Un lemma utile è il seguente:

Lemma 3.40 (Handshaking lemma). *In ogni grafo, il numero di vertici di grado dispari è pari.*

Dimostrazione. Deve essere

$$\sum_{x \in V} d(x) = 2m$$

ma la parità di una sommatoria dipende solo dai numeri dispari, infatti gli addendi pari non cambiano la parità. Se tale somma è pari, è necessario che il numero di addendi dispari sia pari. \square

Possiamo ora tornare al problema del commesso viaggiatore.

TRAVELINGSALESMAN

Input: un grafo $G = (V, E)$ e un costo $\forall e \in E \delta_e$
Output: Insieme ordinato di lati
Problema: Qual è il circuito hamiltoniano di minor costo?
Ammissibili: Insieme ordinato di lati che formi un circuito hamiltoniano
Tipo: Min
Costo: $\sum_{e \in \pi} \delta_e$

3.7.2 Algoritmo di Christofides

TSP su clique

Si noti che non è necessario che esistano delle soluzioni ammissibili! Per facilitare l'analisi e ottenere risultati migliori specializzeremo il problema in un certo modo: analizzeremo il TSP su *clique* (cricche), ossia un grafo $G = (V, \binom{V}{2})$.

In quanto non è necessariamente vero che il grafo sia una cricca, supponiamo di avere un grafo pesato non completo: lo trasformiamo in un grafo completo

$$G = (V, E), \delta_e \rightsquigarrow K = (V, \binom{V}{2}), \bar{\delta}_e$$

definendo

$$\bar{\delta}_e = \begin{cases} \delta_e & e \in E \\ 1 + \sum_{e \in E} \delta_e & e \notin E \end{cases}$$

Se si trova una soluzione per K che non utilizza nessun lato fittizio, chiaramente tale soluzione è valida anche per G ed è anche ottima, poiché nessun circuito hamiltoniano può costare più di anche solo un lato fittizio. In altre parole, la soluzione ottima coinvolge un lato fittizio se e solo se per K non vi sono soluzioni ammissibili.

TSP metrico su clique

Tuttavia, anche sulle clique il TSP è un problema estremamente complesso da risolvere e, in generale, non è approssimabile a meno di una costante. Con un ulteriore rilassamento riusciremo ad approssimare TSP, ossia imponendo che le distanze formino una *metrica* su G : richiediamo che G sia una cricca e δ_e sia una metrica, ossia

$$\delta_{ij} \leq \delta_{ik} + \delta_{kj}$$

Prima di designare l'algoritmo risolvete, introduciamo brevemente due problemi che saranno utili.

Minimo albero ricoprente

MINIMUMSPANNINGTREE

Input: $G = (V, E)$ bipartito

Output: Insieme di lati

Problema: Qual è l'insieme di archi che copre i vertici con un costo minore?

Ammissibili: L'insieme di lati è un albero, ossia un grafo connesso e aciclico

Tipo: *Min*

Costo: Cardinalità dell'insieme di lati

Questo problema è risolvibile esattamente dall'algoritmo di Kruskal in tempo $O(m \log(n))$.

Matching perfetto a costo minimo

MINIMUMWEIGHTPERFECTMATCHING

Input: $G = (V, E)$ con un numero pari di vertici

Output: Insieme di lati

Problema: Esiste un matching perfetto?

Ammissibili: Insieme di lati che formano un matching, ossia nessun vertice compare più di una volta, p

Tipo: *Min*

Costo: Somma dei pesi degli archi scelti

Anche questo problema è risolvibile in tempo polinomiale: un algoritmo famoso è l'algoritmo *dell'infiorescenza* che ha complessità $O(m \log(n))$.

Possiamo ora passare all'algoritmo per risolvere istanze di TRAVELINGSALESMAN su grafi completi dotati di una distanza metrica.

Lemma 3.41. *Il costo dell'albero T su G è minore o uguale del costo ottimale del cammino hamiltoniano su G metrico e completo:*

$$\delta(T) \leq \delta^*$$

Dimostrazione. Sia π^* un circuito hamiltoniano ottimo. Sia e un qualunque lato che compare in π^* e si consideri $\pi^* \setminus e$: il risultato è uno spanning tree (possibilmente minimo). Pertanto,

$$\delta(T) \leq \delta(\pi^* \setminus e) \leq \delta^*$$

poiché T è un minimo albero ricoprente. □

Algoritmo 10: CHRISTOFIDESTSP

Input: grafo $G = (V, \binom{V}{2})$ con pesi δ_e che formano una metrica

```

1  $T = \text{FindMST}(G)$ 
  /*  $D$  è l'insieme dei vertici di grado dispari nel minimo albero
    ricoprente  $T$ . Per il Lemma 3.40, è  $|D| \bmod 2 = 0$ . */
2  $D = \text{FindOddDegreeVertices}(T)$ 
  /*  $G[D]$  è il grafo ristretto sui nodi di  $D$  */
3  $G[D] = G(V \cap D, \dots)$ 
4  $M = \text{FindPerfectMatching}(G[D])$ 
  /* È possibile che lo stesso lato appaia due volte, rendendo  $H$  un
    multigrafo. Tutti i vertici in  $H$  hanno grado pari, poiché'
    quelli che in  $D$  hanno grado dispari hanno un nuovo lato. */
5  $H = T \cup M$ 
6  $\pi = \text{FindEulerianWalk}(H)$ 
7  $R = \text{FindRepeatingVertices}(\pi)$ 
8 for  $v : R$  do
  /* per ogni vertice  $v$  ripetuto nel cammino si cancellano due lati
    (uno entrante e uno uscente) e, siccome il grafo è una cricca,
    si inserisce un nuovo lato che collega i due vertici
    disconnessi (quello che portava a  $v$  e quello raggiunto da  $v$ )
    */
9    $\pi = \text{RemoveAndReplace}(\pi, v)$ 
10 return  $\pi$ 

```

Lemma 3.42.

$$\delta(M) \leq \frac{1}{2}\delta^*$$

Dimostrazione. Sia π^* un circuito hamiltoniano ottimo. Dal Lemma 3.40 sappiamo che un numero pari di vertici appare in D come costruito nell'algoritmo: sia quindi π' un qualunque circuito sui vertici di D . Chiaramente, siccome δ è una metrica,

$$\delta(\pi') \leq \delta(\pi^*)$$

Dividiamo i lati di π' in due insiemi M_1 e M_2 , in modo che si alternino nel cammino: essi sono due perfect matching su D . Allora

$$\begin{aligned} \delta(M_1) &\geq \delta(M) \wedge \delta(M_2) \geq \delta(M) \\ \implies \delta^* &\geq \delta(\pi') = \delta(M_1) + \delta(M_2) \geq 2\delta(M) \end{aligned}$$

□

Teorema 3.43. *L'algoritmo di Christofides è una $\frac{3}{2}$ -approssimazione per il problema del commesso viaggiatore su grafi completi con distanza metrica.*

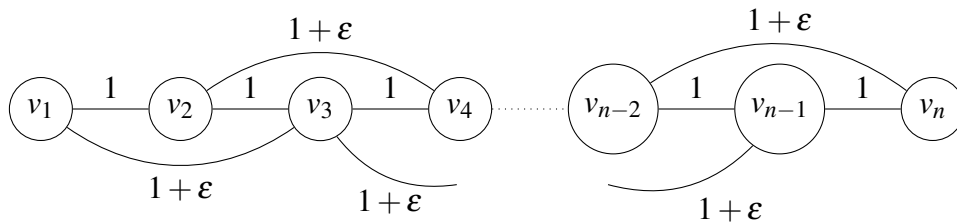
Dimostrazione. Siano $\tilde{\pi}$ il cammino hamiltoniano e π il cammino euleriano costruiti dall'algoritmo. Allora deve essere $\delta(\tilde{\pi}) \leq \delta(\pi)$: π passa per tutti gli archi di H esattamente una volta:

$$\delta(\pi) = \sum_{e \in H} \delta(e) = \delta(M) + \delta(T) \leq \underbrace{\frac{1}{2}\delta^*}_{\text{Lemma 3.42}} + \underbrace{\delta^*}_{\text{Lemma 3.41}} = \frac{3}{2}\delta^*$$

□

Teorema 3.44. *L'analisi di approssimazione di TSP metrico su clique con Christofides è stretta.*

Dimostrazione. Dato n pari ed $\varepsilon \in (0, 1)$, esibiamo il seguente grafo:



Tutti i lati mancanti hanno costo pari al costo del cammino minimo tra i due vertici del lato. L'algoritmo di Christofides seleziona il MINIMUMSPANNINGTREE T , ossia il cammino composto da lati di costo 1, quindi $\delta(T) = n - 1$. I nodi di grado dispari in T sono i due estremi, quindi $D = \{v_1, v_n\}$. Il cammino minimo che li collega è un singolo arco che ha peso $\delta(M) = (1 + \varepsilon)\frac{n}{2} + 1$.

Al termine dell'algoritmo, il costo del circuito hamiltoniano ottenuto è

$$\delta = n - 1 + (1 + \varepsilon)\frac{n}{2} + 1 = \frac{3}{2}n + \frac{\varepsilon n}{2}$$

Il costo del cammino ottimo è

$$\delta^* = (1 + \varepsilon) \frac{n}{2} + (1 + \varepsilon) \frac{n}{2} + 2$$

quindi

$$\frac{\delta}{\delta^*} = \frac{\frac{3}{2}n + \frac{\varepsilon n}{2}}{(1 + \varepsilon)n + 2} = \frac{\frac{3}{2}n + \frac{n}{2}\varepsilon}{n + 2 + \varepsilon n} = \frac{3}{2}$$

per $n \rightarrow \infty$, indipendentemente da ε . □

3.7.3 Inapprossimabilità di TSP

La situazione non è altrettanto positiva per il caso generale del TSP:

Teorema 3.45. *Decidere se un grafo contiene un cammino hamiltoniano è un problema in NP – completi.*

Teorema 3.46. *Non esiste alcun α tale che TRAVELINGSALESMAN sia α -approssimabile a meno che $\mathbf{P} \neq \mathbf{NP}$.*

Dimostrazione. (per assurdo.) Sia $G = (V, E)$ un grafo che si completa creando G' : su questo grafo definiamo una nozione di distanza

$$d(x, y) = \begin{cases} 1 & x, y \in E \\ \lceil \alpha n \rceil + 1 & x, y \notin E \end{cases}$$

Se G ammette un circuito hamiltoniano, in G' quel circuito ha costo n , poiché tocca tutti i vertici concludendo il circuito. Se G non ammette un circuito hamiltoniano su di esso, possiamo concludere che in G' tutti i circuiti hamiltoniani passano per almeno un lato di costo $\lceil \alpha n \rceil + 1$, quindi il circuito del costo hamiltoniano minimo è almeno $\lceil \alpha n \rceil + 1$. Se G ha un circuito hamiltoniano l'algoritmo α approssimante per trovare cammini hamiltoniani in G' (che, per assurdo, assumiamo esistere), troverà un circuito di costo minore o uguale a αn (poiché è α -approssimante); se G non ammette un circuito hamiltoniano, troverà un circuito di costo maggiore di $\lceil \alpha n \rceil + 1$. È impossibile che $\alpha < \lceil \alpha n \rceil + 1$, altrimenti sapremmo decidere se G ammette circuiti hamiltoniani. Ossia, deve essere

$$\alpha > \frac{\lceil \alpha n \rceil + 1}{n} \geq \frac{\alpha n + 1}{n} = \alpha + \frac{1}{n}$$

ossia $\alpha \geq \alpha + \frac{1}{n}$, impossibile. Concludiamo che TRAVELINGSALESMAN \notin APX. □

3.8 Problema del 2-carico

In LOADBALANCING, l'input era composto da $t_0, t_1, \dots, t_{n-1} \in \mathbb{N}^+$ tasks e un numero m di macchine. L'obiettivo era costruire degli assegnamenti tali per cui il carico massimo di una macchina è il minimo possibile. La versione 2-LOADBALANCING è una specializzazione in cui $m = 2$.

Algoritmo 11: PartitionBalance

Input: $m_1, m_2, t_0, \dots, t_{n-1}, \varepsilon$

```

1 if  $\varepsilon > 1$  then
2    $m_1.tasks = \{t_0, \dots, t_{n-1}\}$ 
3   return
4  $tasks = [t_0, \dots, t_{n-1}].nonDecreasingSort()$ 
5  $k = \lceil \frac{1}{\varepsilon} - 1 \rceil$ 
   /* Esegui l'algoritmo esaustivo sui primi  $k$  task */
6  $optPartition = findOptimalPartition(tasks[0 \dots k-1])$ 
7  $GreedyBalance(m_1, m_2, tasks[k-1 \dots])$ 

```

3.8.1 Algoritmo PTAS

Due algoritmi per risolvere LOADBALANCING sono stati proposti: greedy (Algoritmo 3) o con ordinamento iniziale delle task (Algoritmo 4). Ora, faremo molto meglio descrivendo un algoritmo che porta 2-LOADBALANCING in **PTAS**: daremo quindi un tasso di approssimazione vincolante per la soluzione trovata - tuttavia l'algoritmo risulterà esponenziale in tale tasso.

