

Complementi di Algoritmi

Massimo Perego

Indice

| | | |
|----------|--|-----------|
| 1 | Complessità Computazionale | 2 |
| 1.1 | Riducibilità polinomiale tra problemi di decisione | 2 |
| 1.2 | Classi \mathcal{P} e \mathcal{NP} | 7 |
| 1.3 | Problemi \mathcal{NP} -completi | 8 |
| 2 | Algoritmi Probabilistici | 14 |
| 2.1 | Algoritmi Montecarlo e Las Vegas | 14 |
| 2.2 | Classi di complessità probabilistiche | 19 |
| 2.3 | Estrattore di von Neumann | 23 |
| 2.4 | Il problema del Coupon Collector | 24 |
| 2.5 | Reservoir Sampling | 26 |
| 2.6 | Algoritmo di Karger per il taglio minimo | 28 |

Capitolo 1

Complessità Computazionale

1.1 Riducibilità polinomiale tra problemi di decisione

Un **problema di decisione** X su $\{0, 1\}$ è una coppia (\mathcal{I}, q) dove

- $\mathcal{I} \subseteq \{0, 1\}^*$ è l'insieme delle descrizioni (come stringhe binarie) delle **istanze valide del problema**
- $q : \mathcal{I} \rightarrow \{0, 1\}$ è la **funzione di decisione**, che associa ogni istanza $I \in \mathcal{I}$ al suo valore, ovvero $q(I) = 1$ se positiva o $q(I) = 0$ se negativa

Un algoritmo A risolve un problema $X = (\mathcal{I}, q)$ se restituisce il valore corretto della funzione q su ogni istanza $I \in \mathcal{I}$.

Indichiamo con $|I|$ la **lunghezza della codifica** in bit di un'istanza $I \in \mathcal{I}$. In genere, non specifichiamo il modo con il quale un'istanza viene rappresentata come una stringa di bit, ma resta inteso che le istanze vengano rappresentate secondo rappresentazioni “ragionevoli” (e.g. lista di adiacenza per un grafo).

Se A è un algoritmo che risolve il problema $X = (\mathcal{I}, q)$, indichiamo con $T_A(I)$ il tempo di calcolo di A quando l'input è $I \in \mathcal{I}$. Definiamo ora

$$T_A(n) = \max \{T_A(I) \mid |I| \leq n\}$$

ovvero il massimo dei tempi di calcolo per istanze $I \in \mathcal{I}$ di lunghezza al più n . Diciamo che A risolve X in tempo polinomiale se esiste un intero k tale che $T_A(n) = \mathcal{O}(n^k)$.

Un algoritmo ha accesso a un **oracolo** per un problema $X = (\mathcal{I}, q)$ quando può ottenere in tempo unitario il valore $q(I)$ per istanze arbitrarie $I \in \mathcal{I}$.

Un problema Y è **polinomialmente riducibile** a un altro problema X , denotato con $Y \preceq_p X$ quando

1. Esiste un algoritmo che risolve Y in tempo polinomiale con accesso a un oracolo per X
2. L'oracolo viene interrogato una sola volta e l'algoritmo termina fornendo la risposta dell'oracolo

Questa nozione di riducibilità polinomiale è anche nota come riducibilità secondo Karp. Esiste anche una nozione più generale, nota come riducibilità secondo Turing, dove l'algoritmo può accedere all'oracolo un numero polinomiale di volte.

Equivalentemente, la riducibilità polinomiale (secondo Karp) può essere vista come “l'input di Y può essere trasformato in tempo polinomiale in input di X ” (per poi risolvere il problema in tempo unitario grazie all'oracolo, coincide con la prima definizione).

Se $Y \preceq_p X$ ed esiste un algoritmo che risolve X in tempo polinomiale, allora esiste un algoritmo che risolve Y in tempo polinomiale (la polinomialità è robusta rispetto alla composizione). Viceversa, se $Y \preceq_p X$ e non esiste un algoritmo che risolve Y in tempo polinomiale, allora non esiste un algoritmo che risolve X in tempo polinomiale. Intuitivamente, $Y \preceq_p X$ significa che il problema Y non è *più difficile* del problema X . Se $X \preceq_p Y$ e $Y \preceq_p X$, ovvero X e Y sono polinomialmente riducibili l'uno con l'altro, allora scriviamo $X \equiv_p Y$.

Sia $G = (V, E)$ un grafo semplice (non diretto, non pesato, senza loop e archi multipli). Un **insieme indipendente** (independent set) in G è un sottoinsieme $S \subseteq V$ di vertici non adiacenti, ovvero $\forall i, j \in S, (i, j) \notin E$. Una **copertura** (vertex cover) di G è un sottoinsieme $S' \subseteq V$ di vertici tali che ogni arco di G ha almeno un estremo in S' , ovvero $\forall (i, j) \in E$ esiste $k \in S'$ tale che $k = i$ o $k = j$.

Fatto 1.1.1. Sia $G = (V, E)$ un grafo semplice. Allora S è un insieme indipendente se e solo se $S' = V \setminus S$ è una copertura.

Dimostrazione. Sia S un insieme indipendente e sia $S' = V \setminus S$. Allora dato un qualsiasi $(i, j) \in E$, deve valere $i \notin S$ oppure $j \notin S$. Quindi $i \in S'$ oppure $j \in S'$, da cui ne segue che S' è una copertura di G .

Viceversa, sia S' una copertura di G e $S = V \setminus S'$. Allora dati $i, j \in S$ arbitrari $(i, j) \notin E$, altrimenti allora S' non sarebbe una copertura; da questo otteniamo che S è un independent set. \square

Sia *Independent Set* il problema di decisione le cui istanze sono coppie $I = (G, k)$ dove G è un grafo semplice e k è un intero. La funzione di decisione q_{IS} è tale che $q_{IS}(I) = 1$ se e solo se G contiene un insieme indipendente di taglia almeno k . Le istanze del problema **Vertex Cover** sono le stesse di Independent Set, ma la funzione di decisione q_{VC} è tale che $q_{VC}(I) = 1$ se e solo se G contiene una copertura di taglia al più k . Conseguenza immediata del Fatto 1.1.1 è che Independent Set e Vertex Cover sono polinomialmente riducibili l'uno con l'altro.

Corollario 1.1.1. *Independent Set \equiv_p Vertex Cover*

La relazione \equiv_p gode di transitività.

Fatto 1.1.2. *Se $Z \preceq_p Y$ e $Y \preceq_p X$, allora $Z \preceq_p X$.*

Dimostrazione. Dato un oracolo per X possiamo risolvere un'istanza di Z nel modo seguente: eseguiamo l'algoritmo per risolvere Z usando l'oracolo per Y , ma ogni volta che dovrebbe essere invocato l'oracolo di Y , questo viene simulato eseguendo l'algoritmo per risolvere Y , il quale usa l'oracolo per X . \square

Introduciamo ora il problema di decisione **Set Cover**: le istanze sono della forma $I = (U, \mathcal{S}, k)$ dove U è un insieme finito, $\mathcal{S} \equiv \{S_1, \dots, S_m\}$ è una collezione di sottoinsiemi di U e k è un intero. Allora $q_{SC}(I) = 1$ se e solo se esistono al più k sottoinsiemi in \mathcal{S} tali che la loro unione sia tutto U .

Fatto 1.1.3. *Vertex Cover \preceq_p Set Cover*

Dimostrazione. Supponiamo di avere un oracolo per Set Cover e definiamo un algoritmo polinomiale per Vertex Cover.

Data un'istanza $I = (G, k)$ di Vertex Cover con $G = (V, E)$ costruiamo un'istanza I' di Set Cover dove $U \equiv E$ e $\mathcal{S} \equiv \{S_i \mid i \in V\}$ dove S_i è l'insieme degli archi di G incidenti su i (ottenibile in tempo lineare partendo dalla descrizione di G). Quindi ogni $u \in U$ è contenuto in esattamente due elementi di \mathcal{S} .

Verifichiamo ora che U è l'unione di al più k insiemi $S_1, \dots, S_{|V|}$ se e solo se G ha una copertura con vertici di taglia al più k .

Supponiamo che l'unione di S_{i_1}, \dots, S_{i_r} sia U , con $r \leq k$. Allora, ogni arco in G è incidente a uno dei vertici i_1, \dots, i_r . Quindi $\{i_1, \dots, i_r\}$ è una copertura con vertici di taglia al più k . Viceversa, se $\{i_1, \dots, i_r\}$ è una copertura con vertici di taglia al più k allora la gli insiemi corrispondenti S_{i_1}, \dots, S_{i_r} hanno U come unione.

Quindi possiamo definire un algoritmo che implementa la funzione di decisione q_{VC} per Vertex Cover nel modo seguente: data un'istanza di I Vertex Cover, l'algoritmo costruisce in tempo polinomiale un'istanza I' di Set Cover nel modo descritto sopra. Quindi chiama l'oracolo un'unica volta per ottenere $q_{SC}(I')$ che viene restituita in output. \square

Così come possiamo vedere Set Cover come una generalizzazione di Vertex Cover, introduciamo ora Set Packing come generalizzazione di Independent Set. Le istanze di **Set Packing** sono le stesse di Set Cover, ovvero $I = (U, \mathcal{S}, k)$ dove U è un insieme finito, $\mathcal{S} \equiv \{S_1, \dots, S_m\}$ è una collezione di sottoinsiemi di U e k è un intero. la funzione di decisione q_{SP} è tale che $q_{SP} = 1$ se e solo se esistono almeno k sottoinsiemi in \mathcal{S} i quali sono a due a due disgiunti. Anche se Set Packing è apparentemente più generale di Independent Set, si può dimostrare che i due problemi sono equivalenti.

Fatto 1.1.4. *Independent Set \equiv_p Set Packing.*

Dimostrazione. Data un'istanza $\mathcal{S} \equiv \{S_1, \dots, S_m\}$ di Set Packing costruiamo in tempo polinomiale un grafo $G = (V, E)$ dove $V \equiv \{v_S \mid S \in \mathcal{S}\}$ e $(v_S, v_T) \in E$ se e solo se $S \cap T \neq \emptyset$. Allora ogni insieme indipendente in G corrisponde a un packing della stessa taglia.

