

Teoremi Informatica Teorica

Zbirciog Ionut Georgian

June 11, 2024

Indice

1	Teoremi Dispensa 2	2
1.1	Teorema a pag. 5	2
2	Teoremi Dispensa 3	3
2.1	Teorema a pag. 3	3
2.2	Teorema a pag. 4	3
2.3	Teorema a pag. 5	4
2.4	Teorema a pag. 5	4
2.5	Teorema a pag. 7	4
2.6	Teorema a pag. 9	4
3	Teoremi Dispensa 5	5
3.1	Teorema a pag. 2	5
3.2	Teorema a pag. 4 (Halting Problem)	5
3.3	Teorema a pag. 4 (Halting Problem)	5
3.4	Teorema a pag. 6	6
3.5	Teorema a pag. 6	6
4	Teoremi Dispensa 6	7
4.1	Teorema a pag. 3	7
4.2	Teorema a pag. 4	8
4.3	Teorema a pag. 10	8
4.4	Teorema a pag. 10	9
4.5	Teorema a pag. 11	9
4.6	Teorema a pag. 11	9
4.7	Teorema a pag. 14	10
4.8	Teorema a pag. 14	10
4.9	Teorema a pag. 20	11
4.10	Teorema a pag. 21	11
4.11	Teorema a pag. 21	11
4.12	Corollario a pag. 21	11
4.13	Teorema a pag. 23	12
4.14	Teorema a pag. 23	12
4.15	Teorema a pag. 23	12
4.16	Teorema a pag. 24	13
5	Teoremi Dispensa 7	14
5.1	Teorema a pag. 9	14
6	Teoremi Dispensa 9	15
6.1	Teorema a pag. 8	15
6.2	Teorema a pag. 14	16

1 Teoremi Dispensa 2

1.1 Teorema a pag. 5

Per ogni macchina di Turing non deterministica NT esiste una macchina di Turing deterministica T tale che, per ogni possibile input x di NT , l'esito della computazione $NT(x)$ coincide con l'esito della computazione di $T(x)$.

Dimostrazione: Eseguiamo una simulazione della macchina non deterministica NT mediante una macchina deterministica T . La simulazione consiste in una visita in ampiezza¹ dell'albero delle computazioni di NT basata sulla tecnica *coda di rondine con ripetizioni*. Partiamo dallo stato globale $SG(T, x, 0)$ e simuliamo tutte le computazioni di lunghezza 1. Se tutte le computazioni terminano in q_R allora T rigetta, se almeno una computazione termina in q_A allora T accetta, altrimenti ricominciamo da capo eseguendo tutte le computazioni di lunghezza 2 e così via.

¹Perché non in profondità? Non possiamo fare una visita in profondità perché non sappiamo la lunghezza di ciascuna computazione, in quanto potrebbero anche non finire.

2 Teoremi Dispensa 3

2.1 Teorema a pag. 3

Un linguaggio $L \subseteq \Sigma^*$ è decidibile se e soltanto se L e L^c sono accettabili.

Dimostrazione:

(\Rightarrow) Se L è decidibile allora esiste una macchina di Turing T deterministica tale che $\forall x \in \Sigma^*$, $T(x) = q_A \Leftrightarrow x \in L \wedge T(x) = q_R \Leftrightarrow x \in L^c$. Osserviamo dunque che T accetta L .

Da T , deriviamo ora T' aggiungendo le seguenti quintuple:

$$\langle q_A, x, x, q'_R, stop \rangle \wedge \langle q_R, x, x, q'_A, stop \rangle \quad \forall x \in \Sigma \cup \square$$

L'esecuzione di T' è simile a quella di T , solo che gli stati di accettazione e rigetto sono stati invertiti, in questo modo se T accetta x allora T' rigetta x , mentre se T rigetta x , T' accetta x , dunque T' accetta L^c .

(\Leftarrow) Se L e L^c sono accettabili allora esistono due macchine di Turing T_1 e T_2 tali che, $\forall x \in \Sigma^*$ $T_1(x) = q_A \Leftrightarrow x \in L \wedge T_2(x) = q_A \Leftrightarrow x \in L^c$. Non essendo specificato l'esito della computazione nel caso in cui $x \notin L$ e $x \notin L^c$ definiamo la macchina T che, simulando T_1 e T_2 decide L nel seguente modo²:

1. Esegui una singola istruzione di T_1 sul nastro 1: se $T_1(x) = q_A$ allora $T(x) = q_A$, altrimenti esegui il passo (2).
2. Esegui una singola istruzione di T_2 sul nastro 2: se $T_2(x) = q_A$ allora $T(x) = q_R$, altrimenti esegui il passo (1).

Se $x \in L$, allora prima o poi, al passo (1), T_1 entrerà nello stato di accettazione, portando T ad accettare. Se $x \in L^c$, allora prima o poi, al passo (1), T_1 entrerà nello stato di accettazione, portando T a rigettare.

2.2 Teorema a pag. 4

Un linguaggio L è decidibile se e soltanto se la funzione χ_L è calcolabile.

Dimostrazione:

(\Rightarrow) Se L è decidibile allora esiste una macchina di Turing T deterministica di tipo **riconoscitore** tale che $\forall x \in \Sigma^*$, $T(x) = q_A \Leftrightarrow x \in L \wedge T(x) = q_R \Leftrightarrow x \in L^c$. A partire da T definiamo una macchina di Turing T' di tipo trasduttore a 2 natri, con input $x \in \Sigma^*$ che opera nel seguente modo:

1. Sul primo nastro simula $T(x)$.
2. Se $T(x)$ termina nello stato q_A allora $T'(x)$ scrive sul nastro di output il valore 1, altrimenti scrive il valore 0 e poi termina.

Osserviamo che poiché L è decidibile il passo (1) termina sempre per ogni input x . Se $x \in L$ allora $T(x) = q_A$ e $T'(x)$ scrive 1 sul nastro di output. Se $x \notin L$ allora $T(x) = q_R$ e $T'(x)$ scrive 0 sul nastro di output. Questo dimostra che χ_L è calcolabile.

(\Leftarrow) Se χ_L è calcolabile e per costruzione anche totale allora esiste una macchina di Turing T di tipo **trasduttore**, che per ogni $x \in \Sigma^*$, calcola $\chi_L(x)$. A partire da T definiamo T' di tipo riconoscitore a 2 natri, con input $x \in \Sigma^*$ che opera nel seguente modo:

1. Sul primo nastro simula $T(x)$ scrivendo il risultato sul secondo nastro.
2. Se sul secondo nastro c'è scritto 1 allora $T'(x) = q_A$, altrimenti nello stato q_R .

Osserviamo che poiché χ_L è calcolabile il passo (1) termina sempre per ogni input x . Se $\chi_L(x) = 1$ allora (1) termina scrivendo 1 sul secondo nastro e $T'(x) = q_A$. Se $\chi_L(x) = 0$ allora (1) termina scrivendo 0 sul secondo nastro e $T'(x) = q_R$. Questo dimostra che L è decidibile.