Teorema 3.47. *L'Algoritmo 11 è polinomiale in n (ma non in ε) e produce una $1 + \varepsilon$ approssimazione per 2-LOADBALANCING.*

Dimostrazione. Se $\varepsilon \geq 1$, assegnare tutte le task ad una sola macchina non può essere peggio del doppio del costo ottimale. Altrimenti, seguiamo seguendo l'esecuzione dell'algoritmo. I primi k task vengono assegnati in modo ottimale. I seguenti $n - k$ task vengono assegnati in maniera greedy. Assumiamo, senza perdita di generalità, che $w(m_1) > w(m_2)$. Sia h l'indice dell'ultimo task assegnato alla macchina m_1 . Abbiamo due casi:

- $h < k$. Tutti i task assegnati in maniera greedy appartengono alla macchina m_2 . Siccome i task assegnati a m_1 sono assegnati in modo ottimale, il costo massimo $w(m_1)$ è ottimale.
- $h \geq k$. Dopo la fase ottima la macchina m_1 riceve altri task. Sia $L = \sum_i t_i$.

$$\begin{aligned}
& w(m_1) - t_h \geq w(m_2) \text{ nel momento in cui si assegna } h \\
& \implies 2 * w(m_1) - t_h \leq w(m_1) + w(m_2) \implies 2w(m_1) - t_j \leq 2L \\
& \implies w(m_1) - \frac{t_h}{2} \leq L \\
& 2L = 2 * (t_0 + t_1 + \dots + t_k + t_h + \dots + t_{n-1}) \geq t_h(k+1) \\
& \implies \frac{w(m_1)}{w^*} \leq \frac{w(m_1)}{L} \leq \frac{\frac{t_h}{2} + L}{L} = 1 + \frac{t_h}{2L} \leq 1 + \frac{t_h}{t_h \cdot (k+1)}
\end{aligned}$$

Ma $k = \lceil \frac{1}{\varepsilon} \rceil - 2$, quindi $k+1 \geq \frac{1}{\varepsilon}$:

$$\frac{\frac{t_h}{2} + L}{L} = 1 + \frac{t_h}{2L} \leq 1 + \frac{t_h}{t_h \cdot (k+1)} \leq 1 + \frac{1}{1+k} \leq 1 + \frac{1}{\frac{1}{\varepsilon}} = 1 + \varepsilon$$

□

Teorema 3.48. *L'algoritmo ha tempo d'esecuzione $O(n \log n + 2^{\frac{1}{\varepsilon}})$.*

Corollario 3.49. *Essendo uguale a 2-LOADBALANCING, MINIMUMPARTITION \in PTAS.*

3.9 Problema dello zaino

KNAPSACK

Input: n oggetti con valori $v_0, \dots, v_{n-1} \in \mathbb{N}$ e pesi $w_0, \dots, w_{n-1} \in \mathbb{N}$ e una capacità $W \in \mathbb{N}$

Output: Insieme di oggetti S

Problema: Qual è l'insieme di oggetti di valore maggiore che si può scegliere senza eccedere la capacità W

Ammissibili: Scelta di oggetti che non eccedono W : $\sum_{i \in S} w_i \leq W$

Tipo: *Max*

Costo: Valore degli oggetti in S : $\sum_{i \in S} v_i$

Teorema 3.50. KNAPSACKPROBLEM \in NPO – completi.

3.9.1 Algoritmo esponenziale basato su programmazione dinamica

Come solitamente accade quando si desidera trovare un algoritmo basato sulla *programmazione dinamica*, suddividiamo il problema in problemi più piccoli: costruiamo una matrice

$$vOPT[i, w] = \text{massimo valore di } i \text{ oggetti con zaino di capacità } w$$

con $i \leq n$ e $w \leq W$. Ovviamente, ciò che ci interessa è $vOPT[n, W]$, ossia il valore massimo ottenibile considerando tutti gli n oggetti e con capacità W . In quanto il valore ottenibile scegliendo 0 oggetti è 0, abbiamo che, per qualsiasi capacità, $vOPT[0, _] = 0$ - analogamente, siccome nessun oggetto può essere scelto se la capacità è 0, deve essere $vOPT[_, 0] = 0$.

L'entry della $i + 1$ -esima riga nella $w + 1$ -esima colonna si costruisce decidendo se inserire o meno l' i -esimo oggetto:

$$vOPT[i + 1, w] = \begin{cases} vOPT[i, w] & w_i > w \\ vOPT[i, w - w_i] + v_i & w_i \leq w \end{cases}$$

Questo algoritmo, ovviamente, non può essere polinomiale (altrimenti sarebbe $\mathbf{P} = \mathbf{NP}$) – è vero che il numero di entry nella matrice è $n \cdot w$, ma l'algoritmo non è polinomiale nella lunghezza binaria dell'input W , bensì è esponenziale, rendendo quindi l'algoritmo *pseudopolinomiale*.

3.9.2 Algoritmo FPTAS basato su programmazione dinamica

Per cercare di ovviare al problema della pseudopolinomialità del metodo precedente, scomponiamo il problema in termini di oggetti e valore (invece che peso):

$$wOPT[i, v] = \text{minimo peso necessario per i primi } i \text{ oggetti con valore } \geq v$$

In $wOPT$ le colonne rappresentano valori tra $[0, \sum_i v_i]$ - in realtà, approssimiamo questo range con $[0, n \cdot v_{\max}]$, con $v_{\max} = \max_i v_i$.

Sull'ultima riga troveremo il minimo peso necessario per scegliere n oggetti; potrà accadere che per molte colonne $wOPT[i, v] > W$, che rappresentanos soluzioni non accettabili; dovremo quindi cercare la prima entry che non sfora la capacità W . La prima colonna sarà $wOPT[_, 0] = 0$, mentre, inizialmente, si imposta $wOPT[0, \geq 1] = \infty$.

La regola di riempimento che definiamo è

$$wOPT[i + 1, v] = \min(wOPT[i, v], wOPT[i, \max(v - v_i, 0)] + w_i)$$

Benché apparentemente sembra non ci sia alcun vantaggio, in questo frangente possiamo operare delle modifiche sulla matrice: l'idea è quella di “schiacciare” le colonne, operando una divisione o un cambio di misura, nonostante venga in questo modo introdotta un'approssimazione dei valori. Introduciamo, quindi, un *valore di scala*:

$$\theta = \frac{\varepsilon v_{\max}}{2n}$$

e l'obiettivo finale sarà avere una $1 + \varepsilon$ -approssimazione. Sia quindi $X = (v_i, w_i, W)$ l'input del problema; siano

$$\bar{v}_i = \lceil \frac{v_i}{\theta} \rceil \cdot \theta, \quad \hat{v}_i = \lceil \frac{v_i}{\theta} \rceil$$

ai quali associamo i relativi problemi $\bar{X} = (\bar{v}_i, w_i, W)$ e $\hat{X} = (\hat{v}_i, w_i, W)$ che avranno delle soluzioni ottime v^*, \bar{v}^* e \hat{v}^* , derivanti da insiemi S^*, \bar{S}^* e \hat{S}^* .

Osservazione 3.51. *Banalmente,*

$$\bar{v}^* = \theta \hat{v}^*$$

In altre parole, risolvere \hat{X} o risolvere \bar{X} restituisce le stesse soluzioni, pertanto

$$\bar{S}^* = \hat{S}^*$$

Lemma 3.52. *Sia S una soluzione ammissibile per il problema. Allora*

$$(1 + \varepsilon) \sum_{i \in S} v_i \geq \sum_{i \in \hat{S}^*} v_i$$

Dimostrazione.

$$\begin{aligned} \sum_{i \in S} v_i &\leq \sum_{i \in S} \bar{v}_i \text{ grazie all'arrotondamento per eccesso} \\ &\leq \sum_{i \in \bar{S}^*} \bar{v}_i \text{ poiché è la soluzione ottima} \\ &= \sum_{i \in \hat{S}^*} \bar{v}_i \text{ poiché } \hat{S}^* = \bar{S}^* \text{ da Osservazione 3.51} \\ &= \sum_{i \in \hat{S}^*} \bar{v}_i \leq \sum_{i \in \hat{S}^*} (v_i + \theta) \leq \sum_{i \in \hat{S}^*} v_i + n\theta = \sum_{i \in \hat{S}^*} v_i + n \frac{\varepsilon v_{\max}}{2n} \end{aligned}$$

quindi

$$\sum_{i \in S} v_i \leq \sum_{i \in \hat{S}^*} v_i + \frac{\varepsilon v_{\max}}{2}$$

In particolare, questo vale per la soluzione composta solamente dall'oggetto con valore massimo $S = \{\max\}$, da cui segue

$$\begin{aligned} v_{\max} &\leq \sum_{i \in \hat{S}^*} v_i + \frac{\varepsilon v_{\max}}{2} \leq \sum_{i \in \hat{S}^*} v_i + \frac{v_{\max}}{2} \text{ poiché } \varepsilon \leq 1 \\ \implies \sum_{i \in \hat{S}^*} v_i &\geq \frac{v_{\max}}{2} \\ \implies \sum_{i \in S} v_i &\leq \sum_{i \in \hat{S}^*} v_i + \frac{\varepsilon v_{\max}}{2} \leq \sum_{i \in \hat{S}^*} v_i + \varepsilon \sum_{i \in \hat{S}^*} v_i = (1 + \varepsilon) \sum_{i \in \hat{S}^*} v_i \end{aligned}$$

□

Teorema 3.53.

$$(1 + \varepsilon) \sum_{i \in \hat{S}^*} v_i \geq \sum_{i \in S^*} v_i = v^*$$

Risolvendo il problema \hat{X} si ottiene una soluzione il cui valore per il problema originale è $\frac{1}{1+\varepsilon}$ volte l'ottimo.

Algoritmo 12: FPTASKnapsack

Input: $X = (v_i, w_i, W), \varepsilon$
 1 $\hat{X} = \text{getFrom}(X, \varepsilon)$
 /* La soluzione così trovata è una $(1 + \varepsilon)$ -approssimazione */
 2 **return** $\text{solveWithWOpt}(\hat{X})$

Dobbiamo ora convincerci che Algoritmo 12 termini in tempo polinomiale: l'ultima colonna sarà $n\hat{v}_{\max}$; sappiamo che

$$v_{\max} = \lceil \frac{v_{\max}}{\theta} \rceil = \lceil \frac{v_{\max} n}{\varepsilon v_{\max}} \rceil = \lceil \frac{n}{\varepsilon} \rceil$$

pertanto il numero di colonne

$$n\hat{v}_{\max} \leq \frac{n^2}{\varepsilon} + n$$

polinomiale nell'input e in ε .

Algoritmi probabilistici

Fino ad ora abbiamo considerato il modello di calcolo delle macchine di Turing per scrivere algoritmi per problemi di ottimizzazione, in particolare algoritmi di approssimazione: gli

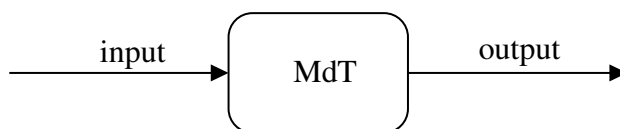


Figura 4.1: Macchina di Turing deterministica

algoritmi sono quindi **deterministici**, nonostante in alcune situazioni gli algoritmi possano fare scelte “arbitrarie”, che formalizziamo con la nozione di gradi di libertà - abbiamo tuttavia dimostrato che le proprietà sono indipendenti da queste scelte arbitrarie.

Dobbiamo riservare il termine di **non determinismo** per definire classi di complessità per modelli di calcolo *non realistici*. Estendiamo ora il modello: abbiamo una MdT che è anche in grado di leggere un nastro su cui sono scritti dei valori casuali, chiamato **sorgente aleatoria**.

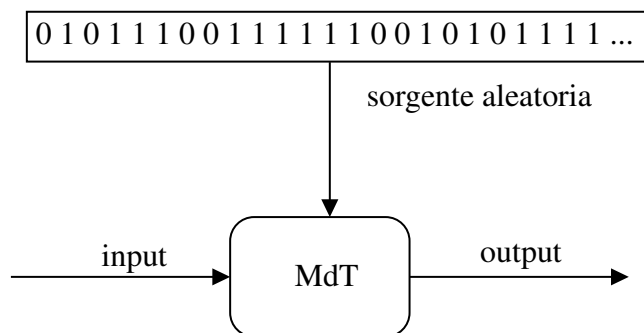


Figura 4.2: Macchina di Turing probabilistica

Un algoritmo così costruito è definito **probabilistico**, in quanto l’output sarà in funzione dell’input e del seme casuale. L’algoritmo possiede quindi una certa distribuzione associata

$$P[Y = y | X = x]$$

ossia la probabilità di avere l’output y per un input x . Gli algoritmi probabilistici si dividono in due famiglie: gli algoritmi **Monte-Carlo** in cui l’output è probabilistico e gli algoritmi **Las Vegas**, in cui l’output è deterministico, ma il tempo di esecuzione è probabilistico. In particolare, studieremo la prima famiglia.

Questo modello di calcolo si può applicare sia a problemi di decisione che di ottimizzazione; per applicare questi algoritmi, vi sono due varianti: nel primo caso l’algoritmo mira ad ottenere

l'ottimo con una certa probabilità, idealmente alta - essi possono tuttavia fallire arbitrariamente male. Alternativamente, l'algoritmo può mirare a ottenere un'*approssimazione* dell'ottimo con una certa probabilità.

4.1 Problema del taglio minimo

MINIMCUT

Input: $G = (V, E)$

Output: Sottoinsieme $X \subseteq V$

Problema: Qual è il *taglio* minore?

Ammissibili: $X \subseteq V$ tale che il numero di lati che hanno un vertice in X e un vertice in X^c (*tagliati*) è minimo

Tipo: *Min*

Costo: $|E_x|$

Le soluzioni banali sono $X = V$ e $X = \emptyset$; inoltre, una soluzione sempre possibile è scegliere $X = \{v\}$ per un qualsiasi $v \in V$.

Teorema 4.1. MINIMCUTPROBLEM \in NPO – completi

4.1.1 Algoritmo di Karger

L'algoritmo di Karger utilizza l'operazione di *contrazione*: dato un grafo G , l'operazione $G \downarrow e$ su un lato $e = \{u, v\} \in E$ unisce i due vertici u e v , rimuovendo e .