Viceversa, dato un grafo $G = (V, E)$ possiamo costruire in tempo polinomiale la collezione $\mathcal{S} \equiv \{S_i \mid i \in V\}$ dove S_i è l'insieme degli archi di G incidenti su i . Allora ogni packing in \mathcal{S} corrisponde a un insieme indipendente in G della stessa taglia. \square

In molte discipline bisogna spesso risolvere problemi di ottimizzazione combinatoria vincolata. In questi problemi si cerca un assegnamento di valori per un insieme di variabili discrete in modo da soddisfare un dato insieme di vincoli. In astratto, problemi di questo tipo sono formulati come problemi di soddisfacibilità su variabili booleane.

Sia \mathcal{X} un insieme di variabili booleane x_1, \dots, x_n . Un assegnamento di valori di verità a \mathcal{X} è una funzione $\pi : \mathcal{X} \rightarrow \{0, 1\}$. Un letterale ℓ_i è la variabile x_i o la sua negazione \bar{x}_i . Una clausola $C = \ell_{i_1} \vee \dots \vee \ell_{i_k}$ è una disgiunzione di letterali. Un assegnamento π soddisfa una clausola C se e solo se c'è almeno un letterale della forma $\ell_i = x_i$ e $\pi(x_i) = 1$ oppure $\ell_j = \bar{x}_j$ e $\pi(x_j) = 0$.

Sia **SAT** il problema di decisione le cui istanze I sono insiemi di clausole \mathcal{C} su un insieme \mathcal{X} di variabili booleane. Allora $q(I) = 1$ se e solo se esiste un assegnamento $\pi : \mathcal{X} \rightarrow \{0, 1\}$ tale che soddisfi tutte le clausole in \mathcal{C} .

Una versione ridotta di SAT è **3-SAT**, le cui istanze sono insiemi di clausole ciascuna contenente esattamente 3 letterali. Esempio di istanza di 3-SAT:

- $\mathcal{X} \equiv \{x_1, x_2, x_3, x_4\}$
- $\mathcal{C} \equiv \{(\bar{x}_1 \vee x_2 \vee \bar{x}_3), (\bar{x}_2 \vee x_3 \vee x_4), (x_1 \vee x_2 \vee \bar{x}_4)\}$

Un assegnamento che soddisfa tutte le clausole è $\pi(x_i) = 0$ per $i = 1, \dots, 4$.

Teorema 1.1.1. *3-SAT \preceq_p Independent Set.*

Dimostrazione. Una definizione equivalente di 3-SAT: \mathcal{C} è soddisfacibile se e solo se è possibile scegliere esattamente un letterale in ciascuna clausola in modo tale che tra i letterali scelti non compaiano simultaneamente x_i e \bar{x}_i per nessuna delle variabili $x_i \in \mathcal{X}$.

Data un'istanza $I = \mathcal{C}$ di 3-SAT, costruiamo un'istanza $I' = (G, |\mathcal{C}|)$ di Independent Set tale che $q_{3SAT}(I) = q_{IS}(I')$. Sia $k = |\mathcal{C}|$. Il grafo $G = (V, E)$ ha $3k$ vertici, uno per ogni letterale in \mathcal{C} . I tre vertici corrispondenti ai letterali di ciascuna clausola formano una clique. Inoltre, per ogni $x_i \in \mathcal{X}$, se x_i e \bar{x}_i sono letterali in clausole distinte allora c'è un arco in G fra i vertici corrispondenti. Si noti che possiamo costruire G a partire da \mathcal{C} in tempo polinomiale rispetto a $|\mathcal{C}|$.

Per costruzione di G , l'unico modo per ottenere un insieme indipendente di taglia k nel grafo G è quello di scegliere un nodo in ciascuna delle k clique in modo che non ci siano archi fra il nodo scelto in una clique e nodi scelti

appartenenti a un'altra clique. Per costruzione, questo avviene se e solo se è possibile scegliere esattamente un letterale in ciascuna clausola in modo tale che tra i letterali scelti non compaiano simultaneamente x_i e \bar{x}_i per nessuna delle variabili $x_i \in \mathcal{X}$.

Possiamo quindi costruire un algoritmo che risolve 3-SAT in tempo polinomiale usando un oracolo per Independent Set: l'algoritmo riceve un'istanza I di 3-SAT, costruisce l'istanza corrispondente I' di Independent Set e accede all'oracolo ottenendo $q_{IS}(I')$, per poi restituire $q_{IS}(I')$. \square

1.2 Classi \mathcal{P} e \mathcal{NP}

Sia \mathcal{P} la classe dei problemi di decisione X risolvibili in tempo polinomiale. Ovvero, per ogni problema $X \in \mathcal{P}$ esiste un algoritmo che lo risolve in tempo polinomiale nella lunghezza delle istanze.

La funzione di decisione q di un problema X caratterizza una determinata proprietà delle sue istanze (per esempio, quei grafi che contengono un insieme indipendente abbastanza grande). Un **certificatore polinomiale** per X è un algoritmo $B : \mathcal{I} \times \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}$ tale che

1. Esiste un polinomio $p(\cdot)$ tale che, per ogni istanza $I \in \mathcal{I}$, $q(I) = 1$ se e solo se esiste una stringa $z \in \{0, 1\}^{p(|I|)}$ tale che $B(I, z) = 1$
2. B termina in tempo polinomiale in $|I|$ e $|z|$

Possiamo pensare alla stringa z come un certificato del fatto che $q(I) = 1$. Per esempio, nel problema Independent Set la stringa z denota il sottoinsieme di vertici che costituisce un insieme indipendente di cardinalità almeno k . Nel problema SAT, la stringa z denota un assegnamento che soddisfa tutte le clausole.

L'accesso a un certificatore polinomiale permette di verificare rapidamente se una stringa z è un certificato valido per un'istanza I di un problema. D'altra parte, se volessimo usare il certificatore per trovare un certificato qualora esso esista, ovvero stabilire il valore di $q(I)$, saremmo obbligati a eseguire $B(I, z)$ esaustivamente su tutte le $2^{p(|I|)}$ stringhe z tali che $|z| \leq p(|I|)$.

Introduciamo ora la classe \mathcal{NP} di problemi di decisione X che posseggono un certificatore polinomiale. Si noti che $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP}$. Infatti, se $X \in \mathcal{P}$ allora esiste un algoritmo che calcola la funzione di decisione q in tempo polinomiale in $|I|$. Possiamo usare questo algoritmo per implementare un

certificatore polinomiale B come segue: dati $I, z \in \mathcal{I} \times \{0, 1\}^*$, B restituisce $q(I)$ ignorando z .

Quindi se $q(I) = 1$, abbiamo che $B(I, z) = 1$ per ogni $z \in \{0, 1\}^*$ (in particolare per z limitati in lunghezza da un polinomio in $|I|$). Invece, se $q(I) = 0$, allora $B(I, z) = 0$ per ogni $z \in \{0, 1\}^*$.

Anche se risolvere un'istanza di un problema in \mathcal{P} non significa necessariamente trovare un certificato z , possiamo comunque interpretare \mathcal{NP} come la classe che contiene quei problemi la cui soluzione (o certificato) è *verificabile* in tempo polinomiale, in contrasto con i problemi in \mathcal{P} , i quali problemi sono *risolvibili* in tempo polinomiale. $\mathcal{P} \equiv \mathcal{NP}$ è un problema aperto.

1.3 Problemi \mathcal{NP} -completi

Un problema di decisione X è \mathcal{NP} -completo se $x \in \mathcal{NP}$ e per qualunque $Y \in \mathcal{NP}$ vale $Y \preceq_p X$. Intuitivamente, i problemi di decisione \mathcal{NP} -completi sono i “più difficili” in \mathcal{NP} , infatti vale il seguente.

Fatto 1.3.1. *Sia X un qualunque problema \mathcal{NP} -completo. Allora $X \in \mathcal{P}$ se e solo $\mathcal{P} \equiv \mathcal{NP}$.*

Dimostrazione. Se $\mathcal{P} \equiv \mathcal{NP}$ allora $X \in \mathcal{P}$. D'altra parte, se X è \mathcal{NP} -completo, allora dato un qualunque $Y \in \mathcal{NP}$ vale $Y \preceq_p X$. Per ipotesi, X è risolvibile in tempo polinomiale, di conseguenza lo è Y , quindi $Y \in \mathcal{P}$, da cui otteniamo $\mathcal{NP} \subseteq \mathcal{P}$. Abbiamo già dimostrato come $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP}$, quindi $\mathcal{P} \equiv \mathcal{NP}$. \square

Non è chiaro che esistano problemi \mathcal{NP} -completi. Potrebbero esserci due problemi $X', X'' \in \mathcal{NP}$ tali che non esiste nessun altro $X \in \mathcal{NP}$ tale che $X' \preceq_p X$ e $X'' \preceq_p X$. Oppure, potrebbe esserci una sequenza infinita di problemi in \mathcal{NP} del tipo $X_1 \preceq_p X_2 \preceq_p \dots$ tale che non esista un problema più difficile degli altri.

Un **circuito** è un grafo diretto aciclico (senza loop, archi multipli e pesi) avente un unico nodo senza archi uscenti chiamato nodo di output. I nodi senza archi entranti possono avere un valore di verità preassegnato. I nodi senza archi entranti e senza valori preassegnati sono chiamati nodi di input. I nodi rimanenti hanno uno o due archi entranti e sono etichettati da un operatore booleano \wedge, \vee, \neg in modo tale che nodi \wedge e \vee abbiano esattamente due archi entranti e nodi \neg abbiano esattamente un arco entrante.

Un circuito calcola una funzione booleana $f : \{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}$ dove n è il numero dei nodi di input. Dato un assegnamento $(b_1, \dots, b_n) \in \{0, 1\}^n$ di valori di verità ai nodi di input, calcoliamo $f(b_1, \dots, b_n)$ come il valore di verità del nodo di output ottenuto valutando in cascata i valori di verità di ciascun nodo. La valutazione di un nodo avviene applicando l'operatore logico che lo etichetta ai valori di verità dei nodi all'altro capo degli archi entranti. Se la valutazione di ogni nodo avviene in tempo costante, allora l'intero circuito viene valutato in tempo lineare nel numero dei nodi.

Sostanzialmente, si tratta del parsing tree di una funzione booleana.

