

Informatica Teorica

Ede Boanini

8 ottobre 2025

Indice

1	Introduzione	3
1.1	Definizioni essenziali	3
1.2	Tipi di dimostrazioni	3
1.3	Macchina di Turing	6
2	Computabilità	8
2.1	Funzioni Computabili totali e parziali	9
3	Decidibilità	9
3.1	Decidibilità	10
3.2	Semidecidibilità	12
3.3	Indecidibilità	15
3.4	Proprietà di Chiusura dei linguaggi	16
3.5	Esercizi	16
3.6	Famosi problemi indecidibili	19
3.6.1	Halting Problem	19
3.6.2	Problema del nastro vuoto	21
3.6.3	Problema del linguaggio vuoto	24
3.6.4	Problema dell'equivalenza dei linguaggi	27
3.6.5	Problema della terminazione totale	28
3.7	Proprietà banali e non banali dei linguaggi	29
3.7.1	Teorema di Rice	31
3.7.2	Problema della terminazione di programmi su tutti gli input	32
4	Riducibilità	33
4.0.1	Riduzione non sempre funziona	35
5	Complessità Temporale	36
5.1	\mathcal{P}	36
5.1.1	$PATH$	36
5.1.2	$RELPRIME$	36
5.2	\mathcal{NP}	36

5.2.1	\mathcal{NP} -Difficile	36
5.2.2	\mathcal{NP} -Completo	36
5.2.3	<i>HAMPATH</i>	36
5.2.4	<i>CLIQUE</i>	36
5.2.5	<i>SUBSET – SUM</i>	36
5.2.6	<i>SAT</i>	36
5.2.7	<i>2 – SAT</i>	36
5.2.8	<i>3 – SAT</i>	36
5.2.9	<i>VERTEXCOVER</i>	36
5.2.10	Riduzione polinomiale	36

6 Complessità Spaziale 36

1 Introduzione

1.1 Definizioni essenziali

Definizione 1.1 (Grafo). Sia $G = (V, E)$ un grafo non orientato, dove:

- V è l'insieme dei nodi
- E è l'insieme degli archi

Definizione 1.2 (Coppia di nodi). Siano u e v due nodi di un grafo $G = (V, E)$. La coppia $\{u, v\}$ rappresenta un arco che connette i nodi u e v .

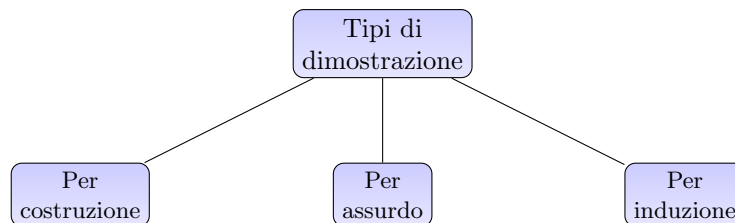
Definizione 1.3 (Grado di un nodo). Numero di archi che collegano un nodo v ad altri nodi.

$$\deg(v) = k$$

Definizione 1.4 (Grafo k -regolare). Un grafo $G = (V, E)$ è k -regolare se ogni nodo ha grado k :

$$\forall v \in V, \quad \deg(v) = k$$

1.2 Tipi di dimostrazioni



Definizione 1.5 (Dimostrazione per Costruzione). Il teorema afferma che esiste un particolare tipo di oggetto. Un modo per dimostrare un teorema di questo tipo è mostrare come costruire l'oggetto.

★ Idea: vuoi dimostrare che un oggetto esiste? Lo costruisci direttamente.

Esempio

Per ogni numero pari $n > 2$, \exists un grafo 3-regolare con n nodi.

Dimostrazione. Sia n un numero pari maggiore di 2. Costruisco un grafo $G = (V, E)$ con n nodi come segue:

Dispongo i nodi in cerchio. Collego ogni nodo con il successivo $\{i, i + 1\}$ formando un ciclo. Dopodichè collego ogni nodo con il suo opposto $\{i, i + n/2\}$. In questo modo, ogni nodo ha 3 archi, quindi G è 3-regolare. \square

Ho dimostrato il teorema costruendo un grafo che rispetta l'ipotesi (che il numero di nodi sia un numero pari maggiore di 2) arrivando poi alla tesi: ipotesi \rightarrow costruzione \rightarrow tesi.