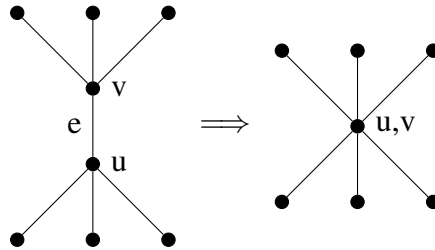


Figura 4.3: Contrazione $G \downarrow e$.

È necessario che G sia un multigrafo, poiché unendo u e v è possibile che un terzo vertice y fosse collegato sia a u che a v ; rimarranno quindi dei lati paralleli. In caso il lato contratto fosse uno dei lati paralleli tra u e v anche i lati paralleli rimanenti vengono contratti.

Chiaramente, l'output dipende dalla scelta dei lati da contrarre, che è casuale. Sia quindi S^* il taglio minimo, k^* il numero di lati tagliati da S^* e la serie G_1, \dots, G_i la sequenza di grafi ottenuti per ogni contrazione operata dall'algoritmo.

Osservazione 4.2. $\forall i \quad |G_i(V)| = n - i + 1 \wedge |G_i(E)| \leq m - i + 1$

Osservazione 4.3. Per ogni i , ogni taglio in G_i è un taglio in G dello stesso costo.

Osservazione 4.4. Il grado minimo in G_i è maggiore o uguale a k^* .

Dimostriamo l'Osservazione 4.4.

Algoritmo 13: KARGERMINIMUMCUT

Input: $G = (V, E)$

```

1 if  $\neg G.isConnected()$  then
2   return  $findConnectedComponent(G)$ 
3 while  $|V| > 2$  do
4    $/*$  Estrai un lato con una distribuzione uniforme e contrailo  $*/$ 
5    $e = uniformExtraction(E)$ 
6    $G = G \downarrow l$ 
7    $/*$  Restituisci uno dei due vertici rimanenti  $*/$ 
8 return  $chooseOne(V)$ 

```

Dimostrazione.

$$2(m-i+1) \geq 2 * |G_i(E)| = \sum_{v \in G_i(V)} d_{G_i}(v) \geq k^*(n-i+1) \implies m-i+1 \geq \frac{(n-i+1) * k^*}{2}$$

□

Lemma 4.5. Sia E_i l'evento “al passo i -esimo un lato $e \notin E_{S^*}$ viene contratto”.

$$\forall i \quad P[E_i | E_1, \dots, E_{i-1}] \leq \frac{n-i-1}{n-1+1}$$

Dimostrazione.

$$\begin{aligned} P[E_i | E_1, \dots, E_{i-1}] &= 1 - P[\neg E_i | E_1, \dots, E_{i-1}] \\ &\leq 1 - \frac{2 \cdot k^*}{(n-i+1)k^*} = 1 - \frac{2}{n-i+1} = \frac{n-i-1}{n-i+1} \end{aligned}$$

□

Teorema 4.6. L'algoritmo di Karger emette l'ottimo con probabilità $p \geq \frac{1}{\binom{n}{2}}$.

Dimostrazione.

$$\begin{aligned} P[E_1 \wedge E_2 \wedge \dots \wedge E_{n-2}] &= P[E_1] \cdot P[E_2 | E_1] \cdot \dots \cdot P[E_{n-2} | E_{n-3}, \dots, E_1] \\ &= \frac{n-1-1}{n-1+1} \cdot \frac{n-2-1}{n-2+1} \cdot \dots \cdot \frac{n-(n-2)-1}{n-(n-2)+1} \\ &= \frac{n-2}{n} \cdot \frac{n-3}{n-1} \cdot \dots \cdot \frac{1}{3} = \frac{\prod_{i=1}^{n-2} i}{\prod_{i=3}^n i} = \frac{2 \cdot 1}{n(n-1)} = \frac{2}{n(n-1)} = \frac{1}{\binom{n}{2}} \end{aligned}$$

□

Osservazione 4.7. Si esegua l'algoritmo di Karger $\binom{n}{2} \log(n)$ volte. L'ottimo si ottiene con probabilità $p \geq 1 - \frac{1}{n}$.

Serve una proprietà delle funzioni esponenziali:

$$\forall x \geq 1 \quad \frac{1}{4} \leq \left(1 - \frac{1}{x}\right)^x \leq \frac{1}{e}$$

Dimostrazione. La probabilità di non trovare l'ottimo in nessuna esecuzione è

$$p \leq \left(1 - \frac{1}{\binom{n}{2}}\right)^{\binom{n}{2} \log(n)} \leq \frac{1}{e} = \frac{1}{n}$$

□

4.2 Problema della copertura d'insiemi

Abbiamo già definito il SETCOVERPROBLEM: dato una serie di insiemi

$$S_1, \dots, S_m \subseteq U$$

con pesi

$$w_1, \dots, w_m \in \mathbb{Q}^+$$

definiamo $n = |U|$; vogliamo trovare un $S \subseteq m$ tale che

$$\cup_{i \in S} S_i = U$$

e il suo costo $\sum_{i \in S} w_i$ sia minimo.

4.2.1 Algoritmo probabilistico basato sull'arrotondamento

Il problema può essere trasposto in un problema di programmazione lineare intera: creiamo delle variabili

$$x_1, \dots, x_m$$

tali che

$$\begin{cases} x_j \leq 1 & \forall j = 1, \dots, m \\ x_k \geq 0 & \forall j = 1, \dots, m \\ \sum_{i: u \in S_i} x_i \geq 1 & \forall u \in U \end{cases}$$

Chiamiamo questo problema associato a Π Π_{IPL} . È importante richiamare ora alcune proprietà statistiche.

Teorema 4.8 (Disuguaglianza di Markov). *Per ogni variabile aleatoria X non negativa e per ogni $\alpha > 0$*

$$P[X \geq \alpha] \leq \frac{E[X]}{\alpha}$$

Teorema 4.9 (Union bound o disuguaglianza di Boole).

$$P[\cup_i E_i] \leq \sum_i P[E_i]$$

Algoritmo 14: PROBABILISTICROUNDINGSETCOVER

Input: $S_1, \dots, S_m, w_1, \dots, w_m$ e un intero k

```

1  $\hat{x}_1, \dots, \hat{x}_m = solve(\Pi_{PL})$ 
2  $S = \emptyset$ 
3 for  $t = \{1, \lceil k + \log(n) \rceil\}$  do
4   for  $i = 1, \dots, m$  do
5      $S = probInsert(S, i, \hat{x}_i)$ 
6 return  $S$ 
```

L'Algoritmo 14 potrebbe trovare una soluzione non ammissibile. Dimostriamo ora che spesso è ammissibile e che quando è ammissibile è una soluzione molto buona.

Teorema 4.10. *La probabilità che l'Algoritmo 14 produca una soluzione ammissibile è*

$$p \geq 1 - e^{-k}$$

parametrica in k , che determina il numero di tentativi di inserimento.

Dimostrazione.

$$P[\text{soluzione ammissibile}] = 1 - P[\text{almeno un elemento dell'universo non è coperto}]$$

chiamiamo B_u l'evento per cui u non è coperto nella soluzione. Allora

$$P[\text{soluzione ammissibile}] = 1 - P[\cup_{u \in U} B_u]$$

Possiamo quindi usare il Teorema 4.9:

$$1 - P[\cup_{u \in U} B_u] \geq 1 - \sum_{u \in U} P[B_u]$$

L'elemento u non è coperto quando nessuno degli elementi che contengono u non è stato scelto:

$$\begin{aligned} 1 - \sum_{u \in U} \prod_{i: u \in S_i} P[S_i \text{ non è stato scelto}] &= 1 - \sum_{u \in U} \prod_{i: u \in S_i} (1 - \hat{x}_i)^{\lceil k + \log(n) \rceil} \geq \\ &\geq 1 - \sum_{u \in U} \prod_{i: u \in S_i} e^{-\hat{x}_i(k + \log(n))} = 1 - \sum_{u \in U} \exp(-(k + \log(n)) \sum_{i: u \in S_i} \hat{x}_i) \end{aligned}$$

Siccome S_i è ammissibile, deve essere $\sum_{i: u \in S_i} \hat{x}_i \geq 1$, quindi

$$\geq 1 - \sum_{u \in U} e^{-(k + \log(n))} = 1 - \sum_{u \in U} \frac{e^{-k}}{n} = 1 - e^{-k} \frac{1}{n} |U| = 1 - e^{-k}$$

□

Teorema 4.11.

$$\forall \alpha \quad 0 \leq \alpha \leq 1 \quad P\left[\frac{v_{out}}{v^*} \geq \alpha(k + \log(n))\right] \leq \frac{1}{\alpha}$$

Dimostrazione. Abbiamo che $\hat{v} = \sum_i w_i \hat{x}_i \leq v^*$; inoltre, la probabilità che S_i venga scelto è

$$\begin{aligned} P[S_i \text{ sia scelto}] &= P[\cup_t S_i \text{ sia scelto durante l'iterazione } t] \\ &\leq \sum_t P[S_i \text{ sia scelto durante l'iterazione } t] = (k + \log(n)) \hat{x}_i \end{aligned}$$

Per poter utilizzare il Teorema 4.8 calcoliamo il valore atteso di v_{out} :

$$\begin{aligned} E[v_{out}] &= E\left[\sum_{i \in S} w_i\right] = \sum_i w_i P[S_i \text{ sia nell'output}] \quad (\text{per la linearità del valore atteso}) \\ &\leq \sum_i w_i (k + \log(n)) \hat{x}_i = \hat{v}(k + \log(n)) \end{aligned}$$

$$P\left[\frac{v_{out}}{v^*} \geq \alpha(k + \log(n))\right] \leq \frac{E[v_{out}]}{\alpha(k + \log(n))v^*} \leq \frac{v^*(k + \log(n))}{\alpha(k + \log(n))v^*} = \frac{1}{\alpha}$$

□

Osservazione 4.12. Se si esegue l'Algoritmo 14 con $k = 3$ c'è il 45% di probabilità di ottenere una soluzione ammissibile con fattore di approssimazione $\frac{v_{out}}{v^*} \leq 6 + 2\log(n)$.

Dimostrazione. Sia $E_{ammissibile}$ l'evento per cui si ottiene una soluzione ammissibile e E_{buona} l'evento per cui l'output sia entro $6 + 2\log(n)$ dall'ottimo. Ci interessa

$$\begin{aligned} P[E_{ammissibile} \wedge E_{buona}] &= 1 - P[\neg E_{ammissibile} \vee \neg E_{buona}] \geq 1 - P[\neg E_{ammissibile}] - P[\neg E_{buona}] \\ &\geq 1 - e^{-3} - \frac{1}{2} \approx 0.45 \quad (\text{dal Teorema 4.11}) \end{aligned}$$

□

4.3 Problema MaxEkSat

MAXEKSAT è la versione k -indicizzata di MAXSAT: date n clausole di k letterali ciascuna, l'obiettivo è massimizzare il numero di clausole soddisfatte.

Definiamo x_1, \dots, x_n le formule che compaiono nella formula e c_1, \dots, c_t le clausole della formula.

Teorema 4.13. MAXEKSAT \in NPO – completi per $k \leq 3$.

4.3.1 Algoritmo probabilistico

Teorema 4.14. Un assegnamento casuale soddisfa, in media,

$$E[T] = \frac{2^k - 1}{k} t$$

clausole.

Per la dimostrazione definiamo

$$X_i \text{ Unif}\{0, 1\}$$

il valore assegnato ad ogni x_i probabilisticamente;

$$C_i = \begin{cases} 0 & C_i \text{ non soddisfatto} \\ 1 & \text{altrimenti} \end{cases}$$

mentre T è il numero di clausole soddisfatte. E l'algoritmo si svolge, banalmente, estraendo un valore per ogni x_i e restituendo il numero di clausole soddisfatte. Prima di procedere con la dimostrazione, ricordiamo la seguente legge statistica:

Teorema 4.15. Sia $\{\mathcal{E}_i\}_{i=1..k}$ una partizione dell'universo degli eventi. Allora

$$E[X] = \sum_{i=1}^k E[X|\mathcal{E}_i]P[\mathcal{E}_i]$$

Dimostrazione. La partizione $\{\mathcal{E}_i\}_i$ nel contesto di MAXEKSAT è l'insieme dei possibili assegnamenti $X_1 = b_1, \dots, X_n = b_n$; pertanto

$$\begin{aligned}
 E[T] &= \sum_{b_1 \in 2} \cdots \sum_{b_n \in 2} E[T|X_1 = b_1, \dots, X_n = b_n] P[X_1 = b_1, \dots, X_n = b_n] \\
 &= \sum_{b_1 \in 2} \cdots \sum_{b_n \in 2} E[T|X_1 = b_1, \dots, X_n = b_n] P[X_1 = b_1] \cdots P[X_n = b_n] \\
 &= \frac{1}{2^n} \sum_{b_1 \in 2} \cdots \sum_{b_n \in 2} E[T|X_1 = b_1, \dots, X_n = b_n] \\
 &= \frac{1}{2^n} \sum_{j=1}^t \left(\sum_{b_1 \in 2} \cdots \sum_{b_n \in 2} E[C_j|X_1 = b_1, \dots, X_n = b_n] \right) \\
 &= \frac{1}{2^n} \sum_{j=1}^t (2^n - 2^{n-k}) = \frac{2^n - 2^{n-l}}{2^n} t = \frac{2^k - 1}{k} t
 \end{aligned}$$

□

4.3.2 Algoritmo derandomizzato

Teorema 4.16. Per ogni $j = 0, \dots, n$ esistono $b_1, \dots, b_j \in 2$ tali che

$$E[T|X_1 = b_1, \dots, X_j = b_j] \geq \frac{2^k - 1}{2^k} t$$

Questo significa che non solo il numero atteso di clausole è *alto*, ma possiamo inoltre fissare le prime j variabili in modo che questa proprietà continui ad essere preservata.

Dimostrazione. Per induzione su j . Base: per $j = 0$ verificato dal Teorema 4.14. Passo induttivo: per ipotesi induttiva vale

$$E[T|X_1 = b_1, \dots, X_{j-1} = b_{j-1}] \geq \frac{2^k - 1}{k} t$$

Per il Teorema 4.15 vale

$$\begin{aligned}
 E[T|X_1 = b_1, \dots, X_{j-1} = b_{j-1}] &= \\
 &= E[T|X_1 = b_1, \dots, X_{j-1} = b_{j-1}, X_j = 0] P[X_j = 0] + E[T|X_1 = b_1, \dots, X_{j-1} = b_{j-1}, X_j = 1] P[X_j = 1] \\
 &= \frac{1}{2} E[T|X_1 = b_1, \dots, X_{j-1} = b_{j-1}, X_j = 0] + \frac{1}{2} E[T|X_1 = b_1, \dots, X_{j-1} = b_{j-1}, X_j = 1] \\
 &= \frac{1}{2} \alpha_0 + \frac{1}{2} \alpha_1
 \end{aligned}$$

Deve essere che per qualche $i \in 2$

$$\alpha_i \geq \frac{2^k - 1}{2^k} t$$

supponiamo α_0 e α_1 minori: allora

$$\frac{1}{2} \alpha_0 + \frac{1}{2} \alpha_1 < \frac{1}{2} \frac{2^k - 1}{2^k} t + \frac{1}{2} \frac{2^k - 1}{2^k} t = \frac{2^k - 1}{2^k} t$$

contraddicendo l'ipotesi induttiva.

□

Algoritmo 15: DERANDOMMAXEKSAT

```

1   $D = \emptyset$  // indici delle clausole già determinate
2  for  $i = 1, \dots, n$  do
3       $\Delta_0 = 0$ 
4       $\Delta_1 = 0$ 
5       $\Delta D_0 = \emptyset$ 
6       $\Delta D_1 = \emptyset$ 
7      for  $j = 1, \dots, t$  do
8          if  $j \in D$  then
9              continue
10         if  $x_i \notin c_j$  then
11             continue
12          $h = \text{findGeq}(i, c_j)$  // variabili con indice  $\geq i$  in  $c_j$ 
13         if  $x_i \in c_j \wedge x_i = 1$  then
14              $\Delta_0 = \Delta_0 - \frac{1}{2^h}$ 
15              $\Delta_1 = \Delta_1 + \frac{1}{2^h}$ 
16              $\Delta D_1 = \Delta D_1 \cup \{j\}$ 
17         else
18              $\Delta_0 = \Delta_0 + \frac{1}{2^h}$ 
19              $\Delta_1 = \Delta_1 - \frac{1}{2^h}$ 
20              $\Delta D_0 = \Delta D_0 \cup \{j\}$ 
21          $u = \arg \max_{0,1} \{\Delta_0, \Delta_1\}$ 
22          $x_i = u$ 
23          $D = D \cup \Delta D_u$ 

```

Teorema 4.17. *L'Algoritmo 15 trova un assegnamento che soddisfa*

$$\frac{2^k - 1}{2^k} t$$

clausole.

Dimostrazione. Banale dal Teorema 4.16. □

Lemma 4.18. *L'Algoritmo 15 garantisce che quando l' i -esima variabile viene assegnata vale*

$$E[T | X_1 = x[1], \dots, X_{i-1} = x_{i-1}] \geq \frac{2^k - 1}{2^k} t$$

Dimostrazione. Per $i = 0$, questo è vero per il Teorema 4.16. Per il passo induttivo, supponiamo $E[T | X_1 = x_1, \dots, X_{i-1} = x_{i-1}] \geq \frac{2^k - 1}{2^k} t$. Che valore assegnare a X_i ? Supponiamo che la clausola alla quale appartiene X_i abbia h variabili non assegnate X_j con $j \geq i$ (le rimanenti hanno assegnato il valore 0); ci sono allora 2^h possibili assegnamenti: di questi 2^h , soltanto uno (tutte le X_j false) rende falsa la clausola, mentre $\frac{2^h - 1}{2^h}$ rendono la clausola vera. Se si assegna 1 a X_i allora avrà contribuito 1. L'incremento di valore atteso sarà

$$\Delta E[T] = 1 - \frac{2^h - 1}{2^h} = \frac{1}{2^h}$$

Viceversa, se si assegna a X_i il valore 0 la clausola rimarrà incerta e le variabili libere si riducono di uno: le possibili combinazioni che renderanno vera la clausola saranno $2^{h-1} - 1$. In questo caso, l'incremento nel valore atteso è

$$\Delta E[T] = \frac{2^{h-1} - 1}{2^{h-1}} - \frac{2^h - 1}{2^h} = -\frac{1}{2^h}$$

□

Corollario 4.19. *L'Algoritmo 15 fornisce una $\frac{2^k}{2^k-1}$ -approssimazione per MAXEKSAT.*

Dimostrazione. Sia t^* il numero ottimo di clausole soddisfatte. Si ha ovviamente $t^* \leq t$. Abbiamo, allora

$$\frac{t^*}{t_{\text{algo}}} \leq \frac{t}{t_{\text{algo}}} \leq \frac{t}{\frac{2^k-1}{2^k}t} = \frac{2^k}{2^k-1}.$$

□

4.4 Il teorema PCP

Un punto fondamentale nell'analisi degli algoritmi proposta in questo corso sarà l'analisi dell'inapprossimabilità di alcuni problemi. Per poter analizzare la questione sarà necessario introdurre uno dei più importanti teoremi della teoria della complessità dal teorema di Cook: il teorema PCP, *probabilistically checkable proofs*. Il punto di partenza per arrivare all'enunciato di PCP è descrivere un'estensione delle macchine di Turing deterministiche.

4.4.1 Macchine di Turing oracolari

Le MdT oracolari ricevono in input un certo $x \in 2^*$ e in output restituiscono un valore booleano, una risposta *True* o *False* per un certo problema di decisione. Queste MdT hanno però anche accesso ad una *stringa* o *nastro dell'oracolo* $w \in 2^*$; se vuole accedere alla stringa dell'oracolo, la MdT ha un nastro speciale, definito *nastro di query* sul quale all'occorrenza può scrivere un numero binario; una volta scritto tale numero, la macchina entra in uno stato speciale che “aspetta” la risposta dell'oracolo: la MdT userà il numero scritto sul nastro di query come posizione in cui leggere w , che conterrà un 1 o uno 0. La MdT passerà ad uno stato relativo al numero trovato in w :

$$\text{stato speciale di interrogazione: } q? \begin{cases} w[n] = 1 & \rightarrow q_1 \\ w[n] = 0 & \rightarrow q_0 \end{cases}$$

Le MdT con oracolo sono il modo moderno per definire le classi nondeterministiche di macchine di Turing.

Teorema 4.20. *Un linguaggio binario $L \subseteq 2^*$ appartiene a **NP** se e solo se esiste una MdT oracolare v tale che:*

- $v(x, w)$ termina in un numero polinomiale nella lunghezza $|x|$; e
- $\forall x \in 2^* \exists w \in 2^* : v(w, x) = \text{True}$ se e solo se $x \in L$.

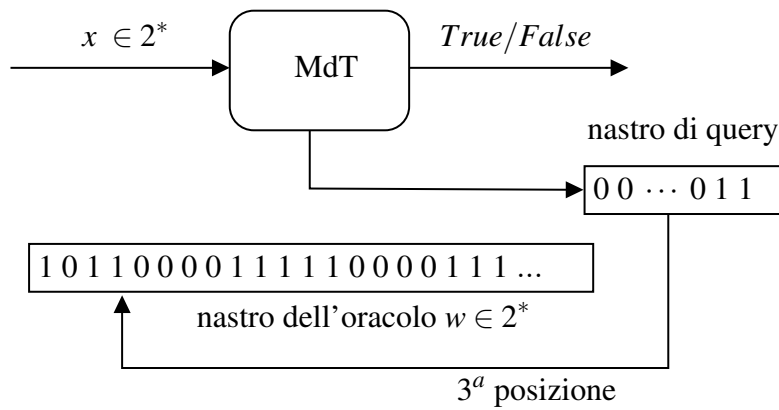


Figura 4.4: La MdT è dotata di un nastro di query sulla quale scrive un numero quando necessario e, in base al numero scritto, accede al nastro dell'oracolo.

4.4.2 Probabilistic checkers

Un'estensione delle MdT oracolari sono i *probabilistic checkers*: anch'essi hanno accesso ad un oracolo e, in più, possono accedere ad una *sorgente di bit casuali* forniti su un nastro apposito. Nuovamente, questo verificatore emetterà un valore tra *True* e *False*; il suo comportamento, ovviamente, dipenderà da x , w , e $r \in 2^*$, la stringa casuale.

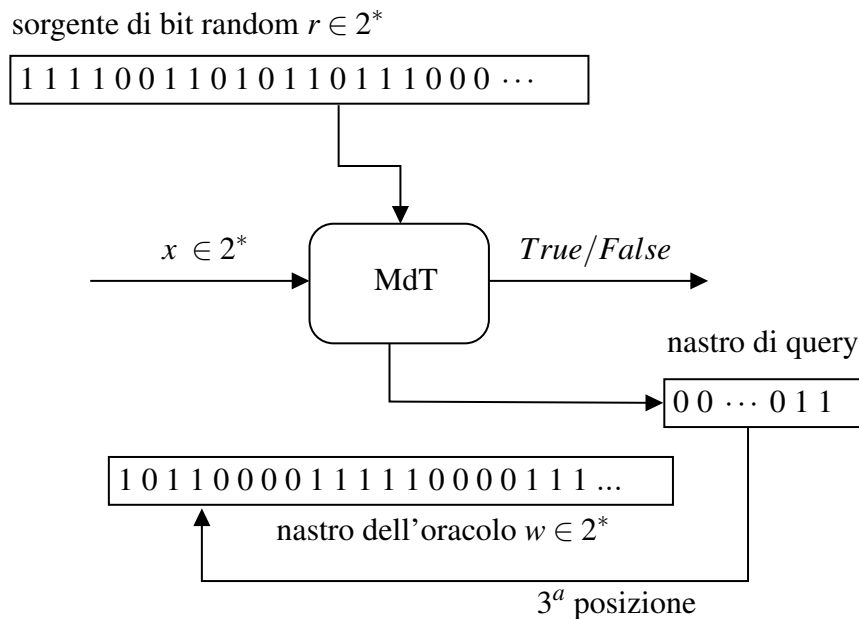


Figura 4.5: I probabilistic checkers hanno accesso alla sorgente casuale e alle informazioni dell'oracolo.

Sottoclassi di PCP

In particolare, ci interessano i PC che effettuano un numero massimo di accessi alla stringa casuale e all'oracolo: definiamo $\mathbf{PCP}[r, q]$ come la classe dei verificatori che leggono al massimo r bit random ed effettuano al massimo q query all'oracolo. Utilizziamo inoltre la stessa

notazione per identificare i linguaggi accettabili dalle macchine così definite: un linguaggio L è in $\mathbf{PCP}[r, q]$ se e solo se esiste una macchina $v \in \mathbf{PCP}[r, q]$ tale che

1. $v(x, R, W)$ funziona in tempo polinomiale in $|x|$,
2. $v(x, R, W)$ effettua al massimo un numero proporzionale a q e $|x|$ query,
3. $v(x, R, W)$ legge al massimo un numero proporzionale a r e $|x|$ bit casuali, infine
4. se $x \in L$ esiste una $w \in 2^*$ tale che v accetta x con probabilità 1 – cioè $v(x, -, W) = \text{True}$. Viceversa, se $x \notin L$, v rifiuta con probabilità $\geq \frac{1}{2}$ per qualunque w .

In altre parole, fissando x e w , a seconda di quale delle $2^{r(|x|)}$ possibili stringhe casuali è a disposizione la macchina v accetta o rifiuta: la probabilità di accettazione è il numero di sequenze random per cui per gli specifici x e w si accetta sul numero totale di sequenze possibili.

Alcune sottoclassi sono interessanti: $\mathbf{PCP}[0, 0]$ è una normale macchina deterministica, pertanto la classe di linguaggi $\mathbf{PCP}[0, 0]$ è \mathbf{P} . $\mathbf{PCP}[0, \text{Poly}]$ è una macchina nondeterministica senza stringhe casuali che riconosce i linguaggi $\mathbf{PCP}[0, \text{Poly}]$, ossia \mathbf{NP} .

4.4.3 Enunciato di PCP

Teorema 4.21 (Arora, Safra 1998: PCP). $\mathbf{NP} = \mathbf{PCP}[O(\log(n)), O(1)]$.

Dimostrazione. Omessa. □

In pratica, dato un $L \in \mathbf{NP}$, si può costruire un probabilistic checker v che necessita una quantità logaritmica in $|x|$ di bit casuali e che accede ad una stringa oracolare di lunghezza finita che funziona “come promesso”: se $x \in L$ esiste un w per il quale v accetterà con probabilità 1, mentre se $x \notin L$ la macchina rifiuterà con probabilità almeno $\frac{1}{2}$. Questo determina il *tradeoff* tra casualità e nondeterminismo: è più utile avere informazione casuale piuttosto che la stessa “quantità” di nondeterminismo.

Si può inoltre notare che questo significa che l’albero di query nondeterministiche ha un’altezza finita e nota aprioristicamente.