Il problema di decisione **Circuit Satisfiability** (CS) ha istanze che rappresentano circuiti. La funzione di decisione q è tale che $q(I) = 1$ se e solo se esiste un assegnamento ai nodi di input del circuito I tale che il nodo di output assume valore 1. In altre parole, $q(I) = 1$ se e solo se la funzione f calcolata dal circuito è tale che $f(b_1, \dots, b_n) = 1$ per un qualche $(b_1, \dots, b_n) \in \{0, 1\}^n$.

Teorema 1.3.1 (Cook-Levin). *CS è \mathcal{NP} -completo.*

Dimostrazione. La dimostrazione completa è omessa in quanto lunga e tecnicamente complessa. Si basa sul fatto che ogni algoritmo con un tempo di esecuzione polinomiale nella lunghezza dell'input può essere implementato da una famiglia di circuiti C_1, C_2, \dots dove C_n ha n nodi di input e un numero polinomiale di altri nodi. Per simulare l'algoritmo su un input I di lunghezza n , calcoliamo l'output del circuito C_n con input I .

Per dimostrare che un problema $X \in \mathcal{NP}$ è polinomialmente riducibile a CS consideriamo un certificatore polinomiale B per X , il quale esiste in quanto $X \in \mathcal{NP}$. Costruiamo la famiglia di circuiti C'_1, C'_2, \dots tale che C'_n ha $n + p(n)$ nodi senza archi entranti e un numero polinomiale in n di altri nodi, dove $p(\cdot)$ è il polinomio che limita la lunghezza dei certificati di B . Per ogni n , C'_n simula B su istanze I di lunghezza n . Data un'istanza $I \in \mathcal{I}$ di lunghezza n , sia $C'_n(I, \cdot)$ il circuito C'_n dove i valori dei primi n nodi senza archi entranti sono preassegnati ai bit di I , mentre i rimanenti $p(n)$ nodi sono di input. Allora $C'_n(I, \cdot)$ simula il certificatore polinomiale $B(I, \cdot)$. Ovvero, $C'_n(I, \cdot)$ è soddisfacibile se e solo se esiste $z \in \{0, 1\}^*$ con $|z| \leq p(|I|)$ tale che $B(I, z) = 1$. \square

Dimostriamo ora un caso particolare del teorema di Cook-Levin, ovvero che un particolare problema di decisione è polinomialmente riducibile a CS. Il

problema è 2-IS, con istanze I che rappresentano grafi semplici, mentre la funzione di decisione q è tale che $q(I) = 1$ se e solo se il grafo I contiene un insieme indipendente di tagli almeno 2.

Teorema 1.3.2. $2\text{-IS} \preceq_p CS$.

Dimostrazione. Sia $G = (V, E)$ un grafo su n vertici. Gli archi del grafo G possono essere codificati con una stringa $I_G \in \{0, 1\}^N$ dove $N = \binom{n}{2}$, ogni bit rappresenta una coppia di vertici e un arco fra una coppia di vertici è codificato ponendo a 1 il bit corrispondente. Indichiamo con B il certificatore polinomiale per 2-IS, il quale esiste in quanto $2\text{-IS} \in \mathcal{NP}$.

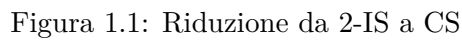
Dimostriamo ora come costruire in tempo polinomiale nella descrizione di G un circuito C con $\binom{n}{2} + n$ nodi senza archi entranti tale che $C(I_G, \cdot)$ è soddisfacibile se e solo se esiste una stringa z di lunghezza n tale che $B(I_G, z) = 1$. Questo completa la riduzione, in quanto per calcolare la funzione di decisione di 2-IS su un'istanza I_G è sufficiente costruire C , invocare l'oracolo per CS e produrre in output la risposta dell'oracolo.

Notiamo che i certificati per 2-IS possono essere codificati con una stringa $z \in \{0, 1\}^n$ che ha almeno due occorrenze di 1 nelle posizioni corrispondenti ai vertici che formano un insieme indipendente nel grafo.

Costruiamo quindi un circuito con $\binom{n}{2} + n$ nodi di input tale che i primi $\binom{n}{2}$ vengono utilizzati per codificare I_G e i successivi n nodi vengono utilizzati per codificare un certificato z . A questo punto, usiamo $2^{\binom{n}{2}} - 1$ per verificare che z contenga almeno due occorrenze di 1 e usiamo $2^{\binom{n}{2}}$ nodi interni per verificare che non ci sia un arco fra i nodi scelti dal certificato. \square

In Figura 1.1 si può vedere un esempio:

- Al di sopra dei nodi di input per z , ogni nodo \wedge chiede “sono stati scelti questi due nodi?”; la restante parte destra dell'albero controlla solamente che siano stati scelti almeno due nodi
- Il risultato della “scelta” viene messo in \wedge con la codifica degli archi presenti
- I risultati vengono messi in \vee , quindi risulta 1 se e solo se sono stati scelti due nodi che hanno un arco presente tra loro; viene invertito per avere 1 nel caso di Independent Set



- 11

Dato che CS è \mathcal{NP} -completo, ne segue che anche 3-SAT è \mathcal{NP} -completo. Ricordando inoltre che $3\text{-SAT} \preceq_p \text{Independent Set} \preceq_p \text{Vertex Cover} \preceq_p \text{Set Cover}$, ne deduciamo che tutti questi problemi sono \mathcal{NP} -completi. Al contrario di 3-SAT che è \mathcal{NP} -completo, 2-SAT (ovvero usando clausole da esattamente due letterali) è un problema risolvibile in tempo lineare.

Si noti che ogni formula booleana può essere equivalentemente rappresentata come un circuito (ovvero un'istanza di CS) o come una formula CNF (ovvero un'istanza di SAT) in modo che tali istanze abbiano lunghezza polinomiale nella lunghezza della formula. Inoltre, ogni istanza I di SAT può essere rappresentata come un'istanza di 3-SAT di lunghezza polinomiale in $|I|$ (queste dimostrazioni sono il processo per la dimostrazione omessa precedentemente).

Al contrario, non è sempre possibile rappresentare una formula booleana in DNF in modo che la DNF abbia lunghezza polinomiale nella lunghezza della formula. Se questo fosse possibile avremmo che $\mathcal{P} \equiv \mathcal{NP}$. La soddisfacibilità di una DNF è decidibile in tempo lineare controllando che esista almeno una congiunzione della formula che è soddisfacibile da un qualche assegnamento.

Si noti che la definizione di \mathcal{NP} è asimmetrica: dato un problema $X = (\mathcal{I}, q) \in \mathcal{NP}$, se $q(I) = 1$ allora esiste un certificato polinomiale z tale che $B(I, z) = 1$ dove B denota il certificatore polinomiale per X . Se invece $q(I) = 0$ allora la definizione ci garantisce solo che $B(I, z) = 0$ per un numero esponenziale di certificati z . Questa asimmetria si riscontra quanto consideriamo problemi $\bar{X} = (\mathcal{I}, \bar{q})$ che sono complementari di problemi $X = (\mathcal{I}, q)$. Per *complementare* di X si intende che $\bar{q}(I) = 0$, ma non sappiamo se esista un certificato polinomiale che certifichi $\bar{q}(I) = 1$. Per esempio, se X è Independent Set, allora per certificare $\bar{q}(I) = 1$ dovremmo trovare un certificato polinomiale che attesti che il grafo **non** contenga un insieme indipendente di taglia k .

Quindi non è chiaro se $\mathcal{NP} \equiv \text{co-}\mathcal{NP}$, dove $\text{co-}\mathcal{NP}$ indica la classe dei problemi di decisione complementari di problemi in \mathcal{NP} (se \mathcal{NP} è l'insieme dei problemi di cui posso verificare una soluzione/certificato in tempo polinomiale, per i problemi in $\text{co-}\mathcal{NP}$ non è possibile avere una soluzione verificabilmente corretta in tempo polinomiale, è invece possibile verificare in tempo polinomiale che una soluzione restituisce 0).

Lo scenario è differente per \mathcal{P} : $X \in \mathcal{P}$ se e solo se $\bar{X} \in \mathcal{P}$. Infatti $X = (\mathcal{I}, q) \in \mathcal{P}$ implica che esiste un algoritmo per calcolare q in tempo poli-

nomiale. Ma allora si può anche calcolare \bar{q} in tempo polinomiale semplicemente calcolando q e complementando l'output. Quindi $\mathcal{P} \equiv \text{co-}\mathcal{P}$.

Dimostrare che $\text{co-}\mathcal{NP} \not\equiv \mathcal{NP}$ sarebbe un progresso ancora maggiore che dimostrare $\mathcal{P} \not\equiv \mathcal{NP}$. Vale infatti la seguente cosa.

Fatto 1.3.3. *Se $\text{co-}\mathcal{NP} \not\equiv \mathcal{NP}$ allora $\mathcal{P} \not\equiv \mathcal{NP}$.*

Dimostrazione. Dimostriamo la contrappositiva, ovvero che $\mathcal{P} \equiv \mathcal{NP}$ implica $\text{co-}\mathcal{NP} \equiv \mathcal{NP}$. Intuitivamente, dato che \mathcal{P} è chiuso rispetto all'operazione di complemento, se $\mathcal{P} \equiv \mathcal{NP}$ allora deve essere che $\text{co-}\mathcal{NP} \equiv \mathcal{NP}$. Formalmente

$$X \in \mathcal{NP} \iff X \in \mathcal{P} \iff \bar{X} \in \mathcal{P} \iff \bar{X} \in \mathcal{NP} \iff X \in \text{co-}\mathcal{NP}$$

Il che conclude la dimostrazione. \square

Possiamo caratterizzare i problemi $X = (\mathcal{I}, q) \in \text{co-}\mathcal{NP}$ tramite l'esistenza di un polinomio $p(\cdot)$ e di un certificatore polinomiale B , calcolabile in tempo polinomiale, tale che $q(I) = 0$ se e solo se esiste una stringa $z \in \{0, 1\}^{p(|I|)}$ tale che $B(I, z) = 0$. Si noti che $\mathcal{P} \subseteq \text{co-}\mathcal{NP}$, infatti, potendo implementare q in tempo polinomiale, si può calcolare $B(I, z)$ ignorando z e restituendo $q(I)$.

Una classe particolarmente interessante è quella dei problemi in $\mathcal{NP} \cap \text{co-}\mathcal{NP}$. Sia $X = (\mathcal{I}, q)$ un tale problema

- Dato che $X \in \mathcal{NP}$ esiste un polinomio $p(\cdot)$ e un certificatore polinomiale B tale che $q(I) = 1$ se e solo se esiste una stringa $z \in \{0, 1\}^{p(|I|)}$ tale che $B(I, z) = 1$
- Dato che $X \in \text{co-}\mathcal{NP}$ esiste un polinomio $p'(\cdot)$ e un certificatore polinomiale B' tale che $q(I) = 0$ se e solo se esiste una stringa $z' \in \{0, 1\}^{p'(|I|)}$ tale che $B'(I, z') = 0$

Quindi i problemi in $\mathcal{NP} \cap \text{co-}\mathcal{NP}$ sono tali che per ogni istanza I esiste un certificato polinomiale, sia quando $q(I) = 1$ sia quando $q(I) = 0$.

Si noti che se $X \in \mathcal{P}$ allora $X \in \mathcal{NP}$ ed anche $X \in \text{co-}\mathcal{NP}$. Quindi $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP} \cap \text{co-}\mathcal{NP}$. D'altra parte non si sa se $\mathcal{P} \not\equiv \mathcal{NP} \cap \text{co-}\mathcal{NP}$. Ovvero non si sa se esistono problemi le cui istanze hanno sempre certificati brevi ma tuttavia non sono risolubili in tempo polinomiale.

Capitolo 2

Algoritmi Probabilistici

2.1 Algoritmi Montecarlo e Las Vegas

Un algoritmo probabilistico è un algoritmo che ha accesso a un oracolo che, a ogni chiamata, restituisce in tempo unitario un bit casuale, ovvero una variabile casuale Y tale che $\mathbb{P}(Y = 1) = \mathbb{P}(Y = 0) = 1/2$. Inoltre, i bit restituiti in una sequenza di chiamate all'oracolo sono indipendenti.

Indicheremo con $Z \in \{0, 1\}^*$ la stringa di bit casuali indipendenti che l'oracolo restituisce in una sequenza di chiamate. Indicheremo anche con $A(I, Z) \in \{0, 1\}$ la variabile casuale che rappresenta l'output dell'algoritmo probabilistico A per un problema di decisione $X = (\mathcal{I}, q)$ e avente come input l'istanza $I \in \mathcal{I}$ e i bit casuali Z dell'oracolo. Similmente, indichiamo con $T_A(I, Z)$ la variabile casuale che rappresenta il tempo di esecuzione di A con input $I \in \mathcal{I}$ e bit casuali Z forniti dall'oracolo.

Esistono due principali tipi di algoritmi probabilistici.

Algoritmi Montecarlo. Sono algoritmi A tali che

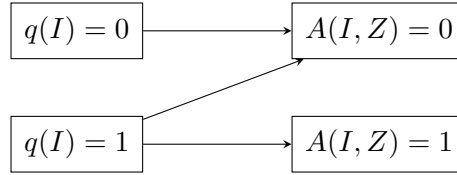
- Per ogni $I \in \mathcal{I}$, $T_A(I, Z)$ dipende solo da I , ovvero il tempo di esecuzione è deterministico
- Esiste $I \in \mathcal{I}$ per cui $\mathbb{P}(A(I, Z) \neq q(I)) > 0$, ovvero l'output non è sempre corretto

Gli algoritmi Montecarlo si dividono ulteriormente in:

- Algoritmi con errore **one-sided**; un algoritmo ha errore one-sided quando è sempre corretto almeno su uno dei suoi due possibili output. Convenzionalmente, assumeremo che l'algoritmo sia sempre corretto per output 1. Ovvero, A è Montecarlo one-sided quando, per ogni $I \in \mathcal{I}$, $\mathbb{P}(A(I, Z) = q(I) \mid A(I, Z) = 1) = 1$ e $\mathbb{P}(A(I, Z) = q(I) \mid A(I, Z) = 0) > 0$

Algoritmi con errore **two-sided**. Possono sbagliare su entrambi i possibili output. Ovvero, A è Montecarlo two-sided quando $\mathbb{P}(A(I, Z) = q(I)) > 1/2$ per ogni $I \in \mathcal{I}$

Una rappresentazione grafica della relazione fra $q(I)$ e $A(I, Z)$ per un algoritmo Montecarlo one-sided è la seguente



Questo mostra come $A(I, Z) = 1$ può solo corrispondere a $q(I) = 1$, mentre $A(I, Z) = 0$ lascia incertezza sul valore di $q(I)$. Si noti anche che quando $q(I) = 0$ l'algoritmo è sempre corretto.

Algoritmi Las Vegas. Sono algoritmi che producono sempre l'output corretto ma che hanno un tempo di esecuzione probabilistico (ovvero che dipende dai bit forniti dall'oracolo). Ovvero, un algoritmo A è Las Vegas quando $\mathbb{P}(A(I, Z) = q(I)) = 1$ per ogni $I \in \mathcal{I}$ ma il tempo di calcolo di A su una qualunque istanza $I \in \mathcal{I}$ è una variabile casuale $T_A(I, Z)$ tale che $\mathbb{E}[T_A(I, Z)] < \infty$.

Amplificazione. Un algoritmo Montecarlo one-sided può essere facilmente trasformato in un algoritmo con probabilità di errore arbitrariamente piccola attraverso un meccanismo di amplificazione

Sia

$$\mathbb{P}(A(I, Z) \neq q(I) \mid A(I, Z) = 0) \leq 1 - p_n, \quad \forall I \in \mathcal{I} \text{ con } |I| = n$$

Se su una data istanza l'algoritmo produce 0 in output possiamo eseguirlo nuovamente per amplificare la probabilità di avere l'output corretto. Se k esecuzioni indipendenti producono sistematicamente la risposta 0, allora la probabilità che la risposta corretta sia 1 è al più $(1 - p_n)^k \leq e^{-p_n k}$. Perché

questa probabilità sia al più un $\epsilon > 0$ piccolo a piacere è sufficiente scegliere $k \geq \frac{1}{p_n} \ln \frac{1}{\epsilon}$.

Un meccanismo di amplificazione simile ma leggermente più complesso esiste anche per gli algoritmi Montecarlo two-sided. Supponiamo che su istanze di taglia n l'algoritmo fornisca la risposta errata con probabilità al più $\frac{1}{2} - p_n < \frac{1}{2}$. Per amplificare la probabilità di ottenere la risposta corretta possiamo ripetere l'esecuzione k volte e utilizzare un voto di maggioranza sui k output prodotti (supponiamo, per semplicità, che k sia dispari).

Per analizzare il voto di maggioranza utilizzeremo il seguente lemma.

Lemma 2.1.1 (Chernoff-Hoeffding). *Siano Y_1, \dots, Y_k variabili casuali Bernoulliane (cioè con valori in $\{0, 1\}$), indipendenti e tali che $\mathbb{P}(Y_t = 1) \leq \mu$ per $t = 1, \dots, k$. Allora, per ogni $\epsilon > 0$ fissato*

$$\mathbb{P}\left(\frac{1}{k} \sum_{t=1}^k Y_t > \mu + \epsilon\right) \leq e^{-2\epsilon^2 k}$$

Dimostrazione. Omessa. □

Sia $p_E = \mathbb{P}(A(I, Z) \neq q(I))$ la probabilità di errore dell'algoritmo su un'istanza I del problema di decisione (\mathcal{I}, q) . Siano $X_1, \dots, X_k \in \{0, 1\}$ le variabili casuali indipendenti che denotano gli output prodotti dalle k esecuzioni dell'algoritmo. Sia $M_k \in \{0, 1\}$ la variabile casuale che denota il voto di maggioranza su X_1, \dots, X_k (ovvero $M_k = 1$ se e solo se $\sum_{t=1}^k X_t > \frac{k}{2}$).

Allora

$$M_k = q(I) \iff \sum_{t=1}^k Y_t < \frac{k}{2}$$

dove $Y_t = 1$ se e solo se $X_t \neq q(I)$, per $t = 1, \dots, k$. In altre parole, il voto di maggioranza M_k è corretto se e solo se l'algoritmo genera output errato in non più di $\lfloor \frac{k}{2} \rfloor$ delle k esecuzioni.

Ora, Y_1, \dots, Y_k sono variabili casuali indipendenti (perché le esecuzioni dell'algoritmo sono indipendenti), identicamente distribuite, con valori in $\{0, 1\}$ e tali che $\mathbb{P}(Y_t = 1) = p_E \leq \frac{1}{2} - p_n$ per ogni $t = 1, \dots, k$.

Applicando il lemma di Chernoff-Hoeffding (2.1.1) otteniamo che la proba-

bilità che il voto di maggioranza sia sbagliato è limitata da

$$\begin{aligned}\mathbb{P}\left(\sum_{t=1}^k Y_t > \frac{k}{2}\right) &= \mathbb{P}\left(\frac{1}{k} \sum_{t=1}^k Y_t > \left(\frac{1}{2} - p_n\right) + p_n\right) \\ &\leq \mathbb{P}\left(\frac{1}{k} \sum_{t=1}^k Y_t > p_E + p_n\right) \\ &\leq e^{-2p_n^2 k}\end{aligned}$$

Perché la probabilità $e^{-2p_n^2 k}$ sia al più un $\epsilon > 0$ piccolo a piacere è sufficiente scegliere $k \geq \frac{1}{2p_n^2} \ln \frac{1}{\epsilon}$.

Si noti che nel caso one-sided possiamo usare l'amplificazione per ridurre qualsiasi probabilità di errore strettamente minore di 1, mentre nel caso two-sided la stessa cosa vale per qualsiasi probabilità strettamente minore di $\frac{1}{2}$.

Da Las Vegas a Montecarlo one-sided. Un algoritmo Las Vegas per un problema di decisione può essere trasformato in un algoritmo Montecarlo one-sided. Per fare ciò utilizziamo la disuguaglianza di Markov.