Definizione 1.6 (Dimostrazione per Assurdo). Assumo che il teorema sia falso e mostro che questa assunzione conduce a una proposizione che è logicamente impossibile, cioè che contraddice un fatto già dimostrato o una proprietà nota. Questa contraddizione implica che l'assunzione iniziale era falsa, quindi il teorema è vero.

★ Idea: supponi che il teorema sia falso (neghi la tesi). Se questa assunzione porta ad un'assurdità, allora il teorema deve essere vero.

Definizione 1.7 (Dimostrazione per Induzione). Metodo usato per mostrare che tutti gli elementi di un insieme infinito possiedono una proprietà specifica. Questa dimostrazione consiste in due fasi:

- **Base:** dimostro che la proprietà \mathcal{P} vale per il primo elemento dell'insieme. Verifico che $\mathcal{P}(1)$ (oppure $\mathcal{P}(0)$, dipende da dove parte l'insieme) è vera.
- **Passo induttivo:** suppongo che, per ogni $k \geq 1$, la proprietà $\mathcal{P}(k)$ sia vera (ipotesi induttiva). Ciò implica che anche $\mathcal{P}(k + 1)$ è vera.

★ Idea: dimostri che una proprietà vale per infiniti casi.

Esempio

Per ogni $t \geq 0$, vale la seguente formula:

$$P_t = PM^t - Y \left(\frac{M^t - 1}{M - 1} \right)$$

Dimostrazione. **Base:** dimostra che la formula è vera per $t = 0$.

$$P_0 = PM^0 - Y \left(\frac{M^0 - 1}{M - 1} \right)$$

Sapendo che $P_0 = P$ e $M^0 = 1$, dunque ottengo:

$$P = P - Y \left(\frac{0}{M - 1} \right)$$

$$P = P - Y(0)$$

$$P = P - 0$$

$$P = P$$

Passo induttivo: $\forall k \geq 0$, assumo che la formula è vera per $t = k$ (ipotesi induttiva), ovvero assumo vera che:

$$P_k = PM^k - Y \left(\frac{M^k - 1}{M - 1} \right) \quad (\text{ipotesi induttiva})$$

questo per dimostrare che:

$$P_{k+1} = PM^{k+1} - Y \left(\frac{M^{k+1} - 1}{M - 1} \right) \quad (\text{tesi})$$

Se riesco a dimostrare che per $t = k + 1$ è vera, allora automaticamente è vera $\forall t \geq 0$. Iniziamo:

Per definizione so che,

$$P_{k+1} = P_k M - Y$$

usando l'ipotesi induttiva sostituisco

$$P_{k+1} = P_k M - Y$$

e ottengo

$$P_{k+1} = \left[P M^k - Y \left(\frac{M^k - 1}{M - 1} \right) \right] M - Y$$

sviluppando alla fine ottengo

$$= PM^{k+1} - Y \left(\frac{M^{k+1} - 1}{M - 1} \right)$$

Che è proprio quello che volevo dimostrare. \square

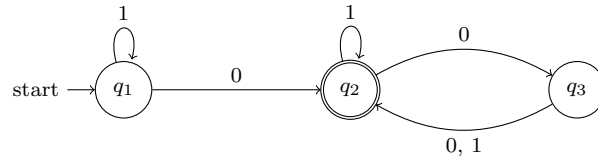
Ho dimostrato il teorema utilizzando l'ipotesi induttiva (che supponevo vera, per questo posso applicarla) nella definizione di P_{k+1} , poi ho sviluppato ed ottenuto la tesi.

IPOTESI	Condizioni che si assumono vere
TESI	Ciò che bisogna dimostrare

1.3 Macchina di Turing

Definizione 1.8 (Macchina deterministica). Esiste una sola scelta possibile per ogni combinazione di stato e simbolo dell'alfabeto.

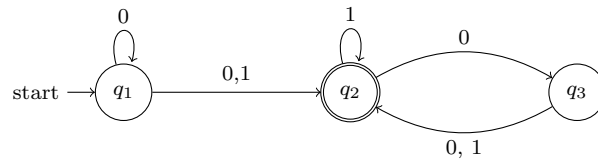
Esempio



Se sono nello stato q_1 e leggo il simbolo 0 ho solo una scelta: cambiare stato in q_2 .