²Osserviamo che non possiamo simulare T_1 e T_2 "blackbox", in quanto non sappiamo se la loro computazione termina o meno.

2.3 Teorema a pag. 5

Se la funzione $f : \Sigma^* \rightarrow \Sigma_1^*$ è totale e calcolabile allora il linguaggio $L_f \subseteq \Sigma^* \times \Sigma_1^*$ è decidibile.

Dimostrazione: Poiché f è calcolabile e totale allora esiste una macchina di Turing trasduttore che calcola $f(x) \forall x \in \Sigma^*$. A partire da T definiamo una macchina di Turing T' riconoscitore a due nastri con input $\langle x, y \rangle$ dove $x \in \Sigma^*$ e $y \in \Sigma_1^*$, che opera nel seguente modo:

1. Sul nastro 1 è scritto l'input $\langle x, y \rangle$.
2. Sul nastro 2 simula $T(x)$, scrivendovi il risultato z .
3. Se $z = y$ allora $T'(x) = q_A$ altrimenti va in q_R .

Osserviamo che, poiché f è totale e calcolabile il passo (2) termina per ogni input $x \in \Sigma^*$. Se $f(x) = z = y$ allora $T'(x)$ termina in q_A . Se $f(x) = z \neq y$ allora $T'(x)$ termina in q_R . Questo dimostra che L_f è decidibile.

2.4 Teorema a pag. 5

Sia $f : \Sigma^* \rightarrow \Sigma_1^*$ una funzione. Se il linguaggio $L_f \subseteq \Sigma^* \times \Sigma_1^*$ è decidibile allora f è calcolabile³.

Dimostrazione: Poiché $L_f \subseteq \Sigma^* \times \Sigma_1^*$ è decidibile, esiste una macchina di Turing riconoscitore T , tale che $\forall x \in \Sigma^* \text{ e } \forall y \in \Sigma_1^*, T(x) = q_A \text{ se } y = f(x) \text{ e } T(x) = q_R \text{ se } y \neq f(x)$. A partire da T definiamo una macchina di Turing trasduttore T' con input $x \in \Sigma^*$ che opera nel seguente modo:

1. Scrive $i = 0$ sul nastro 1.
2. Enumera tutte le stringhe $y \in \Sigma_1^*$ di lunghezza pari al valore scritto sul primo nastro, simulando per ciascuna stringa $T(x, y)$.
 - (a) Sia y la prima stringa di lunghezza i non ancora enumerata, allora scrive y sul secondo nastro.
 - (b) Sul terzo nastro, esegue la computazione $T(x, y)$.
 - (c) Se $T(x, y) = q_A$ allora scrive y sul nastro di output eventualmente incrementando i se y era l'ultima stringa, torna al passo (2).

Poiché L_f è decidibile il passo (b) termina per ogni input (x, y) . Se x appartiene al dominio di f , allora $\exists y \in \Sigma_1^*$ tale che $y = f(x)$, e quindi $(x, y) \in L_f$. Allora prima o poi la stringa y verrà scritta sul secondo nastro e $T(x, y) = q_A$. Questo dimostra che f è calcolabile.

2.5 Teorema a pag. 7

Per ogni programma scritto in accordo con il linguaggio di programmazione **PascalMinimo**, esiste un macchina di Turing T di tipo trasduttore che scrive sul nastro di output lo stesso valore fornito in output dal programma.

Dimostrazione omessa

2.6 Teorema a pag. 9

Per ogni macchina di Turing deterministica T di tipo riconoscitore ad un nastro esiste un programma P scritto in accordo alle regole del linguaggio **PascalMinimo** tale che, per ogni stringa x , se $T(x)$ termina nello stato finale $q_F \in \{q_A, q_R\}$ allora P con input x restituisce q_F in output.

Dimostrazione omessa

³Osserviamo che non possiamo invertire del tutto il teorema precedente, dalla decidibilità di L_f possiamo dedurre solo la calcolabilità di f

3 Teoremi Dispensa 5

3.1 Teorema a pag. 2

L'insieme T delle macchine di Turing definite sull'alfabeto $\{0, 1\}$ e dotate di un singolo nastro (più l'eventuale nastro di output) è numerabile

Dimostrazione: Per dimostrare tale teorema, dobbiamo trovare una biezione tra l'insieme T e l'insieme \mathbb{N} . Tale biezione non è altro che una etichettatura degli elementi dell'insieme con etichette appartenenti ad \mathbb{N} , ossia, una numerazione degli elementi dell'insieme. Sia T una macchina di Turing e β_T la sua codifica. Dunque, rappresentiamo T con la parola $\beta_T \in \Sigma^*$, con $\Sigma = \{0, 1, \oplus, \otimes, -, f, s, d\}$ come segue:

$$\beta_T = b(q_0) - b(q_1) \otimes b(q_{11}) - b_{11} - b_{12} - b(q_{12}) - m_1 \oplus \dots \oplus b(q_{h1}) - b_{h1} - b_{h2} - b(q_{h2}) - m_h$$

Ora, effettuando le seguenti sostituzioni in β_T , otteniamo una stringa in \mathbb{N}

- "s" con "5"
- "f" con "6"
- "d" con "7"
- "-" con "4"
- " \otimes " con "3"
- " \oplus " con "2"

Inoltre, dato che la stringa può iniziare con un "0", allora premettiamo il carattere "8" alla stringa ottenuta. La parola in $\{0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8\}^*$ così ottenuta, può, ovviamente, essere considerata come un numero espresso in notazione decimale, ovvero il numero $v(T) \in \mathbb{N}$ associato univocamente a T .

3.2 Teorema a pag. 4 (Halting Problem)

Definiamo il seguente linguaggio L_H in questo modo:

$$L_H = \{(i, x) : i \text{ è la codifica di una TM} \wedge T_i(x) \text{ termina}\}$$

Il linguaggio L_H è accettabile.

Dimostrazione: Dobbiamo dimostrare che esiste una macchina di Turing T tale che, per ogni input $(i, x) \in \mathbb{N} \times \mathbb{N}$, $T(i, x) = q_A$ se e soltanto se $(i, x) \in L_H$.

Definiamo U' una macchina di Turing universale modificata con input (i, x) . Tale macchina opera nel seguente modo:

1. Verifica se i è la codifica di una macchina di Turing. Se non lo è allora $U'(i, x) = q_R$.
2. Simula $U(i, x)$, se termina in q_A o in q_R allora $U'(x) = q_A$.

U' non sa decidere L_H^c , perciò lo accetta solo.

3.3 Teorema a pag. 4 (Halting Problem)

Il linguaggio L_H non è decidibile.