Lemma 2.1.2 (Markov). *Sia Z una variabile casuale non negativa tale che $\mathbb{E}[Z] < \infty$. Allora per ogni $c > 0$*

$$\mathbb{P}(Z > c) \leq \frac{\mathbb{E}[Z]}{c}$$

Dimostrazione. Sia \mathcal{A} l'insieme di numeri non negativi tali che $Z \in \mathcal{A}$. Allora

$$\begin{aligned}\mathbb{E}[Z] &= \sum_{a \in \mathcal{A}} a \mathbb{P}(Z = a) = \overbrace{\sum_{a \in \mathcal{A}: a \leq c} a \mathbb{P}(Z = a)}^{\geq 0} + \sum_{a \in \mathcal{A}: a > c} a \mathbb{P}(Z = a) \\ &\geq c \sum_{a \in \mathcal{A}: a > c} \mathbb{P}(Z = a) \\ &= c \mathbb{P}(Z > c)\end{aligned}$$

$$\mathbb{E}[Z] \geq c \mathbb{P}(Z > c) \implies \mathbb{P}(Z > c) \leq \frac{\mathbb{E}[Z]}{c}$$

concludendo la dimostrazione. □

Sia A un algoritmo Las Vegas per un problema di decisione (\mathcal{I}, q) . Sia $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$ la funzione tale che

$$f(n) = \max \{ \mathbb{E} [T_A(I, Z)] \mid I \in \mathcal{I}, |I| = n \}$$

Dato che A è Las Vegas, $f(n) < \infty$ per ogni $n \in \mathbb{N}$. Possiamo quindi trovare una funzione $t : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ tale che

$$t(n) \geq \frac{3}{2} f(n), \quad n \in \mathbb{N}$$

Posso quindi costruire un algoritmo A' che simula A sull'istanza I arrestando la simulazione dopo $t(n)$ passi. Se A non ha terminato, allora A' produce 0 in output. Dato che A è Las Vegas, A' sbaglia solo quando A non termina entro $t(n)$ passi. Per la disuguaglianza di Markov, la probabilità che ciò accada è al più

$$\mathbb{P}(T_A(I, Z) > t(n)) \leq \frac{\mathbb{E}[T_A(I, Z)]}{t(n)} \leq \frac{f(n)}{t(n)} \leq \frac{2}{3}$$

Inoltre, dato che quando A non termina l'output di A' è 0, A' è one-sided dato che l'output 1 è sempre corretto. Quindi A' è un algoritmo Montecarlo one-sided con probabilità di errore al più $2/3$. Infine, si noti che il tempo di esecuzione di A' soddisfa $T_{A'}(I) \leq t(|I|) = \mathcal{O}(f(|I|))$.

Riassumendo: un algoritmo Las Vegas può diventare Montecarlo one-sided con i seguenti passi

- Trova una funzione $t(n)$ che maggiora la funzione $f(n)$, la quale rappresenta il tempo di esecuzione atteso per input di taglia n , ovvero $t(n) = m \cdot f(n)$
- L'algoritmo Montecarlo usa l'algoritmo Las Vegas, bloccandolo se quest'ultimo non termina entro $t(n)$ passi; restituisce sempre il risultato dell'algoritmo Las Vegas, oppure 0 se questo non termina
- La probabilità di errore è solo nel caso in cui esca 0; per la disuguaglianza di Markov, la probabilità che ciò accada è $\leq \frac{1}{m}$; quando esce 1, l'algoritmo è sempre corretto (quindi one-sided)

2.2 Classi di complessità probabilistiche

Un algoritmo probabilistico per un problema di decisione $X = (\mathcal{I}, q)$ può essere visto come un algoritmo deterministico che ha accesso a una stringa Z di bit casuali. L'algoritmo calcola una funzione $B : \mathcal{I} \times \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}$ tale che, per ogni $I \in \mathcal{I}$, $B(I, Z) = q(I)$ con una certa probabilità rispetto all'estrazione della stringa Z .

In analogia con la definizione di \mathcal{NP} , possiamo definire le classi di problemi di decisione solubili in tempo polinomiale da diversi tipi di algoritmi probabilistici rivisitando la nozione di certificatore polinomiale.

La classe di problemi di decisione risolti in modo efficiente da algoritmi Montecarlo two-sided è la classe \mathcal{BPP} . Un problema di decisione $X = (\mathcal{I}, q)$ appartiene alla classe \mathcal{BPP} se esiste una funzione $B : \mathcal{I} \times \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}$ calcolabile in tempo polinomiale e un polinomio $p(\cdot)$ tali che, per ogni istanza $I \in \mathcal{I}$ essi soddisfano

$$\mathbb{P}(B(I, Z) \neq q(I)) \leq \frac{1}{3}$$

dove la probabilità è calcolata rispetto all'estrazione di Z con probabilità uniforme da $\{0, 1\}^{p(|I|)}$.

La costante $1/3$ è arbitraria, dato che, come già visto, si può ridurre a piacimento la probabilità di errore di un algoritmo two-sided tramite amplificazione. Una definizione equivalente di \mathcal{BPP} sostituisce la disuguaglianza sopra con

$$\mathbb{P}(B(I, Z) \neq q(I)) \leq \frac{1}{2} - \frac{1}{p'(|I|)}$$

dove $p'(\cdot)$ è un polinomio. Il meccanismo di amplificazione tramite Lemma di Chernoff-Hoeffding (2.1.1) implica che è sufficiente eseguire l'algoritmo un numero di volte pari a ordine di $p'(|I|)^2$ per ottenere una probabilità di errore limitata da $1/3$. Dato che $p'(\cdot)$ è un polinomio, l'algoritmo risultante è ancora polinomiale in $|I|$.

Si noti che $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{BPP}$, dato che avendo un algoritmo polinomiale per calcolare la funzione di decisione q possiamo implementare il certificatore B in tempo polinomiale con probabilità di errore pari a zero. Non è invece noto se $\mathcal{P} \equiv \mathcal{BPP}$, ovvero se ogni algoritmo Montecarlo two-sided possa essere “derandomizzato” in modo da ottenere un algoritmo deterministico polinomiale per lo stesso problema. Non è neanche noto se $\mathcal{BPP} \subseteq \mathcal{NP}$. D'altra parte, dato che la condizione che definisce \mathcal{BPP} è simmetrica rispetto al

valore di $q(I)$, ne deduciamo che \mathcal{BPP} è chiusa rispetto al complemento, ovvero $\mathcal{BPP} \equiv \text{co-}\mathcal{BPP}$.

La classe di problemi di decisione risolti in modo efficiente da algoritmi Montecarlo one-sided è la classe \mathcal{RP} . Un problema di decisione $X = (\mathcal{I}, q)$ appartiene alla classe \mathcal{RP} se esiste una funzione $B : \mathcal{I} \times \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}$ calcolabile in tempo polinomiale e un polinomio $p(\cdot)$ tali che, per ogni istanza $I \in \mathcal{I}$

$$\begin{aligned}\mathbb{P}(B(I, Z) = 1) &\geq \frac{2}{3}, & \text{se } q(I) = 1 \\ \mathbb{P}(B(I, Z) = 0) &= 1, & \text{se } q(I) = 0\end{aligned}$$

dove la probabilità è calcolata rispetto all'estrazione di Z con probabilità uniforme da $\{0, 1\}^{p(|I|)}$.

Si noti che questa definizione corrisponde all'osservazione precedentemente fatta che un algoritmo Montecarlo one-sided è sempre corretto quando $q(I) = 0$. Quando $q(I) = 1$, l'algoritmo è corretto con probabilità almeno $2/3$. Quindi l'algoritmo è sempre corretto su output 1, mentre sbaglia con probabilità al più $1/3$ su output 0. Anche in questo caso la costante $1/3$ è arbitraria grazie al meccanismo di amplificazione. Possiamo dare una definizione equivalente di \mathcal{RP} sostituendo la prima delle due condizioni con

$$\mathbb{P}(B(I, Z) = 1) \geq \frac{1}{p'(|I|)}, \quad \text{se } q(I) = 1$$

dove $p'(\cdot)$ è un polinomio. Il meccanismo di amplificazione implica che è sufficiente eseguire l'algoritmo un numero di volte pari a ordine di $p'(|I|)$ per ottenere una probabilità di errore limitata da $1/3$. Dato che $p'(\cdot)$ è un polinomio, l'algoritmo risultante è ancora polinomiale in $|I|$.

Con un ragionamento simile a quello che ci ha portato a concludere che $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{BPP}$, possiamo anche dimostrare che $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{RP}$. Ma, a differenza di \mathcal{BPP} , questa volta possiamo stabilire una relazione tra \mathcal{RP} e \mathcal{NP} . Infatti, la definizione di \mathcal{NP} può essere equivalentemente riscritta nel modo seguente. Un problema di decisione $X = (\mathcal{I}, q)$ appartiene alla classe \mathcal{NP} se esiste una funzione $B : \mathcal{I} \times \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}$ calcolabile in tempo polinomiale e un polinomio $p(\cdot)$ tali che, per ogni istanza $I \in \mathcal{I}$, essi soddisfano

$$\begin{aligned}\mathbb{P}(B(I, Z) = 1) &> 0, & \text{se } q(I) = 1 \\ \mathbb{P}(B(I, Z) = 0) &= 1, & \text{se } q(I) = 0\end{aligned}$$

dove le probabilità sono calcolate rispetto all'estrazione di Z con probabilità uniforme da $\{0, 1\}^{p(|I|)}$.

Dato che per la prima condizione di \mathcal{RP} , $\mathbb{P}(B(I, Z) = 1) \geq \frac{2}{3}$ implica $\mathbb{P}(B(I, Z) = 1) > 0$, mentre la seconda condizione è uguale nelle due definizioni. Di conseguenza, concludiamo che $\mathcal{RP} \subseteq \mathcal{NP}$. In altre parole, interpretiamo i bit casuali Z nella definizione di \mathcal{RP} come un certificato del fatto che $q(I) = 1$.

La classe $\text{co-}\mathcal{RP}$ contiene i problemi che sono complementi di problemi in \mathcal{RP} . La definizione di $\text{co-}\mathcal{RP}$ è semplicemente ottenuta invertendo $q(I) = 0$ e $q(I) = 1$ nella definizione di \mathcal{RP} . Con una dimostrazione simile a quella di $\mathcal{RP} \subseteq \mathcal{NP}$ possiamo dimostrare che $\text{co-}\mathcal{RP} \subseteq \text{co-}\mathcal{NP}$. Come vale $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{RP}$ così possiamo dimostrare che $\mathcal{P} \subseteq \text{co-}\mathcal{RP}$.