Definizione 1.9 (Macchina non deterministica). Esistono più scelte possibili per ogni combinazione di stato e simbolo dell'alfabeto.

Esempio



Se sono nello stato q_1 e leggo il simbolo 0 ho più scelte:

- cambiare stato in q_2
- tornare nello stato q_1

Definizione 1.10 (Linguaggio). Insieme di stringhe costruite a partire da un alfabeto e che rispettano certe regole.

Esempio

- Sia l'alfabeto $\Sigma = \{0, 1\}$
- Sia L il linguaggio

Linguaggio che contiene stringhe con un numero pari di 1:
 $L = \{11, 011, 0011, 1100, 0110, 1111, 01111, \dots\}$

Definizione 1.11 (MdT modello standard). Una Macchina di Turing standard è una 7-upla $(Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, q_{accept}, q_{reject})$ dove Q, Σ, Γ sono insiemi finiti e:

- Q insieme degli stati
- Σ alfabeto di input (non contiene il simbolo * blank); $\Sigma \subseteq \Gamma$
- Γ alfabeto del nastro (tutti i simboli che può leggere e scrivere sul nastro, include anche il simbolo * blank)
- $\delta : Q \times \Gamma \rightarrow Q \times \Gamma \times \{S, D\}$ funzione di transizione

- $q_0 \in Q$ stato iniziale
- $q_{accept} \in Q$ è lo stato di accettazione
- $q_{reject} \in Q$ è lo stato di rifiuto dove $q_{accept} \neq q_{reject}$

Il modello standard è dunque una macchina deterministica.

Definizione 1.12 (Linguaggio decidibile/ricorsivo). Un linguaggio L è **decidibile** se \exists una MdT M tale che, per ogni stringa $w \in \Sigma^*$ in input:

- Se $w \in L \implies M$ si ferma (accettando w) nello stato q_{accept} ; Quindi accetta la stringa.
- Se $w \notin L \implies M$ si ferma (rifiutando w) nello stato q_{reject} ; Quindi rifiuta la stringa.

Notare che la macchina si ferma sempre. In questo caso si dice che la macchina "decide" L .

Definizione 1.13 (Linguaggio semidecidibile/ricorsivamente enumerabile). Un linguaggio L è **semidecidibile** se \exists una MdT M tale che, per ogni stringa $w \in \Sigma^*$ in input:

- Se $w \in L \implies M$ si ferma (accettando w) nello stato q_{accept} ; Quindi accetta la stringa.
- Se $w \notin L \implies M$ va in loop, non fermandosi mai.

Notare che la macchina non si ferma sempre. In questo caso si dice che la macchina "riconosce" L .

Definizione 1.14 (Linguaggio indecidibile). Un linguaggio L è **indecidibile** quando \nexists una MdT M in grado di decidere L . Ma può esistere una MdT in grado di riconoscere L .

Nota: L è indecidibile e potrebbe essere semidecidibile, ma mai decidibile.

Definizione 1.15 (Linguaggio di una macchina). Se A (linguaggio) è l'insieme di tutte le stringhe che la MdT M accetta oppure riconosce, dico che M accetta o riconosce A e lo indico come $L(M) = A$.

Se M non accetta nessuna stringa, lo indico come $L(M) = \emptyset$

2 Computabilità

Definizione 2.1 (Funzione totale). Una funzione è **totale** se restituisce sempre un risultato per ogni input possibile. Quindi:

$$\forall x, f(x) \text{ è ben definita}$$

Definizione 2.2 (Funzione parziale). Una funzione è **parziale** se non è definita per tutti gli input, cioè per alcuni valori di x non restituisce nessun risultato (va in loop o si blocca). Quindi:

$$\text{per alcuni } x, f(x) \text{ non è definita}$$

Definizione 2.3 (Funzione computabile). Una funzione è **computabile** se \exists una MdT M che calcola f .

Definizione 2.4 (Funzione computabile totale). Una funzione $f : \Sigma^* \rightarrow \Sigma^*$ è **computabile totale** se esiste una MdT che calcola f e termina sempre per ogni input¹. