

Attenzione: Questo è un riassunto di alcune lezioni messo a disposizione dal docente. Pertanto, questo materiale non è in alcun modo da ritenersi sostitutivo del testo di riferimento (Jon Kleinberg, Éva Tardos. Algorithm Design. Pearson International Edition, 2006. Acronimo KT nel testo) per questa parte del programma.

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 determina se $I \in \mathcal{I}$ è un'istanza **positiva** ($q(I) = 1$) o **negativa** ($q(I) = 0$) del problema di decisione.

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

Per esempio, \mathcal{I} è l'insieme delle coppie $I = (G, k)$ dove $G = (V, E)$ è un grafo non orientato e k un intero positivo. La funzione q è definita in modo tale che $q(I) = 1$ con $I = (G, k)$ se e solo se G contiene una clique (sottografo completo) su almeno k vertici.

Un algoritmo ha accesso ad 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** ad un altro problema X , denotato con $Y \leq_p X$, quando esiste un algoritmo che risolve Y in tempo polinomiale nella lunghezza dell'istanza avendo accesso ad un oracolo per X . Dato che ogni accesso all'oracolo impiega tempo unitario, l'algoritmo che risolve Y accederà all'oracolo per X un numero al più polinomiale di volte.

Se $Y \leq_p X$ ed esiste un algoritmo che risolve X in tempo polinomiale, allora esiste un algoritmo che risolve Y in tempo polinomiale. Viceversa, se $Y \leq_p X$ e non esiste un algoritmo che risolve Y in tempo polinomiale, allora non esiste un algoritmo che risolve X in tempo polinomiale.

Sia $G = (V, E)$ un grafo semplice (cioè 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, per ogni coppia i, j di vertici distinti in S vale che $(i, j) \notin E$. Una **copertura con vertici** (vertex cover) di G è un sottoinsieme $S' \subseteq V$ di vertici tale che ogni arco di G ha almeno un estremo in S' . Ovvero, per ogni $(i, j) \in E$ esiste un $k \in S'$ tale che $k = i$ o $k = j$.

Fatto 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 con vertici.

DIMOSTRAZIONE. Sia S un insieme indipendente e sia $S' = V \setminus S$. Allora dato $(i, j) \in E$ arbitrario, 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 con vertici.

Viceversa, sia S' una copertura con vertici e $S = V \setminus S'$. Allora dati $i, j \in S$ arbitrari, se $(i, j) \in E$ allora S' non sarebbe una copertura. Quindi $(i, j) \notin E$ da cui otteniamo che S è un insieme indipendente. \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. Allora $q(I) = 1$ 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 in questo caso $q(I) = 1$ se e solo se G contiene una copertura con vertici di taglia al più k . Conseguenza immediata del Fatto 1 è che Independent Set e Vertex Cover sono polinomialmente riducibili l'uno con l'altro.

Le istanze del problema **Set Cover** 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 $q(I) = 1$ se e solo se esistono al più k sottoinsiemi in \mathcal{S} tale che la loro unione sia tutto U .

Teorema 2 *Vertex Cover \leq_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 $\mathcal{S} \equiv \{S_i : i \in V\}$ tale che S_i è l'insieme degli archi di G incidenti su i (si noti che questo può essere fatto in tempo lineare nella descrizione di G). 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 gli insiemi corrispondenti S_{i_1}, \dots, S_{i_r} hanno U come unione.

Quindi possiamo costruire un algoritmo che implementa la funzione di decisione q per Vertex Cover nel modo seguente: data un'istanza di I Vertex Cover costruisce in tempo polinomiale un'istanza I' di Set Cover. Quindi chiama l'oracolo una volta per ottenere $q'(I')$ dove q' è la funzione di decisione per Set Cover e infine restituisce $q(I)$ 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 è tale che $q(I) = 1$ se e solo se esistono almeno k sottoinsiemi in \mathcal{S} che sono a due a due disgiunti. Con una dimostrazione simile a quella del Fatto 2 possiamo dimostrare che Independent Set \leq_p Set Packing.

In molte discipline, come ad esempio in intelligenza artificiale, bisogna spesso risolvere problemi di ottimizzazione combinatorica vincolata. In questi problemi si cerca un assegnamento di valori ad 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 c'è almeno un letterale della forma $\ell_j = \bar{x}_j$ e $\pi(x_j) = 0$.

Sia **SAT** il problema di decisione le cui istanze $I = \mathcal{C}$ sono insiemi di clausole su un insieme \mathcal{X} di variabili booleane. Allora $q(I) = 1$ se e solo se esiste un assegnamento $\pi : \mathcal{X} \rightarrow \{0, 1\}$ che soddisfa tutte le clausole in \mathcal{C} . Una versione ridotta di SAT è il problema **3-SAT**, le cui istanze sono insiemi di clausole ciascuna contenente esattamente tre letterali.

Teorema 3 $3\text{-SAT} \leq_p \text{Independent Set}$

DIMOSTRAZIONE. È facile verificare che la seguente è 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 fra 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 $q(I) = q'(I')$ dove q' è la funzione di decisione di Independent Set. 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 in $|\mathcal{C}|$.