Possiamo mettere in relazione \mathcal{RP} e $\text{co-}\mathcal{RP}$ con \mathcal{BPP} riscrivendo la definizione di quest'ultima come

$$\mathbb{P}(B(I, Z) = 1) \geq \frac{2}{3}, \quad \text{se } q(I) = 1$$

$$\mathbb{P}(B(I, Z) = 0) \geq \frac{2}{3}, \quad \text{se } q(I) = 0$$

Arrivando così alla conclusione $\mathcal{RP} \subseteq \mathcal{BPP}$ e $\text{co-}\mathcal{RP} \subseteq \mathcal{BPP}$.

Introduciamo ora la classe $\mathcal{ZPP} \equiv \mathcal{RP} \cap \text{co-}\mathcal{RP}$. Un problema di decisione $X = (\mathcal{I}, q)$ appartiene alla classe \mathcal{ZPP} se esistono due funzioni $B, B' : \mathcal{I} \times \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}$ calcolabili in tempo polinomiale e due polinomi $p(\cdot)$, $p'(\cdot)$ tali che, per ogni istanza $I \in \mathcal{I}$, essi soddisfano

$$\mathbb{P}(B(I, Z) = 1) \geq \frac{2}{3} \quad \text{e} \quad \mathbb{P}(B'(I, Z') = 1) = 1 \quad \text{se } q(I) = 1$$

$$\mathbb{P}(B(I, Z) = 0) \geq \frac{2}{3} \quad \text{e} \quad \mathbb{P}(B'(I, Z') = 0) = 1 \quad \text{se } q(I) = 0$$

dove le probabilità sono calcolate rispetto all'estrazione di Z con probabilità uniforme da $\{0, 1\}^{p(|I|)}$ e di Z' con probabilità uniforme da $\{0, 1\}^{p'(|I|)}$.

Non è difficile vedere che la classe \mathcal{ZPP} è la classe dei problemi risolti da algoritmi Las Vegas che terminano in tempo atteso limitato da un polinomio nella lunghezza dell'istanza. Per farlo, abbiamo bisogno del lemma seguente.

Lemma 2.2.1 (Valore atteso distribuzione Geometrica). *Siano Z_1, Z_2, \dots variabili casuali Bernoulliane, indipendenti e tali che $\mathbb{P}(Z_t = 1) = p$ per $t \geq 1$. Sia $G = \min \{k \mid Z_k = 1\}$. Allora $\mathbb{E}[G] = \frac{1}{p}$.*

Dimostrazione.

$$\begin{aligned}
\mathbb{E}[G] &= \sum_{k=1}^{\infty} k(1-p)^{k-1}p = p \sum_{k=1}^{\infty} k(1-p)^{k-1} \\
&= -p \sum_{k=1}^{\infty} \frac{d}{dp} (1-p)^k = -p \frac{d}{dp} \sum_{k=1}^{\infty} (1-p)^k \\
&= -p \frac{d}{dp} \left(\frac{1}{1-(1-p)} - 1 \right) = -p \frac{d}{dp} \frac{1-p}{p} \\
&= -p \frac{-1}{p^2} = \frac{1}{p}
\end{aligned}$$

□

Ora, se $\mathcal{X} \in \mathcal{ZPP}$ allora posso costruire un algoritmo probabilistico A che, su input $I \in \mathcal{I}$, esegue B e B' arrestandosi non appena $B(I, Z) = 1$ oppure $B'(I, Z') = 0$. In entrambi i casi sappiamo che l'output è corretto, quindi A si arresta sempre con la soluzione corretta. La probabilità che su una particolare istanza I si verifichi $B(I, Z) = 0$ e $B'(I, Z') = 1$ è

$$\begin{aligned}
\mathbb{P}(B(I, Z) = 0 \wedge B'(I, Z') = 1) &= \mathbb{P}(B(I, Z) = 0) \mathbb{P}(B'(I, Z') = 1) \\
&\leq \begin{cases} \frac{1}{3} \cdot 1 & \text{se } q(I) = 1 \\ 1 \cdot \frac{1}{3} & \text{se } q(I) = 0 \end{cases}
\end{aligned}$$

ovvero al più $1/3$ indipendentemente dal valore di $q(I)$. Quindi la probabilità che A si arresti con la soluzione corretta è almeno $2/3$ in ogni esecuzione di B e B' . Usando il lemma sul valore atteso della Geometrica (2.2.1), il numero atteso di ripetizioni è quindi al più $\frac{3}{2} < 2$. Dato che per ipotesi B e B' terminano entrambe in tempo polinomiale, il tempo atteso di calcolo di A è polinomiale anch'esso.

D'altra parte, sia A un algoritmo Las Vegas per (\mathcal{I}, q) e sia $\mu(I) < p(|I|)$ il valore atteso del tempo di calcolo $T_A(I, Z)$ di A su input I . Per la disuguaglianza di Markov (2.1.2)

$$\mathbb{P}(T_A(I, Z) \geq \lceil 3\mu(I) \rceil) \leq \frac{1}{3}$$

Quindi se su input I arresto A dopo $\lceil 3\mu(I) \rceil$ passi, la probabilità che A non abbia terminato è al più $1/3$. Viceversa, quando A termina l'output è sempre corretto.

Possiamo quindi implementare le funzioni B e B' come segue:

- B esegue A e produce 0 se A non termina
- Quando $q(I) = 0$ l'output di $B(I, Z)$ è deterministicamente 0
- Quando $q(I) = 1$, l'output di $B(I, Z)$ è 1 con probabilità almeno $\frac{2}{3}$
- In modo simile possiamo implementare B'

Dato che $\mu(I) < p(|I|)$, B e B' terminano entrambi in tempo deterministico polinomiale.

Quindi, in particolare, $\mathcal{ZPP} \subseteq \mathcal{RP}$ come avevamo già osservato trasformando un algoritmo Las Vegas in uno Montecarlo one-sided. Ciò implica che risolvere un problema di decisione con un algoritmo Las Vegas è un risultato più forte che risolverlo con un algoritmo Montecarlo (one-sided o two-sided). Infine, dato che \mathcal{P} è incluso sia in \mathcal{RP} che in $\text{co-}\mathcal{RP}$, abbiamo che $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{ZPP}$.

2.3 Estrattore di von Neumann

Un estrattore di causalità è una funzione che trasforma una sorgente non perfettamente casuale in una completamente casuale. Il più semplice estrattore è quello ideato da John von Neumann e risponde alla domanda: *come è possibile usare una moneta truccata per simulare dei lanci di moneta non truccata?*

Più precisamente, avendo una moneta con probabilità sconosciuta $0 < p < 1$ di restituire testa ogni volta che viene lanciata, la si vuole usare per simulare una sequenza di lanci di una moneta equa, ovvero con probabilità $1/2$ di restituire testa.

Siano X_1, X_2, \dots le variabili casuali Bernoulliane indipendenti con $\mathbb{P}(X_t = 1) = p$ che modellano i lanci della moneta truccata. Consideriamo le coppie $(X_1, X_2), (X_3, X_4), \dots$ e notiamo che i valori possibili per ogni coppia sono:

$$\begin{array}{ll} (0, 0) & \text{con probabilità } (1-p)^2 \\ (1, 1) & \text{con probabilità } p^2 \\ (0, 1) \text{ e } (1, 0) & \text{con probabilità } p(1-p) \end{array}$$

Quindi, per ogni coppia (X_{2k-1}, X_{2k}) gli eventi $(X_{2k-1}, X_{2k}) = (0, 1)$ e $(X_{2k-1}, X_{2k}) = (1, 0)$ sono equiprobabili e forniscono la sequenza di lanci desiderata.

Algoritmo 1: Estrattore di von Neumann

Input: Sequenza di lanci X_1, X_2, \dots

```
1 for  $k = 1, 2, \dots$  do
2   if  $X_{2k-1} \neq X_{2k}$            // Controlla se è una coppia utile
3   then
4     if  $X_{2k-1} = 1$  then
5       Print “Testa”
6   else
7     Print “Croce”
```

Praticamente, lancia la moneta truccata finché non ottieni due valori diversi di seguito: se il primo dei due è testa, il lancio “equo” è testa, croce altrimenti. Questo funziona in quanto la probabilità che esca $(0, 1)$ o $(1, 0)$ è la stessa.

Possiamo ora calcolare quanti lanci di moneta truccata servono in media per simulare un lancio di moneta non truccata. Data una sequenza Z_1, Z_2, \dots di variabili Bernoulliane indipendenti tali che $\mathbb{P}(Z_k = 1) = q$ per $k \geq 1$, la variabile casuale geometrica G è definita come $G = \min \{k = 1, 2, \dots \mid Z_k = 1\}$.

Chiaramente $\mathbb{P}(G = 1) = q$ e $\mathbb{P}(G = n) = (1 - q)^{n-1}q$ per ogni $n > 1$. Non è difficile dimostrare che $\mathbb{E}[G] = \frac{1}{q}$ (Lemma 2.2.1).

Consideriamo ora la sequenza Z_1, Z_2, \dots di variabili Bernoulliane indipendenti tali che

$$Z_k = \begin{cases} 1 & X_{2k-1} \neq X_{2k} \\ 0 & \text{altrimenti} \end{cases}$$

Per quanto detto prima, $\mathbb{P}(Z_k = 1) = 2p(1-p)$. Sia G la variabile geometrica associata alla sequenza delle Z_k . Quindi il numero medio di lanci che mi servono è

$$2\mathbb{E}[G] = \frac{1}{p(1-p)}$$

2.4 Il problema del Coupon Collector

Il problema del coupon collector è definito come segue: sia X_1, X_2, \dots una sequenza di variabili casuali indipendenti e uniformemente distribuite su n

valori distinti a_1, \dots, a_n

$$\mathbb{P}(X_t = a_i) = \frac{1}{n}, \quad i = 1, \dots, n, \quad t \geq 1$$

Calcolare $\mathbb{E}[N]$, dove $N = \min \{k \mid (\forall i \leq n) (\exists t \leq k) X_t = a_i\}$. In altre parole, N è il minimo numero di realizzazioni x_1, \dots, x_k sufficienti a osservare ciascun a_i almeno una volta.

Il nome *coupon collector* deriva dal problema di collezionare tutti gli n possibili coupon contenuti in prodotti da acquistare (per esempio, scatole di cereali), dove ogni scatola contiene uno qualsiasi dei buoni premio con probabilità uniforme.

Un problema equivalente è il seguente: supponiamo che a ogni lancio, una pallina cade con probabilità uniforme in una fra n possibili scatole. Quante palline devo lanciare in media affinché ce ne sia almeno una in ogni scatola?

Un'applicazione concreta del coupon collector è la seguente: supponiamo di voler sapere gli identificativi degli n router attraversati da una sequenza di pacchetti. Mentre non c'è abbastanza spazio in un pacchetto per memorizzare tutti gli n identificativi, è facile memorizzare in un pacchetto l'identificativo di un router a caso tra quelli attraversati. Ci si chiede allora quanti pacchetti servono in media per ottenere gli identificativi di tutti gli n router.

Per analizzare il problema, suddividiamo X_1, X_2, \dots in n blocchi di lunghezze N_1, \dots, N_n , dove N_i è il numero di estrazioni aggiuntive che servono per ottenere l' i -esimo valore distinto avendone già osservati $i - 1$. Quindi

$$N = \sum_{i=1}^n N_i$$

Le variabili casuali N_1, \dots, N_n sono tutte Geometriche. In particolare, quando $i - 1$ valori distinti sono già stati osservati, la probabilità di osservarne uno nuovo è

$$p_i = 1 - \frac{i-1}{n} = \frac{n-i+1}{n}$$

Infatti, $p_1 = 1$ e questo implica $N_1 = 1$ deterministicamente, ovviamente.

Ricordando che il valore atteso di una Geometrica di parametro p_i è $\mathbb{E}[N_i] = \frac{1}{p_i}$ (Lemma 2.2.1), per linearità del valore atteso abbiamo

$$\mathbb{E}[N] = \sum_{i=1}^n \mathbb{E}[N_i] = \sum_{i=1}^n \frac{1}{p_i} = \sum_{i=1}^n \frac{n}{n-i+1} = n \sum_{i=1}^n \frac{1}{i} = n \ln n + \Theta(n)$$

dove l'ultima uguaglianza vale perché la somma armonica $1 + \frac{1}{2} + \dots + \frac{1}{n}$ è asintotica a $\ln n + \Theta(1)$.

2.5 Reservoir Sampling

Si consideri il problema di mantenere una struttura dati che, a ogni istante di tempo, contenga k elementi estratti a caso con probabilità uniforme da uno stream di elementi in ingresso. In particolare, vogliamo sviluppare un algoritmo che soddisfi il seguente invariante: per ogni $t \geq k$, ognuno dei primi t elementi dello stream è contenuto nella struttura dati con probabilità pari a $\frac{k}{t}$.

Per esempio, vogliamo stimare le percentuali delle varie tipologie di oggetti (libri, elettronica, abbigliamento, ...) venduti su Amazon in un dato lasso di tempo. Se ogni oggetto venduto è campionato con la stessa probabilità, allora la distribuzione delle tipologie nel campione sarà tendenzialmente uguale a quella nello stream.

Studiamo il problema nel modello streaming: a ogni istante di tempo $t = 1, 2, \dots$ l'algoritmo può accedere soltanto al t -esimo elemento x_t dello stream. Chiediamo inoltre che l'algoritmo lavori in spazio $\Theta(k)$.

Il seguente algoritmo soddisfa tutte le proprietà richieste.

Algoritmo 2: Reservoir Sampling

Input: Intero k

```

1  $R = \emptyset$  // Inizializza la riserva
2 for  $t = 1, 2, \dots$  do
3   Leggi il prossimo elemento  $x_t$  nello stream
4   if  $t \leq k$  then
5     | Aggiungi  $x_t$  a  $R$ 
6   else
7     | Con probabilità  $\frac{k}{t}$ , sostituisci un elemento a caso in  $R$  con  $x_t$ 

```

Nel caso in cui lo stream avesse lunghezza nota N , potremmo aggiungere alla riserva ogni elemento dello stream in modo indipendente con probabilità $\frac{k}{N}$. Questo garantirebbe la proprietà che ogni elemento dello stream è contenuto nella riserva con la stessa probabilità, ma il numero di elementi effettivamente inseriti nella riserva potrebbe essere maggiore o minore di k .

Teorema 2.5.1. *Sia R_t il contenuto della riserva dopo che sono stati osservati i primi t elementi dello stream. Per ogni $t \geq k$ vale: $\mathbb{P}(x_i \in R_t) = \frac{k}{t}$ per ogni $i \leq t$.*

Per la dimostrazione useremo più volte il fatto che, per ogni coppia di eventi A, B tale che $\mathbb{P}(B) > 0$ vale $\mathbb{P}(A \cap B) = \mathbb{P}(B)\mathbb{P}(A | B)$.

Dimostrazione. La dimostrazione è per induzione su $t \geq k$:

- **Base:** $t = k$. Allora $\mathbb{P}(x_i \in R_t) = 1 = \frac{k}{t}$ dato che $t = k$
- **Step:** Fissato $t \geq k$, assumiamo l'ipotesi induttiva

$$P(x_i \in R_t) = \frac{k}{t}, \quad \forall i \leq t$$

e dimostriamo

$$\mathbb{P}(x_i \in R_{t+1}) = \frac{k}{t+1}, \quad \forall i \leq t+1$$

Se $i = t+1$, allora vale la tesi per costruzione (riga 7 dell'algoritmo). Se invece $i \leq t$, dato che $x_i \in R_{t+1}$ implica $x_i \in R_t$, abbiamo che $\mathbb{P}(x_i \in R_{t+1}) = \mathbb{P}(x_i \in R_{t+1}, x_i \in R_t)$. Possiamo quindi scrivere

$$\begin{aligned} \mathbb{P}(x_i \in R_{t+1}) &= \mathbb{P}(x_i \in R_{t+1}, x_i \in R_t) \\ &= \mathbb{P}(x_i \in R_t) \mathbb{P}(x_i \in R_{t+1} | x_i \in R_t) \\ &= \frac{k}{t} \cdot \mathbb{P}(x_i \in R_{t+1} | x_i \in R_t) \quad (\text{per IH}) \end{aligned}$$

Ora si osservi che, dato $x_i \in R_t$, abbiamo che $x_i \notin R_{t+1}$ implica

$x_{t+1} \in R_{t+1}$. Quindi possiamo scrivere

$$\begin{aligned}
\mathbb{P}(x_i \in R_{t+1} \mid x_i \in R_t) &= 1 - \mathbb{P}(x_i \notin R_{t+1} \mid x_i \in R_t) \\
&= 1 - \mathbb{P}(x_i \notin R_{t+1}, x_{t+1} \in R_{t+1} \mid x_i \in R_t) \\
&= 1 - \mathbb{P}(x_{t+1} \in R_{t+1} \mid x_i \in R_t) \mathbb{P}(x_i \notin R_{t+1} \mid x_{t+1} \in R_{t+1}, x_i \in R_t) \\
&= 1 - \frac{k}{t+1} \frac{1}{k} \\
&= \frac{t}{t+1}
\end{aligned}$$

dove

$$\mathbb{P}(x_{t+1} \in R_{t+1} \mid x_i \in R_t) = \mathbb{P}(x_{t+1} \in R_{t+1}) = \frac{k}{t+1}$$

per costruzione dell'algoritmo e

$$\mathbb{P}(x_i \notin R_{t+1} \mid x_{t+1} \in R_{t+1}, x_i \in R_t) = \frac{1}{k}$$

dato che x_i ha probabilità uniforme di essere selezionato dalla riserva per far posto a x_{t+1} . Quindi

$$\mathbb{P}(x_i \in R_{t+1}) = \frac{k}{t} \frac{t}{t+1} = \frac{k}{t+1}$$

che conclude la dimostrazione. □

2.6 Algoritmo di Karger per il taglio minimo

Si consideri un grafo non orientato $G = (V, E)$. Una partizione $S, T \subseteq V$ dei vertici di G (dunque $S \cap T \equiv \emptyset$ e $S \cup T \equiv V$) è detta *ammissibile* se $S, T \neq \emptyset$. Un *taglio* in G è un insieme $\Gamma(S, T) \equiv \{(u, v) \in E \mid u \in S, v \in T\}$ per una partizione ammissibile S, T dei vertici di G . In un grafo non pesato, il costo di un taglio corrisponde alla sua cardinalità $|\Gamma(S, T)|$. In quanto segue consideriamo grafi non pesati e senza cappi; tuttavia, ammettiamo la presenza di archi multipli fra coppie di nodi (*multigrafo*). In questo caso, E è un multinsieme di archi, poiché archi fra coppie di vertici distinti possono essere presenti con molteplicità diverse.

Il problema del taglio minimo (MinCut) in un multigrafo è definito nel modo seguente.

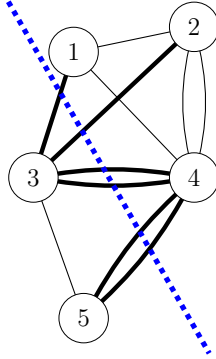


Figura 2.1: Un taglio in un multigrafo. Il taglio evidenziato è formato da 6 archi e corrisponde al multinsieme $\Gamma(S, T)$, dove $S = \{1, 2, 4\}$ e $T = \{3, 5\}$

Problema **MinCut**.

Istanza: Un multigrafo $G = (V, E)$.

Soluzione: Una partizione ammissibile S, T di V che minimizza il costo $|\Gamma(S, T)|$.

Il problema MinCut ha tantissime applicazioni. Per esempio, in un sistema distribuito dove i nodi rappresentano i processi e gli archi canali di comunicazione fra di essi, il taglio minimo corrisponde ad assegnare i processi a due CPU in modo che la comunicazione inter-processore – tipicamente lenta – sia minimizzata. Una seconda applicazione è la segmentazione di immagini. Qui i nodi rappresentano pixel e gli archi del grafo connettono pixel simili. Il taglio minimo corrisponde allora a una segmentazione dell'immagine in due parti tra loro il più dissimili possibile.

Il problema MinCut è facilmente risolvibile in tempo polinomiale deterministico, per esempio usando l'algoritmo di **Stoer-Wagner**, il quale ha un tempo di esecuzione dell'ordine $\mathcal{O}(|E||V| + |V|^2 \log |V|)$. Mostriamo ora un semplice algoritmo probabilistico Monte Carlo, l'algoritmo di Karger, che trova il taglio minimo con probabilità almeno $1 - \epsilon$ in tempo pari a $\mathcal{O}(|E||V|^2 \log \frac{1}{\epsilon})$.