Dimostrazione: Supponiamo che L_H sia decidibile. Ovvero L_H è decidibile $\Leftrightarrow L_H$ e L_H^c sono accettabili. Prima abbiamo dimostrato che L_H è accettabile, dunque ci rimane solo L_H^c .

$$L_H^c = \{(i, x) : i \text{ non è la codifica di una TM} \vee T_i(x) \text{ non termina}\}$$

Allora, se L_H è decidibile deve esistere una macchina di Turing T tale che

$$T(i, x) = \begin{cases} q_A & \Leftrightarrow (i, x) \in L_H \\ q_R & \Leftrightarrow (i, x) \notin L_H \end{cases}$$

Da T **deriviamo** T' che terminando su ogni input, accetta tutte e sole le coppie $(i, x) \in \mathbb{N} \times \mathbb{N} \setminus L_H$, ossia L_H^c .

$$T'(i, x) = \begin{cases} q_A \Leftrightarrow (i, x) \notin L_H \\ q_R \Leftrightarrow (i, x) \in L_H \end{cases}$$

Da T' **deriviamo** T'' in questo modo:

$$T''(i, x) = \begin{cases} q_A \Leftrightarrow T'(i, x) = q_A \\ \text{non termina se } T'(i, x) = q_R \end{cases}$$

Ovvero

$$T''(i, x) = \begin{cases} q_A \Leftrightarrow (i, x) \notin L_H \\ \text{non termina se } (i, x) \in L_H \end{cases}$$

Da T'' **deriviamo** T^* in questo modo:

$$T^*(i) = T''(i, i) = \begin{cases} q_A \Leftrightarrow (i, i) \notin L_H \\ \text{non termina se } (i, i) \in L_H \end{cases}$$

$$\begin{aligned} L_H &= \{(i, x) : i \text{ è la codifica di una TM} \wedge T_i(x) \text{ termina}\} \\ L_H^c &= \{(i, x) : i \text{ non è la codifica di una TM} \vee T_i(x) \text{ non termina}\} \end{aligned}$$

Se T esiste $\Rightarrow T^*$ esiste $\Rightarrow \exists k \in \mathbb{N}$ tale che $T^* = T_k$ (k è la codifica numerica di T^*).

Se $\mathbf{T}_k(\mathbf{k}) = \mathbf{T}^*(\mathbf{k})$ accettasse, allora $T'(k, k)$ dovrebbe accettare anch'essa. Ma se $T'(k, k)$ accetta, allora $(k, k) \notin L_H$, ossia, per definizione di L_H , $T_k(k)$ non termina poiché $(k, k) \notin L_H$. Allora $T^*(k)$ non può accettare e, dunque, necessariamente non termina. Ma, se $T^*(k)$ non termina, allora $T'(k, k)$ rigetta e, quindi, $(k, k) \in L_H$. Dunque, per definizione di L_H , $T_k(k)$ termina. Quindi, in entrambi le ipotesi, $T_k(k)$ termina o non termina, portando ad una contraddizione. Allora T^* non può esistere $\Rightarrow T''$ non può esistere, $\Rightarrow T'$ non può esistere e di conseguenza T . Quindi se T non esiste, L_H non è decidibile.

3.4 Teorema a pag. 6

Se $L_1 \cup L_2$ sono due linguaggi accettabili, allora $L_1 \cup L_2$ è un linguaggio accettabile.

Se $L_1 \cup L_2$ sono due linguaggi decidibili, allora $L_1 \cup L_2$ è un linguaggio decidibile.

Dimostrazione:

3.5 Teorema a pag. 6

Se $L_1 \cap L_2$ sono due linguaggi accettabili, allora $L_1 \cap L_2$ è un linguaggio accettabile.

Se $L_1 \cap L_2$ sono due linguaggi decidibili, allora $L_1 \cap L_2$ è un linguaggio decidibile.

Dimostrazione:

4 Teoremi Dispensa 6

4.1 Teorema a pag. 3

Sia T una macchina di Turing deterministica, definita su un alfabeto $\Sigma \setminus \square$ e un insieme di stati Q , e sia $x \in \Sigma^*$ tale che $T(x)$ termina, allora:

$$dspace(T, x) \leq dtime(T, x) \leq dspace(T, x)|Q|(|\Sigma| + 1)^{dspace(T, x)}$$

Dimostrazione:

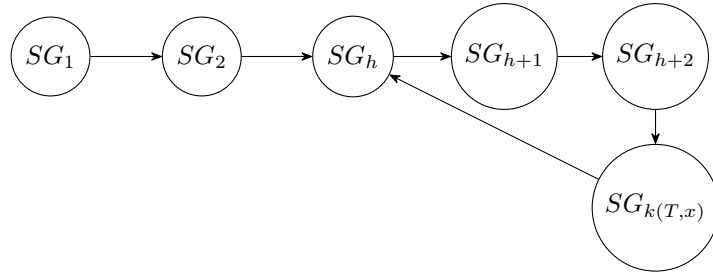
1. $dspace(T, x) \leq dtime(T, x)$
 Banalmente, una computazione deterministica che termina in k passi non può utilizzare più di k celle del nastro.
2. $dtime(T, x) \leq dspace(T, x)|Q|(|\Sigma| + 1)^{dspace(T, x)}$
 - (a) $dspace(T, x)|Q|(|\Sigma| + 1)^{dspace(T, x)}$: è il numero di stati globali possibili di T nel caso in cui non più di $dspace(T, x)$ celle del nastro vengano utilizzate dalla computazione $T(x)$.
 - (b) $(|\Sigma| + 1)^{dspace(T, x)}$: sono tutte le possibili parole di $dspace(T, x)$ simboli di $\Sigma \cup \{\square\}$, ossia tutte le possibili configurazioni delle $dspace(T, x)$ celle utilizzate.

Siano, dunque, T una macchina deterministica e $x \in \Sigma^*$ tali che $T(x)$ termina in k passi utilizzando $dspace(T, x)$ celle del nastro. Poiché $T(x)$ termina in k passi, essa è una successione di stati globali

$$SG_0(x), SG_2(x), \dots, SG_k(x)$$

tali che $SG_0(x)$ è lo stato globale iniziale e per ogni $0 \leq i \leq k - 1$ esiste una transizione $SG_i(x) \rightarrow SG_{i+1}(x)$, e $SG_k(x)$ è lo stato globale finale.

Sia $k(T, x) = dspace(T, x)|Q|(|\Sigma| + 1)^{dspace(T, x)}$. Se $T(x)$ durasse più di $k(T, x)$ passi (senza mai uscire dalle $dspace(T, x)$ celle), allora sarebbe una successione di stati globali contenente almeno due volte uno stesso stato globale, SG_h .



Ma T è deterministica, allora, a partire da SG_h è possibile eseguire un'unica quintupla (verso SG_{h+1}) ed essa viene eseguita tutte le volte in cui $T(x)$ si trova in SG_h . Quindi, entrambe le volte, avviene una transizione verso lo stesso stato globale SG_{h+1} , in questo modo $T(x)$ va in loop e non termina che è contro l'ipotesi che termina.