Verificatori in forma normale

Assumeremo, senza perdita di generalità, che v usi *esattamente* $r(|x|)$ (che sarà sempre $O(\log n)$) bit random e che effettui *esattamente* $q \in \mathbb{N}$ query all’oracolo, ossia i probabilistic checker che esamineremo saranno $v \in \mathbf{PCP}[r(n), q]$ con $r(n) \in O(\log n)$. Inoltre, assumeremo anche che:

- v estrae tutti gli $r(|x|)$ bit random all’inizio;
- v , dopo aver estratto i bit random, effettua tutte le q query all’oracolo; le query, pertanto, non potranno essere adattive e il verificatore dovrà effettuare, in caso, tutte le 2^q possibili chiamate all’inizio.

Un verificatore che si comporta in questo modo è definito *verificatore in forma normale*.

¹Accadrà di utilizzare la notazione $r(|x|)$ o $q(|x|)$ nonostante r e q siano state definite come costanti e non come funzioni: l’interpretazione è considerarle come funzioni che restituiscono un naturale proporzionale sia a x che a r (o q).

Esemplificazione dei probabilistic checkers

Sia $L \in \mathbf{PCP}[r(n), q(n)]$. Analizziamo cosa accade, secondo il Teorema 4.21, per una qualsiasi $x \in L$; ipotizziamo che $r(|x|) = 17$, quindi vi saranno 2^{17} possibili r e $q(|x|) = 15$, quindi vi saranno 2^{15} possibili w .

$x \in L$ In questo caso, tra le 2^{15} possibili, deve esistere una stringa w tale per cui v , compiute le 15 richieste, accetta con probabilità 1. Per ognuna di queste esistono 2^{17} possibili stringhe random² e per ogni w ognuna di queste può conferire una diversa probabilità di accettazione, tranne nel caso di “quella” stringa w che conferisce la probabilità di accettazione 1.







risposte dell'oracolo	000...000	...	$i_0 i_1 i_2 \dots i_{14} i_{15} i_{16}$...	000...000
spazio dei bit random		...		...	

Tabella 4.1: Rappresentazione delle associazioni w - r : nelle aree di probabilità, la parte nera rappresenta le stringhe r che causano l'accettazione, mentre la parte bianca rappresenta le stringhe r che, tra tutte le 2^{17} possibili, causano la non accettazione.

$x \notin L$ In questo caso, tra le 2^{15} possibili, non può esistere una stringa w tale per cui v , compiute le 15 richieste, accetta con probabilità maggiore di $1/2$.

risposte dell'oracolo	000...000	...	$i_0 i_1 i_2 \dots i_{14} i_{15} i_{16}$...	000...000
spazio dei bit random		...		...	

4.5 Inapprossimabilità

4.5.1 MaxEkSat

La prima applicazione del Teorema 4.21 che affronteremo è l'inapprossimabilità di MAXEK-SAT. La conclusione alla quale arriveremo è che l'Algoritmo 15 derandomizzato per MAXEK-SAT è *ottimo*, ossia non si può fare meglio di così. Il punto di partenza per questa dimostrazione è scegliere un linguaggio $L \in \mathbf{NP} - \mathbf{completi}$ (quindi anche $L \in \mathbf{PCP}[O(\log(n)), O(1)]$ se $\mathbf{P} \neq \mathbf{NP}$). Consideriamo la macchina $v \in \mathbf{PCP}[O(\log(n)), O(1)]$ e consideriamo un certo input $z \in 2^*$, per il quale genereremo una sequenza di $r(z)$ bit random – le sequenze possibili, che denotano lo *spazio probabilistico* \mathcal{R} su z , sono $2^{r(z)}$. Per ogni specifica sequenza $R \in \mathcal{R}$, il verificatore produrrà q query all'oracolo:

$$i_1^R, i_2^R, \dots, i_q^R$$

Per ognuna delle query il verificatore otterrà delle risposte in base alle quali l'input verrà accettato o meno. Definiamo quindi

$$f^R(w_{i_1^R}, w_{i_2^R}, \dots, w_{i_q^R})$$

²Descrivendo la forma normale abbiamo definito il comportamento del checker nella maniera esattamente opposta, ossia prima si estraggono informazioni dalla sorgente casuale e poi si effettuano le richieste all'oracolo; per ora, a scopo illustrativo, ipotizziamo tacitamente l'opposto.

la funzione che, dati i bit alle posizioni i_j^R , restituisce *True* se v accetta dati $r = R \in \mathcal{R}$ e w con le relative query oppure *False* in caso contrario:

$$f^R(w_{i_1^R}, w_{i_2^R}, \dots, w_{i_q^R}) = \text{True} \iff v(z, r, w) = \text{True}$$

L'idea è quindi descrivere il comportamento di f (e di conseguenza di v) come una formula booleana. In questo modo si dimostra che si può ridurre una qualsiasi istanza del problema del riconoscimento $z \in L$ per un arbitrario L in **NP** – **completi** ad un'istanza di MAXEKSAT; introduciamo quindi $|w|$ variabili booleane $x_1, x_2, \dots, x_{|w|}$. La funzione f^R si può descrivere con una formula logica, che chiamiamo φ_z^R che utilizza come letterali proprio le variabili x_i che compongono w :

$$\varphi_z^R = (x_1 = 1 \vee x_2 = 0 \dots) \wedge (x_1 = 1 \vee x_4 = 1 \vee x_8 = 0 \vee x_9 = 1) \wedge \dots$$

è importante notare che la CNF così descritta ha clausole con al massimo q letterali e possiamo assumere che sia esattamente così, ossia ogni clausola abbia esattamente q letterali. Complessivamente, il comportamento del verificatore è esprimibile come la congiunzione di tutte le possibili φ_z^R :

$$\Phi_z = \bigwedge_{R \in \mathcal{R}} \varphi_z^R$$

Φ_z ha una sottoformula per ogni possibile stringa random, quindi ci sono $|\mathcal{R}|$ sottoformule ognuna con al più 2^q clausole, per un totale di $|\mathcal{R}|2^q = 2^{r(|z|)}2^q = 2^{r(|z|)+q} = 2^{O(\log(|z|)+q)} = O(|z|)$ clausole (al massimo).

In secondo luogo, notiamo che se $z \in L$ il verificatore deve accettare con probabilità 1 per un qualche \bar{w} che quindi rende vera Φ_z e di conseguenza anche ogni φ_z^R - il che significa che Φ_z è soddisfacibile. Al contrario, se $z \notin L$ per ogni possibile w si soddisfa al più meno della metà delle φ_z^R , ossia non è possibile che esista un w che soddisfi la metà o più delle possibili φ_z^R . Questo significa inoltre che delle $|\mathcal{R}|2^q$ clausole di cui Φ_z è costituita, nel caso $z \notin L$, ogni w rende vere al massimo un numero di clausole minore o uguale a

$$\frac{|\mathcal{R}|}{2}2^q + \frac{|\mathcal{R}|}{2}(2^q - 1)$$

Il seguente teorema conduce all'inapprossimabilità di MAXEKSAT.

Teorema 4.22. *Esiste $\varepsilon > 0$ tale che MAXSAT non è $(1 + \varepsilon)$ -approssimabile in tempo polinomiale a meno che $\mathbf{P} = \mathbf{NP}$.*

Dimostrazione. Sia $L \in \mathbf{NP}$ – **completi**. Per questo linguaggio esisterà una specifica funzione $r(|n|) \in O(\log(n))$ e uno specifico $q \in \mathbb{N}$ tale che $L \in \mathbf{PCP}[r, q]$. Definiamo

$$\bar{\varepsilon} = \frac{1}{2^{q+1}}$$

e supponiamo che MAXSAT sia $(1 + \varepsilon)$ -approssimabile.

Per ogni input $z \in 2^*$ possiamo costruire Φ_z sulla quale potremo eseguire l'algoritmo $(1 + \varepsilon)$ -approssimabile per MAXSAT, il quale termina in tempo polinomiale. Se $z \in L$ sappiamo che Φ_z è soddisfacibile, cioè il vero valore calcolato risolvendo l'istanza di MAXSAT è $t^*(\Phi_z) = |\mathcal{R}|2^q$, mentre se $z \notin L$ sappiamo che il valore restituito risolvendo l'istanza di MAXSAT è $t^*(\Phi_z) = \frac{|\mathcal{R}|}{2}2^q + \frac{|\mathcal{R}|}{2}(2^q - 1) = 2^q|\mathcal{R}| - \frac{|\mathcal{R}|}{2}$.

Se $z \in L$ allora

$$t(\Phi_z) \geq \frac{t^*(\Phi_z)}{1 + \bar{\epsilon}} = \frac{2^q |\mathcal{R}|}{1 + \frac{1}{2^{q+1}}} = A$$

mentre se $z \notin L$

$$t(\Phi_z) \leq t^*(\Phi_z) \leq 2^q |\mathcal{R}| - \frac{|\mathcal{R}|}{2} = B$$

Calcoliamo $A - B$:

$$\begin{aligned} A - B &= \frac{2^q |\mathcal{R}|}{1 + \frac{1}{2^{q+1}}} - 2^q |\mathcal{R}| + \frac{|\mathcal{R}|}{2} \\ &= |\mathcal{R}| \frac{2^{q+1} - 2^{q+1} (1 + \frac{1}{2^{q+1}}) + (1 + \frac{1}{2^{q+1}})}{2(1 + \frac{1}{2^{q+1}})} \\ &= |\mathcal{R}| \frac{2^{q+1} - 2^{q+1} - 1 + 1 + \frac{1}{2^{q+1}}}{2(1 + \frac{1}{2^{q+1}})} \\ &= |\mathcal{R}| \frac{\frac{1}{2^{q+1}}}{2(1 + \frac{1}{2^{q+1}})} \\ &> 0 \end{aligned}$$

che implica $A > B$. Quindi tutta la catena polinomiale di calcoli può essere utilizzata per decidere se z appartiene o meno a L :

$$z \in 2^* \stackrel{?}{=} L \in \mathbf{NP} - \mathbf{completi} \rightarrow \text{riduci } (L \rightsquigarrow \Phi_z) \rightarrow \text{risolvi MAXSAT su } \Phi_z \rightarrow t(\Phi_z) \begin{cases} > A & z \in L \\ \leq B & z \notin L \end{cases}$$

Assurdo se $\mathbf{P} \neq \mathbf{NP}$. □

Teorema 4.23. *MaxE3Sat non è $(\frac{8}{7} - \epsilon)$ -approssimabile per un qualche $\epsilon > 0$.*

Dimostrazione. Omessa. □

Corollario 4.24. *L'algoritmo randomizzato per MaxE3Sat è ottimo.*

4.5.2 Problema dell'insieme indipendente

INDEPENDENTSET

Input: $G = (V, E)$

Output: Sottoinsieme $X \subseteq V$

Problema: Qual è l'insieme indipendente maggiore?

Ammissibili: $X \subseteq V$ tale che X è un insieme indipendente, ossia tale che $\forall i, j \in X (i, j) \notin E$

Tipo: Max

Costo: $|X|$

Teorema 4.25. *Per ogni $\epsilon > 0$ INDEPENDENTSET non è $(2 - \epsilon)$ -approssimabile in tempo polinomiale se $\mathbf{P} \neq \mathbf{NP}$.*

Dimostrazione. Sia $L \in \mathbf{NP} - \mathbf{completi}$; per Teorema 4.21 è anche $L \in \mathbf{PCP}[r(n), q]$ con $r(n) \in O(\log(n))$ e $q \in \mathbb{N}$.

Per ogni $z \in 2^*$ si consideri l'insieme \mathcal{R}_z sequenze di bit random di cardinalità $|\mathcal{R}_z| = 2^{r(|z|)}$ e, per ogni possibile $R \in \mathcal{R}$ tutte le Q_z^R possibili risposte dell'oracolo di cardinalità $|Q_z^R| = 2^q$; costruiamo quindi l'insieme $\mathcal{C}_z = \bigcup_{R \in \mathcal{R}_z} \{R\} \times Q_z^R$ dei possibili input al probabilistic checker, ognuno dei quali porta ad una risposta *sì* o *no*. Definiamo quindi $\mathcal{A}_z \subseteq \mathcal{C}_z$ l'insieme delle configurazioni accettanti nella forma

$$c = (R, \langle i_1^R : v_1, i_2^R : v_2, \dots, i_q^R : v_q \rangle)$$

abbiamo inoltre che

$$|\mathcal{A}_z| \leq 2^{r(|z|)} 2^q = 2^{O(\log(|z|))} 2^q = O(|z|)$$

Costruiamo un grafo $G_z = (\mathcal{A}_z, E_{\mathcal{A}_z})$ sulle configurazioni accettanti e inseriamo un arco tra due configurazioni

$$(R, \langle i_1^R : v_1, i_2^R : v_2, \dots, i_q^R : v_q \rangle) \rightarrow (R', \langle i_1^{R'} : v'_1, i_2^{R'} : v'_2, \dots, i_q^{R'} : v'_q \rangle)$$

se e solo se le configurazioni sono *incompatibili*, ossia

$$R = R' \vee \exists k, k' : i_k^R = i_{k'}^{R'} \wedge v_k \neq v_{k'}$$

definiamo questi lati come *lati di incompatibilità*.

Osservazione 4.26. Se $z \in L$, G_z ha un insieme indipendente di cardinalità maggiore o uguale a $2^{r(|z|)}$.

Dimostrazione. Siccome $z \in L$, deve esistere $\bar{w} \in 2^q$ tale che il verificatore accetta con probabilità 1 - questo significa che tutte le configurazioni ottenute al variare delle possibili stringhe random in cui la seconda parte è compatibile con \bar{w} sono accettanti: la quantità di queste configurazioni accettanti è $2^{r(|z|)}$, ossia l'enumerazione di tutte le possibili stringhe random compatibili con \bar{w} . \square

Osservazione 4.27. Se $z \notin L$ ogni insieme indipendente di G_z ha cardinalità $\leq 2^{r(|z|)-1}$.

Dimostrazione. Si immagini un insieme di configurazioni compatibili: nelle configurazioni, la parte delle query può contenere posizioni richieste più volte con risultati diversi, altrimenti non sarebbero compatibili (e di conseguenza l'insieme non sarebbe indipendente). Dato un insieme indipendente, si può costruire una stringa w che è compatibile con tutte le risposte ottenute, dove nelle posizioni di query che non appaiono nell'insieme indipendente si possono inserire valori arbitrari; tuttavia non ci possono essere contraddizioni. Qualunque w è adatta per far accettare z dal probabilistic checker; se ci fosse un insieme indipendente in G_z di cardinalità maggiore di $2^{r(|z|)-1}$ verrebbe contraddetto il Teorema 4.21. \square

Dall'Osservazione 4.26 e dall'Osservazione 4.27 si arriva alla dimostrazione del Teorema 4.25: qualunque algoritmo che sia in grado di dare un'approssimazione migliore di 2 riesce a distinguere i due casi, sapendo quindi decidere se $z \in L$ o meno in tempo polinomiale. \square

Strutture succinte

5.1 Abstract data types

Essi sono tipi di dati descritti dal loro comportamento: un esempio è l'ADT `stack<T>`, il quale è dotato di alcune operazioni inerenti al tipo stesso, chiamate **primitive**:

```
bool   isEmpty()
T       top()
void    pop()
void    push(T)
```

Spiegare cosa facciano i metodi si può fare in molti modi: si può utilizzare un metodo discorsivo, spiegando a parole, o utilizzare un metodo analitico:

$$\forall S, s. \text{push}(x).top() = x$$

(nonostante la notazione impropria dovuta alla signature delle funzioni);

$$\forall S, s. \text{isEmpty}() = S.push(x).pop().isEmpty()$$

Una volta descritto un ADT è necessario implementarlo, ossia costruire effettivamente una struttura che implementa le primitive e le equazioni descritte. Chiaramente, vi sono molte implementazioni diverse che si soddisfano le equazioni richieste ma hanno *costi* diversi, sia in tempo che in spazio. Saremo interessati ad alcuni ADT e relative implementazioni che utilizzano poco tempo e spazio.

5.1.1 Information-theoretical lower bounds

I concetti relativi discendono dai teoremi di Shannon.

Teorema 5.1. *Per codificare v valori servono in media $\log_2(v)$ bit.*

Per esempio, immaginiamo di dover codificare un'immagine 100x100 pixel in bianco e nero. Le immagini possibili sono 2^{10000} : per codificare queste immagini servono in media 10000 bit.

Siano dati v valori tali per cui sono necessari x_1, x_2, \dots, x_v bit per rappresentare ogni v_i valore. Ciò che il teorema dice è che

$$\frac{\sum_i x_i}{v} = \log_2(v)$$

Il teorema di Shannon afferma anche che c'è un *sistema di compressione* che riesce ad utilizzare un numero di bit in media tra $[\log_2(v), 1 + \log_2(v))$. Ci confronteremo spesso con questo *lower*

bound: si immagini un ADT con v_n valori di taglia n ; per esempio, uno STACK con valori tra $< \{1, \dots, 10\}$; lo stack di taglia 0 è lo stack vuoto, gli stack di taglia 1 sono gli stack che contengono solo 1, solo 2, e così via e sono 10; gli stack di taglia 2 sono 10^2 - in generale uno stack di taglia n ha 10^n valori. Il teorema di Shannon afferma che in media servono $\log_2 10^n = n \log_2(10) \approx 4n$ bit: sappiamo quindi che in media *nessuna implementazione* può utilizzare, in media, meno di $Z_n = (\log_2(10))n$ bit.

Ipotizziamo di avere una struttura che utilizza in media $D_n \geq Z_n$ bit: esiste un tradeoff tra quanto *compatta* è la struttura e quanto tempo è necessario per eseguire le funzioni primitive. Al contrario di quanto possa accadere per un sistema di compressione (e.g. `tz2`), non siamo interessati a strutture che richiedono la decompressione dei dati per poter eseguire le funzioni primitive.

Un'implementazione dell'ADT è chiamata **implicita** se occupa un numero di bit $D_n = Z_n + O(1)$, **succinta** se occupa un numero di bit $D_n = Z_n + o(Z_n)$ e **compatta** se $D_n = O(Z_n)$; tutto questo sempre notando che le primitive devono essere efficienti tanto quanto quelle definite su strutture non compresse.

5.2 Strutture di rango e selezione

Questi ADT sono definiti da $b \in 2^n$ con due primitive:

$$\text{rank}_b = \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$$

$$\text{select}_b = \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$$

tali che:

$$\begin{aligned} \forall p \leq n \quad \text{rank}_b(p) &= |\{i \mid i < p \wedge b_i = 1\}| \\ \forall k \leq n \quad \text{select}_b(k) &= \max |\{p \mid \text{rank}_b(p) \leq k\}| \\ \forall k \quad \text{rank}_b(\text{select}_b(k)) &= k \\ \forall p \quad \text{select}_b(\text{rank}_b(p)) &\geq p \end{aligned}$$

Grazie a quest'ultima proprietà è possibile dedurre la struttura sottostante, nel senso che è possibile capire dove siano gli 0 e gli 1.

5.2.1 Strutture di Jacobson per il rango

Four-Russians trick

L'idea è utilizzare il “*Four-Russians trick*”. Si immagini di voler rappresentare una matrice binaria: un modo per farlo potrebbe essere dividere la matrice in blocchi (le cui dimensioni saranno da stabilirsi, per esempio 3×2) chiamati *piastrelle* e controllare la matrice all'interno di ogni blocco; teniamo una seconda tabella di blocchi possibili, associate ad un enumeratore.

Se la matrice è molto ripetitiva, le piastrelle possibili da ricordare saranno poche e basterà utilizzare il numero associato alla piastrella per rappresentare l'intera matrice.

Il vettore b di n bit viene quindi diviso in blocchi della stessa lunghezza, chiamati *superblocchi*, di lunghezza $\log_2(n)^2$. Ogni superblocco viene diviso a sua volta in blocchi più piccoli, di lunghezza $0.5 \log_2(n)$.

A questo punto, per ogni superblocco i si memorizza un numero

$$S_i = \text{rank}(i[0])$$

Ci saranno quindi delle entry nella tabella dei rank che corrispondono alle posizioni $0, \log_2(n)^2, 2\log_2(n)^2$ e così via. Per ogni blocco l afferente al superblocco i si memorizza un numero

$$B_l = \mathbf{rank}(l[0]) - S_i$$

Quindi, gli S_i occupano spazio

$$\frac{n}{\log_2(n)^2} \underbrace{\log_2(n)}_{\text{spazio di un } S_i} = \frac{n}{\log_2(n)}$$

mentre i B_l occupano spazio

$$\frac{n}{\frac{1}{2}\log_2(n)} \underbrace{\log_2(\log(n)^2)}_{\text{al massimo}} = \frac{2n}{\log_2(n)} 2\log(\log(n))$$

Queste quantità sono $o(n)$.

Se si vuole conoscere il rango di uno specifico bit in un blocco bisogna recuperare S_i e B_i e calcolare il quale sia effettivamente il rango, che invece non è stato memorizzato. Il trucco è utilizzato in questo punto: siccome i blocchi sono di lunghezza $1/2\log_2(n)$, vi sono $2^{1/2\log_2(n)} = \sqrt{n}$ blocchi; possiamo quindi enumerarli e, per ogni possibile enumerazione, elencare quale sia il rango di ogni bit del blocco. Questa struttura occupa spazio

$$\sqrt{n} \text{ righe } \frac{1}{2}\log_2(n) \log_2\left(\frac{1}{2}\log(n)\right) \leq \sqrt{n} \log_2(n) \log_2(\log_2(n)) = o(n)$$

Complessivamente, quindi, tutte le tabelle necessario occupano un $D_n = o(n)$ bit. Quanto tempo impiega un'interrogazione $\mathbf{rank}_b(p)$?

ossia in tempo lineare, poiché si tratta di accedere a 3 tabelle; la struttura quindi occupa lo spazio di $n + o(n)$ bit, poiché è necessario mantenere b e risponde alle query in tempo $O(1)$. Rispetto alla nostra classificazione, questa struttura è succinta e ha la stessa efficienza della struttura na iva.

Struttura di Clarke per select

5.3 Strutture succinte per alberi binari

Un albero binario è l'insieme vuoto \emptyset o una coppia (L, R) di alberi binari. Per ora stiamo descrivendo alberi *vuoti*, ossia che non contengono dati: alternative sono gli alberi **ancillari**, i quali contengono dati solo nei nodi interni o solo nelle foglie.

Teorema 5.2. *Il numero di foglie in un albero binario è uguale al numero di nodi esterni più uno:*

$$\text{Leaves} = \text{Internal} + 1$$

Dimostrazione. Per induzione. Caso base: $\text{ext}(\emptyset) = 1$ e $\text{int}(\emptyset) = 0$. Passo induttivo: siano L, R due alberi binari. Allora

$$\text{ext}(L, R) = \text{ext}(L) + \text{ext}(R) = \text{int}(L) + 1 + \text{int}(R) + 1 = \text{int}(L, R) + 1$$

□

In particolare, chiameremo n il numero di nodi interni per un generico albero binario.

Corollario 5.3. *Ogni albero con n nodi interni ha in totale $2n + 1$ nodi.*

Teorema 5.4. *Il numero di alberi binari con n nodi interni è*

$$C_n = \frac{1}{n+1} \binom{2n}{n}$$

$$C_n = \frac{1}{n+1} \frac{(2n)!}{n!(n-n)!} = \frac{1}{n+1} \frac{(2n)!}{(n!)^2} \approx \frac{1}{n+1} \frac{\sqrt{4\pi n} \left(\frac{2n}{e}\right)^{2n}}{2\pi e \left(\frac{n}{e}\right)^{2n}} = \frac{1}{n+1} \frac{1}{\sqrt{\pi n}} 2^{2n} \approx \frac{4^n}{\sqrt{\pi n^3}}$$

(che può essere dimostrato asintoticamente corretto). Questo significa che

$$\log_2(C_n) = n \log_2(4) - \frac{1}{2} \log_2(\pi n^3) = 2n + O(\log_2(n))$$

Corollario 5.5. *Per memorizzare alberi binari con n nodi interni sono necessari*

$$Z_n = 2n + O(\log_2(n))$$

bit.

Numeriamo seguendo una visita in ampiezza un albero binario e creiamo un vettore di bit le cui entry sono $2n + 1$. Per ogni i del vettore binario si inserisce un 1 se i è il numero di un nodo interno, ottenendo quindi esattamente $n - 1$ 1 nel vettore. Si immagini di avere l'albero binario in cui vi è un nodo interno numerato P con due figli con numeri Q e $Q + 1$. Chiaramente si ha $Q = |\text{nodi di } T'| = 2|\text{nodi interni di } T'| + 1 = 2(|\text{nodi interni di } T'| < P) + 1 = 2(|\text{un identro il vettore } b \text{ di indice } p + 1 = 2\text{rank}_b(P) + 1$. Se invece è necessario anche risalire al genitore a partire dal figlio, allora il figlio di sinistra è $2\text{rank}_b(q) + 1 = P$, mentre il figlio di destra è $2\text{rank}_b(q) + 2 = P$, quindi

$$\begin{cases} \text{rank}_b(q) = \frac{P}{2} - \frac{1}{2} \\ \text{rank}_b(q) = \frac{P}{2} - 1 \end{cases} = \text{rank}_b(q) = \lfloor \frac{P}{2} - 12 \rfloor$$

$\text{select}(\text{rank}_b(q)) = \text{select}(\lfloor \frac{P}{2} - 12 \rfloor) \implies q = \text{select}(\lfloor \frac{P}{2} - 12 \rfloor)$ indipendentemente dal fatto che q sia figlio di destra o di sinistra.

Per rappresentare un albero con n nodi interni utilizziamo un vettore b che ha tanti bit quanti sono i nodi dell'albero, ossia $2n + 1$. Oltre a questo, si utilizza lo spazio utilizzato dalle strutture di rank e select, ossia

$$D_n = 2n + 1 + o(2n + 1) = 2n + 1 + o(n)$$

con un risultato per Z_n pari a $2n + O(\log_1(n))$, la differenza è

$$D_n - Z_n = o(n)$$

pertanto la struttura è succinta con accesso in tempo costante.

5.3.1 Alberi binari con dati

Se i dati si trovano su ogni tipo di nodo dell'albero (sia interni che esterni) i dati *ancillari* si possono mantenere in un ulteriore vettore della stessa lunghezza. Se, invece, i dati ancillari si trovano esclusivamente sui nodi interni, la situazione è leggermente più complicata: il vettore dei dati avrà lunghezza pari al numero di nodi interni: sarà quindi necessario ottenere il numero del nodo interno, utilizzando quindi una *select*. Alternativamente, se si vogliono salvare dati sulle foglie, si dovrà utilizzare una tecnica in grado di contare il rank per gli 0.

5.4 Rappresentazione di Elias-Fano di sequenze monotone

Una sequenza di interi

$$x_0, x_1, \dots, x_{n+1}$$

ordinati (ossia $i < j \implies x_i < x_j$) e tutti minori di un numero u chiamato *dimensione dell'universo* (ossia $\forall i, x_i < u$) richiede una primitiva che, presentato un indice i , restituisce l' i -esimo elemento della sequenza.

La rappresentazione di Elias-Fano $l = \max\{0, \lfloor \log_2 \frac{u}{n} \rfloor\}$ assumiamo $u \geq n$.