L'algoritmo di Karger è basato sull'operazione di contrazione di un arco (vedi Figura 2.2). La *contrazione* di un arco (u, v) in un multigrafo G produce un multigrafo $G \setminus (u, v)$ definito come risultato delle seguenti operazioni:

1. Un nuovo vertice z è aggiunto al grafo

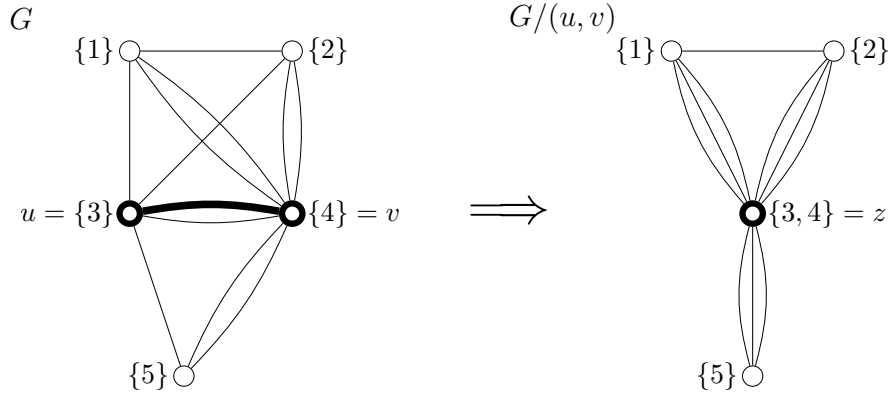


Figura 2.2: La contrazione di un arco in un multigrafo.

2. Ogni arco $(w, u) \in E$ con $w \neq v$ è sostituito da un arco (w, z)
3. Ogni arco $(w, v) \in E$ con $w \neq u$ è sostituito da un arco (w, z)
4. Gli archi del tipo (u, v) e i vertici u, v sono rimossi

Nel seguito, diciamo che z è un supervertice che contiene u e v . Quando uno o entrambi i due vertici agli estremi di un arco contratto solo a loro volta supervertici, allora i nodi in essi contenuti diventano parte del nuovo supervertice.

Introduciamo ora l'algoritmo Karger "base", il quale contrae ripetutamente archi a caso del multigrafo fino a quando il numero di supervertici rimanenti è pari a due. Dato che la contrazione di un arco riduce di uno il numero di supervertici, l'algoritmo si fermerà dopo esattamente $|V| - 2$ passi. A questo punto, l'algoritmo produce il cut corrispondente all'unica partizione ammissibile dei due supervertici (si tagliano gli archi che collegano i vertici rimanenti). Dato che i supervertici del multigrafo finale corrispondono a una partizione dei vertici del multigrafo iniziale (i due supervertici dividono in due il grafo iniziale), abbiamo ottenuto un taglio del multigrafo iniziale.

Questo algoritmo può essere implementato in tempo $\mathcal{O}(|E|)$ rappresentando la sequenza di contrazioni tramite una permutazione causale degli archi di G (dettagli omessi).

Vediamo ora qual è la probabilità che questo algoritmo ritorni una partizione ammissibile S^*, T^* fissata che definisce un taglio $\Gamma^* = \Gamma(S^*, T^*)$ di costo

Algoritmo 3: Karger-Base(G)

Input: Multigrafo $G = (V, E)$ con $|V| > 2$

```
1 while  $|V| > 2$  do  
2   | Scegli un arco a caso  $(u, v) \in E$   
3   |  $G \leftarrow G \setminus (u, v)$ 
```

Output: l'unica partizione ammissibile S, T rimasta in G

minimo k in G ; in particolare

$$k = |\Gamma^*| = \min_{(S,T)} |\Gamma(S, T)|$$

dove il minimo è su tutte le partizioni ammissibili S, T di V . Per prima cosa, si noti che l'algoritmo ritorna Γ^* se e solo se nessun arco nel taglio viene contratto. Denotiamo ora con $X_1, \dots, X_{|V|-2}$ la sequenza di archi contratti dall'algoritmo. La probabilità che il primo arco X_1 contratto sia nel taglio corrisponde a

$$\mathbb{P}(X_1 \in \Gamma^*) = \frac{k}{|E|} \leq \frac{k}{|V|k/2} = \frac{2}{|V|}$$

perché la cardinalità di E è tale che

$$|E| = \frac{1}{2} \sum_{v \in V} d_v \geq \frac{1}{2} |V| d_{\min} \geq \frac{1}{2} |V| k$$

dove d_v è il grado di $v \in V$ in G , mentre d_{\min} è il grado minimo dei nodi del grafo. In particolare, $d_{\min} \geq k$ è vero perché il costo k di un taglio minimo è sicuramente non superiore rispetto al costo d_v del taglio $\Gamma(\{v\}, V \setminus \{v\})$ per qualsiasi vertice $v \in V$. In altre parole, il numero di archi è sicuramente maggiore del numero di vertici moltiplicato per metà del grado minimo di qualsiasi vertice, e sappiamo che $d_{\min} \geq k$.

Quindi

$$\mathbb{P}(X_1 \notin \Gamma^*) \geq 1 - \frac{2}{|V|}$$

La probabilità che il secondo arco contratto X_2 non sia nel taglio Γ^* , dato

che $X_1 \notin \Gamma^*$, è

$$\begin{aligned}\mathbb{P}(X_2 \notin \Gamma^* \mid X_1 \notin \Gamma^*) &= 1 - \mathbb{P}(X_2 \in \Gamma^* \mid X_1 \notin \Gamma^*) \\ &\geq 1 - \frac{k}{(|V| - 1)k/2} \\ &= 1 - \frac{2}{|V| - 1}\end{aligned}$$

In generale, denotando con A_i l'evento $X_i \notin \Gamma^*$ per $i \geq 1$, osserviamo che nessun arco di Γ^* è stato già contratto nel momento in cui dobbiamo scegliere X_i se condizioniamo sugli eventi A_1, \dots, A_{i-1} . Il taglio Γ^* è dunque preservato sotto questo condizionamento. In aggiunta, al passo i -esimo, il grafo presenta $|V| - i + 1$ (super)vertici e un suo taglio minimo avrà ancora costo k condizionando su A_1, \dots, A_{i-1} : le contrazioni si limitano a restringere le scelte di partizioni ammissibili dei vertici su cui valutare il costo dei tagli, e sappiamo che Γ^* è preservato.

Di conseguenza, abbiamo che

$$\mathbb{P}(A_i \mid A_1, \dots, A_{i-1}) \geq 1 - \frac{k}{(|V| - i + 1)k/2} = 1 - \frac{2}{|V| - i + 1}$$

Dunque, indicando $\mathbb{P}(A_1 \mid A_0) = \mathbb{P}(A_1)$, dove A_0 corrisponde all'evento certo, possiamo scrivere

$$\begin{aligned}\mathbb{P}(\text{restituisce } \Gamma^*) &= \mathbb{P}(X_i \notin \Gamma^*, \forall i \in [|V| - 2]) \\ &= \mathbb{P}\left(\bigcap_{i=1}^{|V|-2} A_i\right) \\ &= \prod_{i=1}^{|V|-2} \mathbb{P}(A_i \mid A_0, \dots, A_{i-1}) \\ &\geq \prod_{i=0}^{|V|-3} \frac{|V| - i - 2}{|V| - i} \\ &= \frac{\prod_{i=1}^{|V|-2} i}{\prod_{j=3}^{|V|} j} = \frac{(|V| - 2)!}{\frac{|V|!}{2!}} = \frac{1}{\binom{|V|}{2}} \quad (\dagger)\end{aligned}$$

Possiamo amplificare la probabilità di successo eseguendo più volte l'algoritmo e scegliendo la partizione ammissibile che minimizza il costo del taglio tra

tutte quelle ottenute. In particolare, se M è un numero sufficientemente grande, allora siamo in grado di ottenere un taglio di costo minimo in una delle M esecuzioni indipendenti dell'algoritmo con probabilità almeno $1 - \epsilon$, data una probabilità massima di errore $\epsilon \in (0, 1]$. Questa idea viene implementata nell'algoritmo seguente.

Algoritmo 4: Karger(G, ϵ)

Input: Multigrafo $G = (V, E)$ con $|V| > 2$, parametro di confidenza

$\epsilon \in (0, 1]$

```

1  $M \leftarrow \left\lceil \binom{|V|}{2} \ln \frac{1}{\epsilon} \right\rceil$ 
2 for  $i = 1, \dots, M$  do
3    $S_i, T_i \leftarrow \text{Karger-Base}(G)$ 
4  $j \in \arg \min_{i=1, \dots, M} |\Gamma(S_i, T_i)|$ 

```

Ripetendo l'algoritmo base per $M = \left\lceil \binom{|V|}{2} \ln \frac{1}{\epsilon} \right\rceil = \mathcal{O}(|V|^2 \ln \frac{1}{\epsilon})$ volte e scegliendo un taglio di costo minimo tra quelli prodotti, la probabilità che questo non abbia costo ottimo è

$$\begin{aligned}
\mathbb{P}(\text{Karger}(G, \epsilon) \text{ fallisce}) &= \mathbb{P}(|\Gamma(S_i, T_i)| > k, \forall i \in [M]) && \text{(nessun taglio prodotto è minimo)} \\
&\leq \mathbb{P}(\Gamma(S_i, T_i) \neq \Gamma^*, \forall i \in [M]) && \text{(nessun taglio prodotto è } \Gamma^*) \\
&= \mathbb{P}(\text{Karger-Base}(G) \text{ non restituisce } \Gamma^*)^M && \text{(indipendenza)} \\
&= \left(1 - \frac{1}{\binom{|V|}{2}}\right)^M && \text{(per } \dagger) \\
&\leq e^{-\ln \frac{1}{\epsilon}} = \epsilon
\end{aligned}$$

dove abbiamo usato la maggiorazione $1 - x \leq e^{-x}$ per ogni $x \in \mathbb{R}$. Il tempo totale di esecuzione, considerando anche il costo di ciascuna contrazione, è quindi $\mathcal{O}(|E||V|^2 \ln \frac{1}{\epsilon})$.

Una versione più sofisticata, nota come algoritmo di Karger-Stein, trova un taglio di costo minimo con probabilità almeno $1 - \epsilon$ in tempo $\mathcal{O}\left((|V| \ln |V|)^2 \ln \frac{1}{\epsilon}\right)$.