4.2 Teorema a pag. 4

Sia $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ una funzione totale e calcolabile.

Se $L \subseteq \Sigma^*$ è accettato da una macchina di Turing non deterministica NT tale che, per ogni $x \in L$, $ntime(NT, x) \leq f(|x|)$ allora L è decidibile.

Se $L \subseteq \Sigma^*$ è accettato da una macchina di Turing non deterministica NT tale che, per ogni $x \in L$, $nspac(NT, x) \leq f(|x|)$ allora L è decidibile.

Dimostrazione: Poiché f è totale e calcolabile, esiste una macchina di Turing T_f trasduttore tale che, per ogni $n \in \mathbb{N}$, $T_f(n)$ termina con il valore $f(n)$ scritto sul nastro di output. Assumiamo che l'input e l'output siano codificati in unario. Sia $L \subseteq \Sigma^*$ un linguaggio accettato da una macchina di Turing NT tale che $\forall x \in L, ntime(NT, x) \leq f(|x|)$. Deriviamo ora da NT e T_f una nuova macchina non deterministica NT' a tre nastri.

N_1 : viene scritto in unario l'input $x \in \Sigma^*$.

N_2 : viene scritta la lunghezza di x in unario.

N_3 : viene utilizzato come clock, ovvero viene scritto $f(|x|)$.

La computazione NT' consiste di 3 fasi:

- FASE 1: $NT'(x)$ scrive $|x|$ su N_2 in unario. Una volta letto \square su N_1 , le testine di N_1 e N_2 vengono riposizionate sul carattere più a sinistra.
- FASE 2: Simula $T_f(|x|)$, usando N_2 come nastro di input e N_3 come nastro di output. Essa termina scrivendo il valore di $f(|x|)$ su N_3 e riavvolge la testina.
- FASE 3: Simula i primi $f(|x|)$ passi della computazione, utilizzando N_1 come input e nastro di lavoro e N_3 come clock, ovvero come contatore del numero di istruzioni eseguite. Fino a quando viene letto 1 su N_3 viene eseguita un'istruzione di $NT(x)$ e la testina di N_3 viene spostata a destra. Se $NT(x)$ raggiunge q_A o q_R , $NT'(x)$ termina nel medesimo stato. Se viene letto \square su N_3 , $NT'(x)$ termina in q_R .

Poiché f è calcolabile e totale e poiché la simulazione della computazione $NT(x)$ nella terza fase viene forzosamente terminata, se non ha terminato entro $f(|x|)$ passi, tutte le computazioni di NT' terminano.

- Se $x \in L$ allora poiché NT accetta x in $f(|x|)$ passi, nella terza fase termina in q_A prima che venga letto \square .
- Se $x \notin L$ allora o $NT(x)$ termina in q_R durante la terza fase e di conseguenza anche $NT'(x)$ termina in q_R , oppure viene letto \square , ovvero $NT(x)$ non ha accettato x in $f(|x|)$ passi e dunque $NT'(x)$ rigetta.

Questo dimostra che NT' decide L e dunque che L è decidibile.

4.3 Teorema a pag. 10

Per ogni funzione totale calcolabile $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$

$$DTIME[f(n)] \subseteq NTIME[f(n)] \wedge DSPACE[f(n)] \subseteq NSPACE[f(n)]$$

Dimostrazione: Una macchina di Turing deterministica è una particolare macchina di Turing non deterministica avente grado di non determinismo pari a 1, inoltre ogni parola decisa in k passi e anche accettata in k passi (ogni parola decisa in k celle e anche accettata in k celle).

4.4 Teorema a pag. 10

Per ogni funzione totale calcolabile $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$

$$DTIME[f(n)] \subseteq DSPACE[f(n)] \wedge NTIME[f(n)] \subseteq NSPACE[f(n)]$$

Dimostrazione: Segue dal teorema:

$$dspace(T, x) \leq dtime(T, x) \dots$$

Sia $L \subseteq \Sigma^*$ tale che $L \in DTIME[f(n)]$. Allora esiste T che decide L e tale che $\forall x \in \Sigma^*$, $dtime(T, x) \in O(f(|x|))$. Poiché $dspace(T, x) \leq dtime(T, x) \in O(f(|x|))$, allora $dspace(T, x) \in O(f(|x|))$, dunque $L \in DSPACE(f(|x|))$.

Analogamente per $NTIME[f(n)] \subseteq NSPACE[f(n)]$.

4.5 Teorema a pag. 11

Per ogni funzione totale calcolabile $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$

$$DSPACE[f(n)] \subseteq DTIME[2^{O(f(n))}] \wedge NSPACE[f(n)] \subseteq NTIME[2^{O(f(n))}]$$

Dimostrazione: Segue dal teorema:

$$\dots dtime(T, x) \leq dspace(T, x) |Q| (|\Sigma| + 1)^{dspace(T, x)}$$

Sia $L \subseteq \Sigma^*$ tale che $L \in DSPACE[f(n)]$. Allora, esiste una macchina di Turing T deterministica T che decide L e tale che, per ogni $x \in \Sigma^*$, $dspace(T, x) \in O(f(|x|))$. Poiché:
Supponiamo che $\Sigma = \{0, 1\}$

$$\begin{aligned} dtime(T, x) &\leq dspace(T, x) |Q| (|\Sigma| + 1)^{dspace(T, x)} \\ &\leq dspace(T, x) |Q| 3^{dspace(T, x)} \\ &\leq 2^{\log(dspace(T, x))} |Q| 2^{\log(3) dspace(T, x)} \\ &\leq |Q| 2^{\log(dspace(T, x)) + \log(3) dspace(T, x)} \\ &\leq |Q| 2^{(1+\log(3)) dspace(T, x)} \end{aligned}$$

Allora $dtime(T, x) \in O(2^{O(f(|x|))})$ e dunque $L \in DTIME[2^{O(f(|x|))}]$

4.6 Teorema a pag. 11

Per ogni funzione totale calcolabile $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$

$$DTIME[f(n)] = coDTIME[f(n)] \wedge DSPACE[f(n)] = coDSPACE[f(n)]$$

Dimostrazione: $\forall L \in DTIME[f(n)]$, esiste T che decide L e $dtime(T, x) \in O(f(|x|))$. Da T deriviamo T^c con input $x \in \Sigma^*$ e $Q_f = \{q_A^c, q_R^c\}$ che decide L^c nel seguente modo:

FASE 1: Simula $T(x)$

FASE 2:

- Se $T(x) = q_A$, allora $T^c(x) = q_R$
- Se $T(x) = q_R$, allora $T^c(x) = q_A$

Dunque $L^c \in DTIME[f(n)]$.