Le parti inferiori $l_i = x_i \bmod 2^l$ vengono memorizzati esplicitamente, utilizzando l bit per ciascuno. Ciò che rimane è la parte superiore, ossia $s_i = \lfloor \frac{x_i}{2^l} \rfloor$ e chiamiamo

$$u_i = \lfloor \frac{x_i}{2^l} \rfloor - \lfloor \frac{x_{i-1}}{2^l} \rfloor$$

assumendo $x_{-1} = 0$; questa sequenza di differenze viene memorizzata in unario, terminate dal bit 1: questa sequenza è salvata in un vettore u , sul quale viene costruita una struttura di rank e select.

Le due strutture, la lista di l e il vettore u , utilizzano il seguente spazio: l : $l n$ bit; u : $\sum_{i=0}^{n-1} (u_i + 1) = n + \sum_{i=0}^{n-1} u_i = n + \sum_{i=0}^{n-1} \lfloor \frac{x_i}{2^l} \rfloor - \lfloor \frac{x_{i-1}}{2^l} \rfloor$ che identifica una serie telescopica, nella quale rimarrà $u = n - \lfloor \frac{x_{n-1}}{2^l} \rfloor - \lfloor \frac{x_{-1}}{2^l} \rfloor \leq n + \frac{u}{2^l} = n + \frac{u}{2^{\lfloor \log_2(u/n) \rfloor}}$. Se u/n è una potenza di 2, allora $n + \frac{u}{(u/n)} = 2n$; altrimenti $\leq n + \frac{u}{2^{\log_2(u/n)-1}} = n + \frac{u}{2^{\log_2(u/n)-1/2}} = n + \frac{2n}{u/n} = 3n$. In tutto, quindi, si occupano $(l+2)n$ bit o $(l+3)n$ bit, a seconda che u/n sia potenza di 2.

$$\lceil l = \log_2(u/n) \rceil = \begin{cases} l & u/n \text{ è una potenza di 2} \\ l+1 & \end{cases}$$

concludiamo

$$D_n = (2 + \lceil \log_2(u/n) \rceil)$$

che però non tiene conto dello spazio occupato da rank e select.

Supponiamo di volere la posizione dell' i -esimo 1 in u :

$$\text{select}_u(i) = u_0 + u_1 \dots + u_{i-1} + i$$

Quindi $\text{select}_u(i) - i = \sum_{j=0}^{i-1} \lfloor \frac{x_j}{2^l} \rfloor - \lfloor \frac{x_{j-1}}{2^l} \rfloor = \lfloor \frac{x_i}{2^l} \rfloor$; di conseguenza $x_i = \lfloor \frac{x_i}{2^l} \rfloor 2^l + x_i \bmod 2^l = (\text{select}_u(i) - i) 2^l + l_i$. E, contando anche le strutture di rank e select,

$$D_n = (2 + \lceil \log_2(u/n) \rceil)n + o(n)$$

Lower bound per le strutture di Elias-Fano

Dobbiamo considerare tutte le sequenze monotone

$$0 \leq x_0 \leq \cdots \leq x_{n-1} \leq u$$

Quante sono, una volta fissati n e u ? Esse sono in biiezioni con i multinsiemi di cardinalità n sottoinsiemi di $\{0, 1, \dots, u-1\}$. Uno di questi multinsiemi si può vedere come

$$c_0, c_1, \dots, c_{u-1}$$

che si può vedere come il numero di occorrenze del valore $0, 1, \dots, u-1$ nel multinsieme, ossia il numero di soluzioni intere non negative dell'equazione $c_0 + c_1 + \dots + c_{u-1} = n$. Quante sono le soluzioni? Per farlo, si può utilizzare la tecnica *stars and bands*. Il numero di soluzioni è uguale al numero di stringhe costruite in tale modo. In quanti modi si possono disporre le n stelline e le $u-1$ barrette? Si hanno in totale $u+n-1$ caratteri; ossia $\binom{u+n-1}{u-1}$. Questo fornisce l'I.T.L.B: $Z_n = \log_2\left(\binom{u+n-1}{u-1}\right)$.

$$\begin{aligned} Z_n &= \log_2\left(\binom{u+n-1}{u-1}\right) \approx n \log_2\left(\frac{u+n-1}{u-1}\right) = n \log_2\left(\frac{u+n-1}{n}\right) = n \log(u/n(1 + n/u - 1/u)) \\ &= n \log(u/n) + \log(1 + n/u - 1/u) = Z_n \approx n \log(u/n) + n \ln(1 + n/u - 1/u) / \ln(2) = \\ &= n \log(u/n) + n(n/u - 1/n) / \ln 2 = n \log(u/n(1 + 1/n \ln 2)) - n/u \ln(\ln 2) \quad Z_n \approx n \log_2\left(\frac{u}{n}\right) \end{aligned}$$

numero di bit per elemento nel caso migliore:

$$\bar{Z}_n = \log(u/n)$$

$$\bar{D}_n = 2 + \lceil \log(u/n) \rceil + o(n)$$

$$\bar{Z}_n - \bar{D}_n = 2 + o(n) \implies \bar{D}_n = \bar{Z}_n + O(1)$$

rendendo la struttura *quasi*-implicita nel caso sparso; si può vedere che l'analisi funziona a patto che $n \leq \sqrt{u}$.

5.5 Struttura succinta per rappresentare strutture parentizzate ben formate

DI ogni parentesi lontana possiamo guardare dove si chiude: due parentesi lontane in un blocco si possono chiudere entrambe in un blocco più avanti; la prima viene chiamata *pioniera*. Essa è una parentesi lontana e

- è la prima del blocco oppure
- è la prima a chiudersi in un certo blocco

Per rappresentare la parola memorizziamo, oltre a w , un vettore p di n bit con 1 nelle posizioni delle pioniere. Inoltre, teniamo altri tre vettori: E , che per ogni blocco i da l'eccesso all'inizio del blocco i (quindi ha un elemento per ogni blocco); M , che per ogni blocco i mantiene la posizione della parentesi corrispondente all' i -esima pioniera e, infine, O per ogni blocco i mantiene la posizione della prima aperta a sinistra dell'inizio di i avente eccesso $x-1$, dove x è il minimo eccesso del blocco.

Lo spazio occupato da queste strutture è:

$$\begin{aligned} w & n \\ p & n + o(n) \\ E & k + \log_2(n) \\ O & k + \log_2(n) \\ M & \text{pioniere} \cdot \log_2(n) < (4k - 6) \log_2(n) < 4k \log_2(n) \end{aligned}$$

Teorema 5.6. *Se ci sono k blocchi, vi sono al massimo $2^k - 3$ coppie di pionieri.*

Dimostrazione. Costruiamo un grafo $G = (V, E)$ dove V sono i blocchi; esiste un arco tra un blocco x e y se e solo se x contiene una pioniera che ha in y la sua corrispondente. Dimostriamo per induzione su k : vi sono due casi.

- se l'insieme di blocchi è separabile, ossia esiste una posizione nella parola sulla quale “non passano archi”, la parola è scomponibile in due diverse parole ben formate; allora il numero di pionieri nella prima parte è $\text{pioniere}_1 \leq 2p - 3$ e il numero di pionieri nella seconda parte è $\text{pioniere}_2 \leq 2(k - p + 1) - 3$; allora $\text{pioniere} \leq 2p - 3 + 2k - 2p + 2 - 3 = 2k - 4$.
- se l'insieme di blocchi non è separabile, ossia la parola non è scomponibile in due parole diverse,

□

Sommando, lo spazio occupato è $2n + o(n) + 6k \log_2(n) = 2n + 6n + o(n) = 8n + o(n)$.

`findClosed`: trovata una parentesi i aperta, si vuole sapere dove si chiude.

- calcolare gli eccessi nel blocco di i con E (tempo logaritmico)
- se i è vicina, `find` completa. Altrimenti, $j = \text{rank}_p(i)$ è l'indice della pioniera che precede i ; si può usare $M[j] = i'$ per calcolare dove si chiude la pioniera che precede i . Si può ora ripetere 1 per il blocco di i' .

Se siamo in questo caso, anche le parentesi precedenti hanno

Per calcolare l'Information-theoretical lower bound sarà necessario passare attraverso alcuni isomorfismi interessanti. Siano quindi D_n l'insieme delle parole di Dyck di lunghezza n , B_n l'insieme degli alberi binari con n nodi interni e F_n l'insieme delle foreste ordinate con n nodi in tutto.

Una foresta ordinata è una sequenza ordinata (per numero di nodi) di alberi ordinati (corrispondenti ad alberi radicati).

$$\phi(<>) = \blacktriangledown$$

Sia $\psi : D_{2n} \rightarrow F_n$. Definiamo $\psi(\varepsilon) = <>$; $\psi(w_1 \cdots w_k) = < \psi(w_1), \dots, \psi(w_k) >$, $\psi((w)) = < \circ < \psi(w) >$. Sappiamo che $D_{2n} \cong F_n \cong B_n \implies |B_n| = C_n \rightarrow 2n + o(\log_2(n))$. Noi usiamo $8n + o(n)$, quindi la struttura è compatta.

5.6 Hash minimali perfetti

5.6.1 Funzioni di hash

Le funzioni di hash compaiono in molti contesti diversi: con ogni probabilità si sono discusse nel contesto delle *tabelle di hash*. Nel modo più generale, dato un universo U infinito o *molto grande* e un numero $m \in \mathbb{N}$, che è il *numero di bucket*, una funzione di hash è

$$h : U \rightarrow m$$

le funzioni di hash, se U è infinito, sono infinite; altrimenti, se U è finito, sono $m^{|U|}$. L'insieme di funzioni viene denominato $\mathcal{H}_{U,m}$. La funzione deve avere alcune proprietà: prendiamo come esempio proprio le tabelle di hash, utilizzate per memorizzare un sottoinsieme $S \subseteq U$, per esempio delle stringhe su un certo alfabeto $\Sigma = \{a, b, c, d\}$. Fissato un $m \in \mathbb{N}$, la funzione è

$$h : \Sigma^* \rightsquigarrow m$$

vedendo i simboli in Σ come un'enumerazione $a = 0, b = 1, \dots$, una funzione di hash potrebbe semplicemente sommare i simboli di una stringa e operarne il modulo in m . Inizialmente, la tabella che vogliamo creare è vuota: quando si vuole inserire $s = \text{"foo"}$ si calcola $h(\text{"foo"}) = h_1$; la tabella $M[h_1]$ conterrà quindi una reference alla stringa "foo" . Chiaramente possono accadere dei conflitti, ossia due stringhe s_1 e s_2 tali che $h(s_1) = h(s_2)$; per ovviare a questo problema si descrive M come una mappa di liste, ossia $M[h(s_1)] = [s_1] \mid - > [s_2] \mid - > \dots$. La tabella M funziona con qualsiasi funzione di hash h (anche $h(\dots) = 0$), ma l'efficienza di M cambia al suo variare, fino al denegenerare in una lista. Per far funzionare *bene* M deve essere

- h sia veloce da calcolare
- h divide l'universo U in *buckets* in modo tale che le controimmagini siano più o meno grandi uguali.

Faremo alcune assunzioni:

1. (*full randomness assumption*) possiamo estrarre uniformemente una funzione h dall'insieme $\mathcal{H}_{U,m}$, e
2. h sia calcolabile in tempo e spazio costante, inoltre occupa spazio costante in termini di codice (non usa array arbitrariamente grandi, ...). Questa assunzione è normalmente inattuabile: si pensi al caso in cui $U = \Sigma^*$.

Si consideri $U = \Sigma^{\leq k}$. Vogliamo scrivere delle funzioni $h : U \rightarrow m$; ci prepariamo un array chiamato *array dei pesi* contenente k valori, inizializzandolo a valori pseudocasuali nell'insieme $\{0, \dots, m-1\}$. Quando si vuole calcolare l'hash di una stringa $s = \text{"foo"}$ si considera il valore di ogni lettera della stringa e si moltiplicano per i pesi di quel valore. Si sommano i risultati e si computa il modulo m .

5.6.2 Relazione con i grafi

Sequenza di peeling di un grafo

Si supponga di avere un grafo $G = (V, E)$ non orientato. Una **sequenza di peeling** è una sequenza di coppie di archi e vertici in cui appaiono tutti i lati e uno dei due vertici incidenti a tale

lato. Ogni vertice che appare è chiamato *hinge* della sequenza. La sequenza deve essere tale per cui nessun vertice hinge x_i è apparso nei lati che precedono i .

Non tutti i grafi ammettono una sequenza di peeling.

Teorema 5.7. *Un grafo G ammette una sequenza di peeling se e solo se è aciclico.*

Dimostrazione. \implies Per assurdo, si supponga che $\langle \{e_0, x_0\}, \dots, \{e_{m-1}, x_{m-1}\} \rangle$ sia una sequenza di peeling e che esista un ciclo sui vertici y_1, y_2, \dots, y_k e i relativi lati $\{y_1, y_2\}, \dots, \{y_{k-1}, y_k\}$. Sia \bar{i} l'indice massimo della sequenza del ciclo. Inserendo tutti i lati del ciclo nella sequenza, quando si arriva ad inserire l'ultimo lato del ciclo, non ci sarà modo di scegliere un nodo che ancora non appare nella sequenza. \Leftarrow Per induzione su $|E|$. Omessa. \square

Ipergrafi

Vorremo generalizzare questa nozione agli ipergrafi. Un r -ipergrafo è $G = (V, E)$ di vertici e *iperlati* dove ogni lato è un insieme di r vertici, ossia $E \subseteq \binom{V}{r}$. Non esiste una nozione di aciclicità per ipergrafi, mentre esiste una nozione di sequenza di peeling; per questo motivo non si generalizza la nozione di aciclicità bensì quella di sequenza di peeling.

Il nostro obiettivo è memorizzare funzioni statiche. Dato un universo U , un sottoinsieme fissato $X \subseteq U$ e $r \in \mathbb{N}$ vogliamo memorizzare

$$f : X \rightarrow 2^r$$

Di nuovo, si immagini $U = \Sigma = \text{ASCII}$.