Per come abbiamo costruito 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 il nodo scelto in un'altra clique. Ora, per costruzione, questo avviene se e solo se è possibile scegliere esattamente un letterale in ciascuna clausola in modo tale che fra i letterali scelti non compaiano simultaneamente x_i e \bar{x}_i per nessuna delle variabili $x_i \in \mathcal{X}$. Ma allora possiamo 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 $q'(I')$; infine, restituisce $q'(I')$ in output. \square

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 una funzione $B : \mathcal{I} \times \{0, 1\}^* \rightarrow \{0, 1\}$ 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. La funzione B è calcolabile in tempo polinomiale in $|I|$ e $|z|$.

Possiamo pensare alla stringa z come a 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 Satisfiability, la stringa z denota un assegnamento che soddisfa tutte le clausole. Si noti che avere accesso ad un certificatore polinomiale permettere 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 $q(I)$) dovremmo calcolare $B(I, z)$ per tutte le stringhe z tali che $|z| \leq p(|I|)$, il che corrisponde ad eseguire l'algoritmo che calcola B per $2^{p(|I|)}$ volte.

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 $I, z \in \mathcal{I} \times \{0, 1\}^*$, l'algoritmo che implementa B restituisce $q(I)$ ignorando z . Quindi se $q(I) = 1$, abbiamo che $B(I, z) = 1$ per ogni $z \in \{0, 1\}^*$ (e, in particolare, per quegli z di lunghezza limitata 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 alla classe che contiene quei problemi di decisione la cui soluzione (o certificato) è **verificabile** in tempo polinomiale in contrasto coi problemi in \mathcal{P} che sono invece **risolvibili** in tempo polinomiale. Uno dei maggiori problemi aperti in informatica teorica è stabilire se vale $\mathcal{P} \equiv \mathcal{NP}$.

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

Fatto 4 *Sia X un qualunque problema \mathcal{NP} -completo. Allora X è risolubile in tempo polinomiale se e solo se $\mathcal{P} \equiv \mathcal{NP}$.*

DIMOSTRAZIONE. Se $\mathcal{P} \equiv \mathcal{NP}$ allora evidentemente X è risolubile in tempo polinomiale. D'altra parte, se X è \mathcal{NP} -completo allora dato un qualunque $Y \in \mathcal{NP}$ vale $Y \leq_p X$. Dato che per ipotesi X è risolubile in tempo polinomiale, allora anche Y è risolubile in tempo polinomiale e quindi $Y \in \mathcal{P}$ da cui otteniamo $\mathcal{NP} \subseteq \mathcal{P}$. Dato che vale anche $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP}$ concludiamo che $\mathcal{P} \equiv \mathcal{NP}$. \square

Non è chiaro che esistano problemi \mathcal{NP} -completi. Infatti, potrebbero esserci due problemi $X', X'' \in \mathcal{NP}$ tali che non esiste nessun altro $X \in \mathcal{NP}$ tale che $X' \leq_p X$ e $X'' \leq_p X$. Oppure, potrebbe esserci una sequenza infinita di problemi in \mathcal{NP} del tipo $X_1 \leq_p X_2 \leq_p \dots$ in modo che non esista un problema più difficile di tutti gli 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 \vee (OR), \wedge (AND), \neg (NOT) in modo tale che nodi AND e OR abbiano esattamente due archi entranti e nodi NOT abbiano esattamente un arco entrante (si veda la Figura 8.4 su KT).

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 $(b_1, \dots, b_n) : \{0, 1\}^n$ 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 di nodi.

Il problema di decisione **Circuit Satisfiability** 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 $(b_1, \dots, b_n) : \{0, 1\}^n$.

Teorema 5 (Cook-Levin) *Circuit Satisfiability è \mathcal{NP} -completo.*

La dimostrazione di questo teorema è omessa dato che è lunga e tecnicamente complessa. Essa si basa sul fatto che ogni algoritmo che accetta input binari di lunghezza n può essere implementato da un circuito n nodi di input e un numero polinomiale di altri nodi. Intuitivamente, per dimostrare che un problema $X \in \mathcal{NP}$ è polinomialmente riducibile a Circuit Satisfiability consideriamo un certificatore polinomiale B per X . Data un'istanza I di \mathcal{X} con $|I| = n$, costruiamo un circuito I_{CS} con $n + p(n)$ nodi che non hanno archi entranti e un numero polinomiale in n di altri nodi, dove $p(\cdot)$ è il polinomio che limita la lunghezza dei certificati. I primi n nodi senza archi entranti hanno valori preassegnati corrispondenti a I mentre i rimanenti $p(n)$ nodi sono di input. Il circuito I_{CS} simula il certificatore polinomiale su input $z \in \{0, 1\}^{p(n)}$. Ovvero, $q(I_{CS}) = 1$ (il circuito I_{CS} è soddisfacibile) se e solo se esiste $z \in \{0, 1\}^*$ con $|z| \leq p(|I|)$ tale che $B(I, z) = 1$.