Analogamente possiamo dimostrare che un qualsiasi linguaggio $L \in coDTIME[f(n)]$. Di conseguenza che $DTIME[f(n)] = coDTIME[f(n)]$. Dimostrazione analoga per $DSPACE[f(n)] = coDSPACE[f(n)]$.

4.7 Teorema a pag. 14

Sia $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ una funzione time-constructible (space-constructible.).

Allora, per ogni $L \in NTIME[f(n)]$, si ha che L è decidibile in tempo non deterministico in $O(f(n))$.

Allora, per ogni $L \in NSPACE[f(n)]$, si ha che L è decidibile in spazio non deterministico in $O(f(n))$.

Dimostrazione: Sia $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ una funzione time-constructible. Allora esiste una macchina di Turing di tipo trasduttore T_f che, avendo scritto sul nastro di input/lavoro $n \in \mathbb{N}$ in unario, in $O(f(n))$ passi scrive sul nastro di output il valore di $f(n)$ in unario. Sia $L \in NTIME[f(n)]$. Allora esiste una NT che accetta L e tale che, per ogni $x \in L$, $ntime(NT, x) \in O(f(|x|))$. Definiamo ora da T_f e NT , la macchina NT' con input $x \in L$ che opera nel seguente modo:

FASE 1: Scrive su N_2 , $|x|$ in unario.

FASE 2: Simula $T_f(x)$ e scrive il risultato in unari su N_3 .

FASE 3: Finché legge 1 su N_3 esegue una istruzione di $NT(x)$ su N_1 .

- Se termina in q_A , allora $NT'(x) = q_A$.
- Altrimenti sposta la testina a destra su N_3

FASE 4: Se legge \square su N_3 allora rigetta.

- La fase 1 termina in $O(|x|)$ passi.
- la fase 2 termina in $O(f(|x|))$ passi, in quanto f è time-constructible.
- La fase 3 termina in $O(f(|x|))$ passi, in quanto $\forall x \in \Sigma^*$, $ntime(NT', x) \in O(f(|x|))$.

Dunque, $NT'(x)$ decide L , $\forall x \in \Sigma^*$, e $ntime(NT', x) \in O(f(|x|))$.

4.8 Teorema a pag. 14

Per ogni funzione $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ time-constructible,

$$NTIME[f(n)] \subseteq DTIME[2^{O(f(n))}]$$

Dimostrazione: Sia $L \in \Sigma^*$ tale che $L \in NTIME[f(n)]$, allora esistono una macchina di Turing NT che accetta L e una costante h tali che $\forall x \in L$, $ntime(NT, x) \leq hf(|x|)$. Poiché f è time-constructible, esiste una macchina di Turing deterministica T_f con input la rappresentazione in unario di $n \in \mathbb{N}$, che calcola il valore di $f(n)$ in unario in tempo $O(f(n))$. Indichiamo con k il grado di non determinismo di NT e definiamo T deterministica che simuli NT con input $x \in \Sigma^*$ che opera nel seguente modo:

FASE 1: Scrive su N_2 , $|x|$ in unario.

FASE 2: Simula $T_f(|x|)$ e scrive su N_3 l'output $hf(|x|)$ in unario.

FASE 3: Per ogni computazione deterministica $\alpha(x)$ in $NT(x)$:

- Finché legge 1 su N_3 esegue un'istruzione lungo $\alpha(x)$.
- Se $\alpha(x) = q_A$ allora $T(x) = q_A$.
- Altrimenti sposta la testina a destra su N_3 .
- Se legge \square si sposta sul primo 1 a sinistra e passa alla prossima computazione deterministica $\alpha(x)$ se esiste.

FASE 4: Rigetta

- La fase 1 termina in $O(f(|x|))$ passi.
- La fase 2 termina in $O(hf(|x|)) = O(f(|x|))$ passi.
- La fase 3 termina in $O(f(|x|)k^{hf(x)})$ poiché esegue ogni computazione deterministica di $NT(x)$

Dunque,

$$dtime(T, x) \in O(f(|x|)k^{hf(x)}) \subseteq O(2^{O(f(|x|))})$$

4.9 Teorema a pag. 20

Siano C e C' due classi di complessità tali che $C' \subseteq C$. Se C' è chiusa rispetto ad una π -riduzione allora, per ogni linguaggio L che sia C -completo rispetto a tale π -riduzione, $L \in C'$ se e solo se $C = C'$.

Dimostrazione:

\Leftarrow) Se $C = C'$ allora $L \in C'$.

\Rightarrow) Sia $L \in C'$. Poiché L è C -completo rispetto alla π -riducibilità, allora per ogni $L_0 \in C$, $L_0 \leq_\pi L$. Poiché C' è chiusa rispetto alla π -riduzione, ovvero per ogni altro linguaggio L' , $L' \leq_\pi L$, allora $L' \in C'$, dunque per ogni linguaggio $L_0 \in C$, $L_0 \leq_\pi L$, allora $L_0 \in C'$. Quindi $C = C'$.

4.10 Teorema a pag. 21

La classe \mathbf{P} è chiusa rispetto alla riducibilità polinomiale.

Dimostrazione: Sia $L \in \mathbf{P}$, allora esistono una macchina di Turing T deterministica e $k \in \mathbb{N}$ tale che T decide L e per ogni $x \in \Sigma^*$, $dtime(T, x) \in O(|x|^k)$.

Sia $L' : L' \leq_p L$, allora esiste una funzione $f : \Sigma_1^* \rightarrow \Sigma_2^*$ in \mathbf{FP} che riduce L' a L , con T_f trasduttore tale che per ogni $x \in \Sigma_1^*$, $T_f(x) \in L \Leftrightarrow x \in L' \wedge dtime(T_f, x) \in O(|x|^c)$.

Da T e T_f definiamo T' con input x che opera nel seguente modo:

FASE 1: Simula $T_f(x)$ e scrive l'output y su N_2 .

FASE 2: Simula $T(y)$:

- Se termina in q_A allora T' accetta.
- Se termina in q_R allora T' rigetta.

Dato che f è una riduzione da L' a L , quindi $f(x) \in L \Leftrightarrow x \in L'$, quindi T' termina per ogni input $x \in \Sigma^*$ e accetta $\Leftrightarrow T(f(x))$ accetta, ossia $\Leftrightarrow f(x) \in L$.

Resta da mostrare che $T'(x)$ opera in tempo polinomiale in $|x|$. La simulazione di $T_f(x)$ richiede $dtime(T_f, x) \leq |x|^c$ e la simulazione di $T(f(x))$ richiede $dtime(T, f(x)) \leq |f(x)|^k$.

$$\begin{aligned} dtime(T', x) &\leq |x|^c + f(|x|)^{k4} \\ &\leq |x|^c + |x|^{ck} \\ &\Rightarrow dtime(T', x) \in O(|x|^{ck}) \end{aligned}$$

Poiché c e k sono costanti, allora risulta che \mathbf{P} è chiusa rispetto la riducibilità polinomiale dato che $L' \in \mathbf{P}$.