Vogliamo ricavare una struttura dati D tale che "PaoloBoldi" \mapsto 00111 e così via.

Chiaramente sarà possibile fornire anche input non elencati nella tabella che vogliamo memorizzare: il comportamento inteso per questi casi è irrilevante.

5.6.3 Tecnica MWHC (Majewski, Worwald, Havas, Czech)

Si fissa un m intero e si scelgono uniformemente due funzioni

$$h_1, h_2 : U \rightarrow m$$

Costruiamo un grafo i cui vertici sono i numeri $0, \dots, m-1$; i lati corrispondono agli elementi dell'insieme X con l'idea che ai lati corrispondono $\{h_1(x), h_2(x)\}$. Non vogliamo generare cappi: in caso accada, si generano due nuove funzioni di hash. Inoltre, non deve corrispondere lo stesso lato a due chiavi diverse: anche in questo caso si generano due nuove funzioni di hash. Inoltre, vogliamo che G sia aciclico.

Sui lati che sono comparsi scriviamo i valori desiderati. Trasformeremo ora il grafo in un sistema di equazioni: ogni vertice è una variabile w_0, w_1, \dots, w_{m-1} e ad ogni lato corrisponde l'equazione

$$\forall x \in X \quad w_{h_1(x)} + w_{h_2(x)} \bmod 2^r = f(x)$$

Se il grafo è aciclico (che è un'assunzione) il sistema è risolvibile, utilizzando una sequenza di peeling.

APPENDICE A

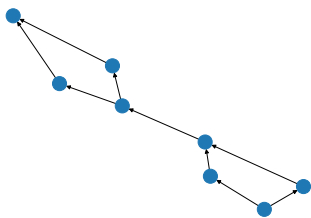
Laboratorio 1: Cammini disgiunti tramite algoritmo basato su pricing

```
1 import networkx as nx
2 import math
3 from networkx.algorithms.shortest_paths.weighted import dijkstra_path
```

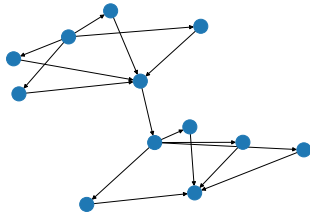
Definiamo una funzione per generare grafi in una forma precisa, ossia a *doppio ventaglio*:

```
1 def doubleFan(k):
2     G = nx.DiGraph()
3     G.add_nodes_from(['s', 't', 'x', 'y'])
4     G.add_nodes_from(['a' + str(i) for i in range(k)])
5     G.add_nodes_from(['b' + str(i) for i in range(k)])
6     G.add_edges_from(['s', 'a' + str(i) for i in range(k)])
7     G.add_edges_from(['a' + str(i), 'x' for i in range(k)])
8     G.add_edges_from(['y', 'b' + str(i) for i in range(k)])
9     G.add_edges_from(['b' + str(i), 't' for i in range(k)])
10    G.add_edge('x', 'y')
11    return G
```

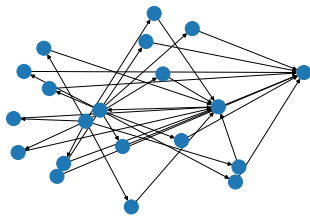
```
1 nx.draw(doubleFan(2))
```



```
1 nx.draw(doubleFan(4))
```



```
1 nx.draw(doubleFan(8))
```



Definiamo, quindi, una funzione che implementa PRICEDISJOINTPATHS:

```
1 def greedyDisjointPaths(G_original, sourceTargetPairs, c = 1):
2     G = G_original.copy()
3     result = []
4     beta = math.pow(G.number_of_edges(), 1 / (c + 1))
5     # Set all lengths to 1 and all congestion to 0
6     for u,v,d in G.edges(data = True):
7         d['length'] = 1
8         d['congestion'] = 0
9     # Main cycle
10    while True:
11        minPath = None
12        for pairIndex in range(len(sourceTargetPairs)):
13            try:
14                source = sourceTargetPairs[pairIndex][0]
15                target = sourceTargetPairs[pairIndex][1]
16                path = dijkstra_path(G, source, target, 'length')
17            except:
18                pass
19            else:
20                pathLength = 0
21                for i in range(len(path) - 1):
22                    pathLength += G[path[i]][path[i+1]]['length']
23                if minPath == None or pathLength < minPathLength:
24                    minPath = path
25                    minPathLength = pathLength
26                    minPathIndex = pairIndex
27        if minPath == None:
28            break
29        result.append(minPath)
30        sourceTargetPairs.pop(minPathIndex)
31        for i in range(len(path) - 1):
```



```

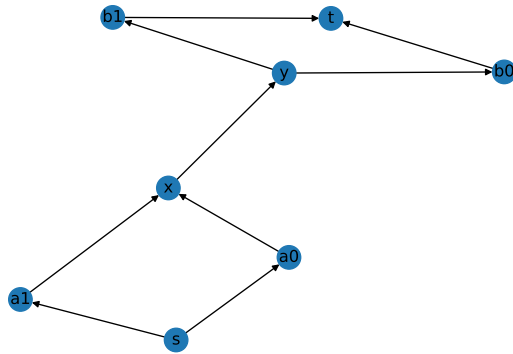
32         x1 = path[i]
33         x2 = path[i+1]
34         G[x1][x2]['length'] *= beta
35         G[x1][x2]['congestion'] += 1
36         if G[x1][x2]['congestion'] == c:
37             G.remove_edge(x1, x2)
38     return result

```

```

1 g = doubleFan(2)
2 nx.draw(g, with_labels = True)

```



```

1 greedyDisjointPaths(g, [('s', 't')]*11, c = 10)

```

```

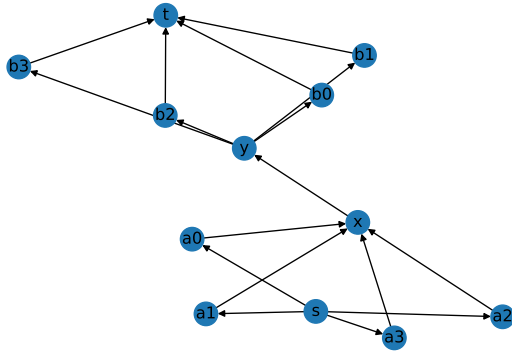
[['s', 'a0', 'x', 'y', 'b0', 't'],
 ['s', 'a1', 'x', 'y', 'b1', 't'],
 ['s', 'a0', 'x', 'y', 'b0', 't'],
 ['s', 'a1', 'x', 'y', 'b1', 't'],
 ['s', 'a0', 'x', 'y', 'b0', 't'],
 ['s', 'a1', 'x', 'y', 'b1', 't'],
 ['s', 'a0', 'x', 'y', 'b0', 't'],
 ['s', 'a1', 'x', 'y', 'b1', 't'],
 ['s', 'a0', 'x', 'y', 'b0', 't'],
 ['s', 'a1', 'x', 'y', 'b1', 't']]

```

```

1 g = doubleFan(4)
2 nx.draw(g, with_labels = True)

```



```
1 greedyDisjointPaths(g, [('s', 't')]*11, c = 10)
```

```
[['s', 'a0', 'x', 'y', 'b0', 't'],
 ['s', 'a1', 'x', 'y', 'b1', 't'],
 ['s', 'a2', 'x', 'y', 'b2', 't'],
 ['s', 'a3', 'x', 'y', 'b3', 't'],
 ['s', 'a0', 'x', 'y', 'b0', 't'],
 ['s', 'a1', 'x', 'y', 'b1', 't'],
 ['s', 'a2', 'x', 'y', 'b2', 't'],
 ['s', 'a3', 'x', 'y', 'b3', 't'],
 ['s', 'a0', 'x', 'y', 'b0', 't'],
 ['s', 'a1', 'x', 'y', 'b1', 't']]
```

APPENDICE B

Laboratorio 2: il problema dello zaino

```
1 import numpy as np
2 import random
```

Definiamo una funzione helper per creare istanze arbitrarie del problema:

```
1 # n is the number of objects to generate
2 # maxv is the maximum value
3 def generateInstance(n, maxv = 100):
4     w = random.sample(range(1, maxv), n)
5     v = random.sample(range(1, maxv), n)
6     wBound = max(int(random.random() * maxv), max(w))
7     return (list(zip(w, v)), wBound)
```

Definiamo quindi il primo metodo basato sulla matrice dei valori *vOPT*.

```
1 # wv is a list of pairs (w,v)
2 # wBound is the capacity of the knapsack
3 # returns a pair (I, v) where v is the optimal value of a solution
4 # and I is the solution (set of indices)
5 def knapsackVopt(wv, wBound):
6     n = len(wv)
7     vOpt = np.zeros((n + 1, wBound + 1), int)
8     for i in range(1, n + 1):
9         vOpt[i][0] = 0
10        for w in range(1, wBound + 1):
11            currentItemWv = wv[i-1]
12            currentW = currentItemWv[0]
13            currentV = currentItemWv[1]
14            if w >= currentW:
15                vOpt[i][w] = max(vOpt[i-1][w], vOpt[i-1][w-currentW]+currentV)
16            else:
17                vOpt[i][w] = vOpt[i-1][w]
18        I = []
19        i = n
20        w = wBound
```

```

21 while i > 0:
22     if vOpt[i-1,w] != vOpt[i, w]:
23         I.append(i-1)
24         w -= wv[i-1][0]
25     i -= 1
26 return (I,vOpt[n][wBound])

```

```

1 a = generateInstance(5, 10)
2 print(a)
3 print(knapsackVopt(*a))

```

```

| [(3, 4), (9, 8), (4, 9), (2, 6), (1, 3)], 9)
| ([3, 2, 0], 19)

```

Definiamo il secondo metodo, basato sulla matrice di pesi w_{OPT} .

```

1 # wv is a list of pairs (w,v)
2 # wBound is the capacity of the knapsack
3 # returns a pair (I, v) where v is the optimal value of a solution
4 # and I is the solution (set of indices)
5 def knapsackWopt(wv, wBound):
6     n = len(wv)
7     v = [wv[i][1] for i in range(n)]
8     w = [wv[i][0] for i in range(n)]
9     vMax = max(v)
10    nvMax = n * vMax
11    # Dynamic programming matrix
12    wOpt = np.zeros((n + 1, nvMax + 1))
13    print("Dimensione tabella: ", wOpt.nbytes)
14    # Initialization
15    for a in range(1, nvMax + 1):
16        wOpt[0][a] = float('inf')
17    # Filling
18    for i in range(1, n + 1):
19        wOpt[i][0] = 0
20        for a in range(1, nvMax + 1):
21            wOpt[i][a] = min(
22                wOpt[i - 1][a],
23                wOpt[i - 1][max(a - v[i - 1], 0)] + w[i - 1])
24    # Find the solution value a (on the last row)
25    for a in range(nvMax, 0, -1):
26        if wOpt[n][a] <= wBound:
27            break
28    # Reconstruct the solution
29    finalV = a
30    I = []
31    i = n
32    b = a
33    while i > 0:

```

```

34         if wOpt[i-1][b] != wOpt[i][b]:
35             I.append(i-1)
36             b -= v[i-1]
37         i -= 1
38     return (I, finalV)

```

L'algoritmo **FPTAS** utilizza proprio quest'ultimo algoritmo appena definito:

```

1 from math import ceil
2 def knapsackFPTAS(wv, wBound, epsilon):
3     n = len(wv)
4     v = [wv[i][1] for i in range(n)]
5     w = [wv[i][0] for i in range(n)]
6     vMax = max(v)
7     theta = max(epsilon * vMax / (2 * n), 1.0)
8     vHat = [int(ceil(v[i] / theta)) for i in range(n)]
9     print("Prima dell'arrotondamento: ", wv, wBound)
10    print("Dopo l'arrotondamento: ", list(zip(w, vHat)), wBound)
11    I, opt = knapsackWopt(list(zip(w, vHat)), wBound)
12    vOpt = sum([v[i] for i in I])
13    return I, vOpt

```

```

1 a = generateInstance(15, 10000)
2 Iexact, vexact = knapsackWopt(*a)
3 I, v = knapsackFPTAS(*a, 0.3)
4 print(Iexact, vexact)
5 print(I, v)

```

```

Dimensione tabella: 17850368
Prima dell'arrotondamento: [(1042, 3555), (9804, 9297), (376, 2780),
(2421, 277), (6697, 5289), (1202, 4197), (7569, 1164), (1896, 1082),
(1183, 7622), (1546, 1473), (7089, 6509), (3244, 4382), (8391, 1358),
(1373, 7811), (1454, 8170)] 9804
Dopo l'arrotondamento: [(1042, 39), (9804, 100), (376, 30), (2421,
3), (6697, 57), (1202, 46), (7569, 13), (1896, 12), (1183, 82), (1546,
16), (7089, 71), (3244, 48), (8391, 15), (1373, 85), (1454, 88)] 9804
Dimensione tabella: 192128
[14, 13, 11, 8, 5, 0] 35737
[14, 13, 11, 8, 5, 0] 35737

```


Bibliografia

- [AB08] Scott Aaronson and Chris Bourke. The complexity zoo, 2008. [Online; accessed 2022-01-24].
- [AB09] S. Arora and B. Barak. *Computational Complexity: A Modern Approach*. Cambridge University Press, 2009.
- [HU79] John E. Hopcroft and Jeffrey D. Ullman. *Introduction to Automata Theory, Languages and Computation*. Addison-Wesley, 1979.
- [KMA82] Assaf J. Kfoury, Robert N. Moll, and Michael A. Arbib. *A Programming Approach to Computability*. Texts and Monographs in Computer Science. Springer, 1982.
- [Sak09] Jacques Sakarovitch. *Elements of Automata Theory*. Cambridge University Press, 2009.