Come esercizio, dimostriamo ora un caso particolare del teorema di Cook-Levin, ovvero che un particolare problema di decisione è polinomialmente riducibile a Circuit Satisfiability. Il problema di decisione 2-IS ha 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 taglia almeno 2.

Teorema 6 $2\text{-IS} \leq_p \text{Circuit Satisfiability}$.

DIMOSTRAZIONE. Sia $G = (V, E)$ un grafo su n vertici e sia I_G una sua codifica binaria. Indichiamo con B il certificatore polinomiale per 2-IS (sappiamo che esiste perché 2-IS è in \mathcal{NP}) e con q' la funzione di decisione di CS. Dimostriamo ora come costruire in tempo polinomiale nella descrizione di G un circuito C (con codifica binaria I_C) tale che $q'(I_C) = 1$ se e solo se esiste una stringa z 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 I_C , invocare l'oracolo per CS e produrre in output la risposta dell'oracolo.

Per prima cosa notiamo che i certificati per 2-IS possono essere codificati con una stringa $z \in \{0, 1\}^n$ che ha esattamente due occorrenze di 1 nelle posizioni corrispondenti ai vertici che formano un insieme indipendente nel grafo. Gli archi del grafo G possono essere codificati con una stringa $I_G \in \{0, 1\}^N$ dove $N = \binom{n}{2}$, ogni carattere rappresenta una coppia di vertici e un arco fra una coppia di vertici è codificato ponendo a 1 il carattere corrispondente. Costruiamo quindi un circuito con $\binom{n}{2} + n$ nodi di input tale che i primi $\binom{n}{2}$ nodi vengono utilizzati per codificare I_G e i successivi n nodi vengono utilizzati per codificare un certificato z . A questo punto, usiamo $2\binom{n}{2} - 1$ nodi interni per verificare che z contenga al più due occorrenze di 1 e usiamo $2\binom{n}{2}$ nodi interni per verificare che non ci sia un arco fra i due nodi scelti dal certificato (si veda la Figura 8.5 su KT). \square

Una volta che abbiamo stabilito che un certo problema è \mathcal{NP} -completo, possiamo trovarne molti altri utilizzando la seguente semplice osservazione.

Fatto 7 *Se Y è \mathcal{NP} -completo e $X \in \mathcal{NP}$ è tale che $Y \leq_p X$, allora anche X è \mathcal{NP} -completo.*

DIMOSTRAZIONE. Sia $Z \in \mathcal{NP}$ qualunque. Allora $Z \leq_p Y$. Ma dato che $Y \leq_p X$ allora $Z \leq_p X$, il che implica che X è \mathcal{NP} -completo. \square

Possiamo subito applicare questa osservazione dimostrando quanto segue (dimostrazione omessa).

Teorema 8 *Circuit Satisfiability* \leq_p 3-SAT.

Dato che Circuit Satisfiability è \mathcal{NP} -completo, ne segue che anche 3-SAT è \mathcal{NP} -completo. Ricordando inoltre che 3-SAT \leq_p Independent Set \leq_p Vertex Cover \leq_p Set Cover, ne deduciamo che tutti questi problemi sono \mathcal{NP} -completi.

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 breve 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 quando consideriamo problemi $\bar{X} = (\mathcal{I}, \bar{q})$ che sono complementari di problemi $X = (\mathcal{I}, q)$. Per complementare di X intendiamo semplicemente che $\bar{q}(I) = 1 - q(I)$ per ogni $I \in \mathcal{I}$. Ora se $X \in \mathcal{NP}$ cosa possiamo dire di \bar{X} ? L'esistenza di un certificatore polinomiale B per X ci garantisce che esiste un certificato breve quando $\bar{q}(I) = 0$, ma non sappiamo se esiste un certificatore polinomiale B' tale che $\bar{q}(I) = 1$ se e solo se esiste un certificato breve z tale che $B'(I, z) = 1$. Quindi non è chiaro se $\mathcal{NP} \equiv \text{co-}\mathcal{NP}$, dove $\text{co-}\mathcal{NP}$ indica la classe dei problemi di decisione che sono complementari di problemi in \mathcal{NP} .

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 polinomiale. Ma allora posso anche calcolare \bar{q} in tempo polinomiale semplicemente calcolando q e complementando l'output (ovvero $\bar{q}(I) = 1 - q(I)$). 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 9 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 (cioè $\text{co-}\mathcal{P} = \mathcal{P}$), se $\mathcal{P} \equiv \mathcal{NP}$ allora dev'essere $\text{co-}\mathcal{NP} \equiv \mathcal{NP}$. Formalmente,

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

e

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

\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, se posso implementare q in tempo polinomiale, posso 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 $X \in \text{co-}\mathcal{NP}$ 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 breve 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 $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP} \cap \text{co-}\mathcal{NP}$. Ovvero non si sa se esistono problemi le cui istanze hanno sempre certificati brevi ma tuttavia non sono risolubili in tempo polinomiale.