4.11 Teorema a pag. 21

Le classi \mathbf{NP} , \mathbf{PSPACE} , $\mathbf{EXPTIME}$, $\mathbf{NEXPTIME}$, sono chiuse rispetto alla riducibilità polinomiale.

Dimostrazione:

\mathbf{NP}

\mathbf{PSPACE}

$\mathbf{EXPTIME}$

$\mathbf{NEXPTIME}$

4.12 Corollario a pag. 21

Se $\mathbf{P} \neq \mathbf{NP}$ allora, per ogni linguaggio \mathbf{NP} -completo L , $L \notin \mathbf{P}$.

Dimostrazione: Supponiamo che L sia un linguaggio \mathbf{NP} -completo e che $L \in \mathbf{P}$. Poiché L è \mathbf{NP} -completo, per ogni linguaggio $L' \in \mathbf{NP}$, $L' \leq L$, ma se $L \in \mathbf{P}$, poiché \mathbf{P} è chiusa rispetto alla riduzione \leq , questo implica che, per ogni $L' \in \mathbf{NP}$, $L' \in \mathbf{P}$. Ossia $\mathbf{P} = \mathbf{NP}$, contraddicendo l'ipotesi.

4.13 Teorema a pag. 23

Se $\mathbf{NP} \neq \mathbf{coNP}$, allora $\mathbf{P} \neq \mathbf{NP}$.

Dimostrazione ($A \rightarrow B \Leftrightarrow \neg B \rightarrow \neg A$): Se $\mathbf{P} = \mathbf{NP}$, allora $\mathbf{NP} = \mathbf{coP}$ poiché $\mathbf{P} = \mathbf{coP}$. Ma se $\mathbf{P} = \mathbf{NP} \wedge \mathbf{P} = \mathbf{coP}$, allora $\mathbf{coP} = \mathbf{coNP}$. Dunque:

$$\underline{\mathbf{NP}} = \mathbf{P} = \mathbf{coP} = \underline{\mathbf{coNP}}$$

4.14 Teorema a pag. 23

La classe \mathbf{coNP} è chiusa rispetto alla riducibilità polinomiale.

Dimostrazione: Poiché \mathbf{NP} è chiusa rispetto alla riducibilità polinomiale

Per ogni $L_2 \in \mathbf{NP}$ e per ogni L_1 , se $L_1 \leq L_2$, allora $L_1 \in \mathbf{NP}$.

\Rightarrow Per ogni $L_2^c \in \mathbf{coNP}$ e per ogni L_1^c , se $L_1^c \leq L_2^c$, allora $L_1^c \in \mathbf{coNP}$

4.15 Teorema a pag. 23

Un linguaggio L è \mathbf{NP} -completo se e soltanto se L^c è \mathbf{coNP} -completo.

Dimostrazione:

(\Rightarrow) Sia L un linguaggio \mathbf{NP} -completo, allora per definizione di completezza

1. $L \in \mathbf{NP}$ allora $L^c \in \mathbf{coNP}$.
2. $\forall L_0 \in \mathbf{NP}, L_0 \leq L$.

Sia L_1 un qualsiasi linguaggio in \mathbf{coNP} , allora $L_1^c \in \mathbf{NP}$. Poiché L è \mathbf{NP} -completo, $L_1^c \leq L$.

$$\begin{aligned} \Rightarrow \text{Esiste } f \in \mathbf{FP} : \forall x \in \Sigma^* [x \in L_1^c \Leftrightarrow f(x) \in L] \\ \Rightarrow \text{Esiste } f \in \mathbf{FP} : \forall x \in \Sigma^* [x \notin L_1^c \Leftrightarrow f(x) \notin L] \\ \Rightarrow \text{Esiste } f \in \mathbf{FP} : \forall x \in \Sigma^* [x \in L_1 \Leftrightarrow f(x) \in L^c] \end{aligned}$$

In conclusione, $\forall L_1 \in \mathbf{coNP} : L_1 \leq L^c$, e quindi L^c è \mathbf{coNPC} .

(\Leftarrow) Sia L^c un linguaggio \mathbf{coNP} -completo, allora per definizione di completezza

1. $L^c \in \mathbf{coNP}$ allora $L \in \mathbf{NP}$.
2. $\forall L_0^c \in \mathbf{coNP}, L_0^c \leq L^c$.

Sia L_1 un qualsiasi linguaggio in \mathbf{NP} , allora $L_1^c \in \mathbf{coNP}$. Poiché L^c è \mathbf{coNP} -completo, $L_1^c \leq L^c$.

$$\begin{aligned} \Rightarrow \text{Esiste } f \in \mathbf{FP} : \forall x \in \Sigma^* [x \in L_1^c \Leftrightarrow f(x) \in L^c] \\ \Rightarrow \text{Esiste } f \in \mathbf{FP} : \forall x \in \Sigma^* [x \notin L_1^c \Leftrightarrow f(x) \notin L^c] \\ \Rightarrow \text{Esiste } f \in \mathbf{FP} : \forall x \in \Sigma^* [x \in L_1 \Leftrightarrow f(x) \in L] \end{aligned}$$

In conclusione, $\forall L_1 \in \mathbf{NP} : L_1 \leq L$, e quindi L è \mathbf{NPC} .

4.16 Teorema a pag. 24

Se esiste un linguaggio L **NP**-completo tale che $L \in \mathbf{coNP}$, allora $\mathbf{NP} = \mathbf{coNP}$.

Dimostrazione: L è **NP**-completo, allora per definizione di completezza

1. $L \in \mathbf{NP}$.

2. $\forall L_1 \in \mathbf{NP}, L_1 \leq L$.

\subseteq Se $L \in \mathbf{coNP}$ allora $\forall L_1 \in \mathbf{NP}, L_1 \leq L$, ma \mathbf{coNP} è chiusa rispetto alla riducibilità polinomiale ovvero $[L_2 \in \mathbf{coNP}, L_1 \leq L_2, \Rightarrow L_1 \in \mathbf{coNP}]$, allora, per ogni $L_1 \in \mathbf{NP}$ si ha che $L_1 \leq L$, e $L \in \mathbf{coNP}$.
Dunque, per la chiusura di \mathbf{coNP} , $L_1 \in \mathbf{coNP}$, quindi $\mathbf{NP} \subseteq \mathbf{coNP}$.

\supseteq Poiché $L \in \mathbf{coNP}$, allora $L^c \in \mathbf{NP}$, ma poiché L è **NP**-completo, allora L^c è **coNP**-completo, quindi $\forall L' \in \mathbf{coNP}, L' \leq L^c$. Ma \mathbf{NP} è chiusa rispetto alla riducibilità polinomiale, ovvero $[L_2 \in \mathbf{NP}, L_1 \leq L_2, \Rightarrow L_1 \in \mathbf{NP}]$, allora, per ogni $L' \in \mathbf{coNP}, L' \leq L^c$ e $L^c \in \mathbf{NP}$. Dunque, per la chiusura di \mathbf{NP} , $L' \in \mathbf{NP}$, quindi $\mathbf{coNP} \subseteq \mathbf{NP}$.

In conclusione, se L è **NP**-completo $\wedge L \in \mathbf{coNP}$, allora $\mathbf{NP} = \mathbf{coNP}$.

5 Teoremi Dispensa 7

5.1 Teorema a pag. 9

Sia $\Gamma = \langle I_\Gamma, S_\Gamma, \pi_\Gamma \rangle$ un problema decisionale e sia $\chi : I_\Gamma \rightarrow \Sigma^*$ una sua codifica ragionevole, se $\chi(I_\Gamma) \in \mathbf{P}^5$, allora

$$L_\Gamma(\chi) \in \mathbf{NP} \Rightarrow L_{\Gamma^c}(\chi) \in \mathbf{coNP}$$

Dimostrazione:

Poiché $\chi(I_\Gamma) \in \mathbf{P}$, allora $\exists T, h \in \mathbb{N}$ tale che $\forall x \in \Sigma^* T(x) = \begin{cases} q_A \Leftrightarrow x \in \chi(I_\Gamma) \\ q_R \Leftrightarrow x \notin \chi(I_\Gamma) \end{cases} \wedge dtime(T, x) \leq |x|^h$.

Se $L_\Gamma(\chi) \in \mathbf{NP}$ allora $\exists NT, k \in \mathbb{N}$ tale che

$$\forall x \in L_\Gamma(\chi) NT(x) = q_A \wedge \forall x \notin L_\Gamma(\chi) NT(x) \neq q_A \wedge ntime(NT, x) \leq |x|^k$$

Da T e NT deriviamo NT' con input $x \in \Sigma^*$ che opera nel seguente modo:

FASE 1: Simula $T(x)$. Se $T(x) = q_R$ allora $NT' = q_A$. Se $T(x) = q_A$ allora esegui la fase 2.

FASE 2: Simula $NT(x)$.

Quindi NT' accetta se e soltanto se $x \in L_\Gamma \vee x \notin \chi(I_\Gamma)$, ossia se e soltanto se $x \in (L_{\Gamma^c})^c$. Dunque NT' accetta $L_{\Gamma^c}^c$, e $ntime(NT', x) \leq |x|^{\max(h,k)}$, quindi $(L_{\Gamma^c})^c \in \mathbf{NP} \Rightarrow L_{\Gamma^c} \in \mathbf{coNP}$.

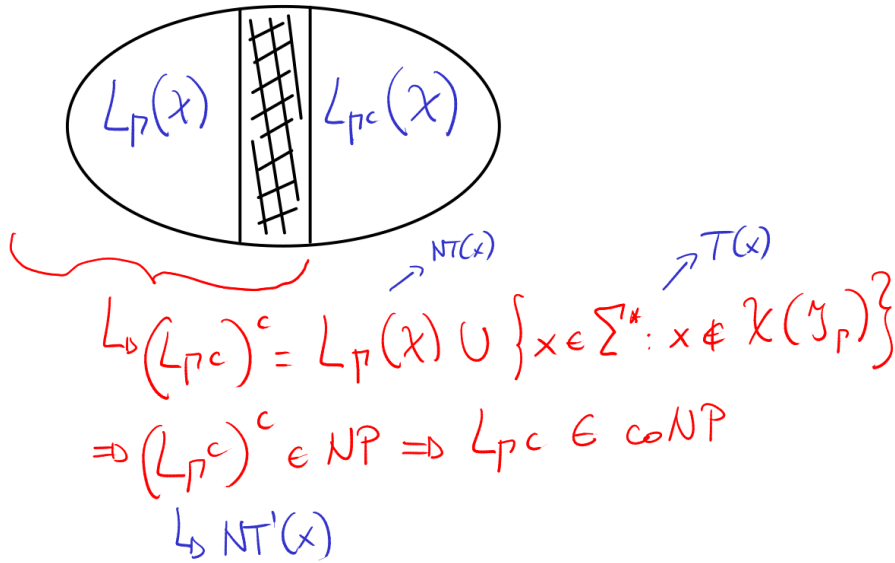


Figure 1: Schema grafico della dimostrazione

⁵Questo perché la decisione del linguaggio delle istanze deve richiedere "poche risorse", altrimenti non sappiamo dire nulla riguardo il linguaggio del problema complemento.

6 Teoremi Dispensa 9

6.1 Teorema a pag. 8

Un linguaggio $L \subseteq \Sigma^*$ è in **NP** se è soltanto se⁶ esistono una macchina di Turing deterministica T che opera in tempo polinomiale e due costanti $k, h \in \mathbb{N}$ tali che, per ogni $x \in \Sigma^*$, $x \in L \Leftrightarrow \exists y_x \in \{0, 1\}^* : |y_x| \leq |x|^k \wedge T(x, y_x) = q_A \wedge dtime(T, x, y_x) \leq |x|^h$

Dimostrazione:

(\Rightarrow) Sia $L \subseteq \Sigma^*$ un linguaggio in **NP**, allora esistono una macchina di Turing non deterministica NT e un intero $h \in \mathbb{N}$ tale che NT accetta L e, per ogni, $x \in L$, $ntime(NT, x) \leq |x|^h$.

Questo significa che $\forall x \in L$ esiste una sequenza di quintuple che eseguite a partire dallo stato globale iniziale SG_0 porta ad uno stato globale di accettazione.

Allora, $p_i = \langle q_{i1}, s_{i1}, s_{i2}, q_{i2}, m_i \rangle$ è la i -esima quintupla della sequenza $y(x)$, definita come segue:

$$y(x) = q_{11}, s_{11}, s_{12}, q_{12}, m_1 - q_{21}, s_{21}, s_{22}, q_{22}, m_2 - \dots - q_{(n^k)1}, s_{(n^k)1}, s_{(n^k)2}, q_{(n^k)2}, m_{(n^k)}$$

è la sequenza di quintuple che rappresentano una computazione deterministica accettante.⁷

Definiamo ora una macchina deterministica \bar{T} che ha il ruolo di verificare la sequenza di quintuple y_x scelta dal genio. Dunque \bar{T} è detto **verificatore** ed opera nel seguente modo:

1. \bar{T} verifica che y sia nella forma descritta sopra, se non è così, rigetta.
2. \bar{T} verifica che, per ogni $1 \leq i \leq n^k$, $\langle q_{i1}, s_{i1}, s_{i2}, q_{i2}, m_i \rangle \in P$, se non è così, allora rigetta.
3. \bar{T} verifica che $q_{11} = q_0$ e $q_{(n^k)2} = q_A$, se così non è, rigetta.
4. \bar{T} verifica che, per ogni $2 \leq i \leq n^k$, $q_{i1} = q_{(i-1)2}$, se così non è, rigetta.
5. \bar{T} simula la computazione di $NT(x)$ descritta da y . Verifica se ogni quintupla può essere eseguita, se sì la esegue, altrimenti rigetta.
6. \bar{T} accetta.

Dunque, se $x \in L$, allora $y(x)$ è la codifica di $NT(x)$ accettante che è costituita da al più $|x|^k$ passi.

Dunque, se $x \in L$, allora $|y(x)| \in O(|x|^k)$ e quindi \bar{T} opera in tempo polinomiale in $|x|$.

Se $x \in L$, y_x prende il nome di **certificato** per x . Dunque $x \in L \Leftrightarrow \exists y(x) \in [\Sigma \cup Q \cup \{-, s, f, d\}^*]$ tale che $\bar{T}(x, y_x)$ accetta.

(\Leftarrow) Sia $L \subseteq \Sigma^*$ un linguaggio per il quale esistono una macchina di Turing deterministica T che opera in tempo polinomiale e una costante $k \in \mathbb{N}$ tali che, $\forall x \in \Sigma^*$, $x \in L \Leftrightarrow \exists y_x \in \{0, 1\}^*$, tale che $|y_x| \leq |x|^k \wedge T(x, y_x)$ accetta.

Dobbiamo dimostrare che $\exists NT$ e $a \in \mathbb{N}$ tale che, $\forall x \in L$, $NT(x)$ accetta e $ntime(NT, x) \in O(|x|^a)$. NT opera come segue:

FASE 1: NT sceglie non deterministicamente una parola binaria y di lunghezza $|y| \leq |x|^k$.

FASE 2: NT invoca $T(x, y)$ e, se $T(x, y)$ accetta entro $O(|x|^h)$ passi allora accetta.

NOTA: $|x|^k$ è time-constructible, ovvero esiste una macchina T_f trasduttore che calcola $|x|^k$ e $dtime(T_f, x) \leq |x|^k$.

- Se $x \in L$ allora $\exists y_x \in \{0, 1\}^* : |y_x| \leq |x|^k \wedge T(x, y_x) = q_A$, allora esiste una sequenza di scelte che genera y_x , allora nella FASE 2, $T(x, y_x)$ accetta entro $|x|^h$ passi, allora $NT(x)$ corrisponde alla sequenza di scelte che ha generato y_x e accetta. Questo dimostra che se $x \in L$, allora $NT(x)$ accetta.
- Se $x \notin L$ allora non esiste alcuna $y_x \in \{0, 1\}^*$, non esiste alcuna $y(x)$ tale che $|y(x)| \leq |x|^k \wedge T(x, y_x) = q_A$. Dunque, qualunque sia la sequenza di scelte per generare y , $T(x, y)$ non accetta. Quindi se $x \notin L$, allora $NT(x)$ non accetta.

Questo dimostra che $L \in \mathbf{NP}$

⁶Questo è da dimostrare

⁷Adesso il Genio non ci dà più una quintupla per volta, ma una sequenza di quintuple che però, devono essere verificate.

1:	procedure NT-FASE-1($x \in \Sigma^*$)	
2:	$B \leftarrow T_f(x)$	
3:	$i \leftarrow 1$	
4:	while $i \leq B$ do begin	
5:	<u>scegli</u> $y[i]$ nell'insieme $\{0, 1\}$	
6:	$i \leftarrow i + 1$	
	end	
7:	$y \leftarrow y[1] \oplus y[2] \oplus \dots \oplus y[B]$	
8:	return y	
9:	procedure NT-FASE-2($x \in \Sigma^*$)	
10:	$y_x \leftarrow NT - FASE - 1(x)$	$\triangleright O(x ^k)$
11:	$q \leftarrow T(x, y_x)$	$\triangleright O(x ^h)$
12:	return q	

6.2 Teorema a pag. 14

Sia $\Gamma_1 \in \mathbf{NP} \wedge \exists \Gamma_2 \in \mathbf{NPC} \wedge \Gamma_2 \leq \Gamma_1$, allora Γ_1 è **NPC**.

Dimostrazione:

Sia Γ_2 un problema **NPC** tale che $\Gamma_2 \leq \Gamma_1$, allora $\exists f_{21} : I_{\Gamma_2} \rightarrow I_{\Gamma_1}$ tale che $f_{21} \in \mathbf{FP}$ e per ogni $x \in I_{\Gamma_2}$, $[x \in \Gamma_1 \Leftrightarrow f_{21}(x) \in \Gamma_1]$, ovvero

$$\exists T_{21}, k : \forall x \in I_{\Gamma_2}, [x \in \Gamma_1 \Leftrightarrow T_{21}(x) \in \Gamma_1 \wedge \text{dtime}(T_{21}, x) \leq |x|^k]$$

Poiché Γ_2 è **NPC**, per ogni problema $\Gamma_3 \in \mathbf{NP}$ si ha che $\Gamma_3 \leq \Gamma_2$, e dunque esiste una funzione $f_{32} : \Gamma_3 \Rightarrow \Gamma_2$ tale che $f_{32} \in \mathbf{FP}$ e per ogni $z \in I_{\Gamma_3}$, $[z \in \Gamma_3 \Leftrightarrow f_{32}(z) \in \Gamma_2]$, ovvero

$$\exists T_{32}, h : \forall z \in I_{\Gamma_3}, [z \in \Gamma_2 \Leftrightarrow T_{32}(z) \in \Gamma_2 \wedge \text{dtime}(T_{32}, z) \leq |z|^h]$$

Da T_{21} e T_{32} definiamo T_{31} con input $z \in I_{\Gamma_3}$ che opera nel seguente modo:

FASE 1: Simula $T_{32}(z) = x$

FASE 2: Simula $T_{21}(x) = y$

FASE 3: Scrivi sul nastro di output y

Sia $z \in I_{\Gamma_3}$, allora $z \in \Gamma_3 \Leftrightarrow f_{32}(z) \in \Gamma_2$ e inoltre, $f_{32}(z) \in \Gamma_2 \Leftrightarrow f_{21}(f_{32}(z)) \in \Gamma_1$. Se indichiamo con f_{31} la composizione delle funzioni f_{32} e f_{21} , questo dimostra che f_{31} è una riduzione da Γ_3 a Γ_1 .

Resta da dimostrare che la macchina T_{32} opera in tempo polinomiale.

$$\forall z \in I_{\Gamma_3} : [\text{dtime}(T_{31}, z) = \text{dtime}(T_{32}, z) + \text{dtime}(T_{21}, x) \leq |z|^h + |x|^k \leq |z|^{hk}]$$

Questo dimostra che Γ_1 è **NPC**.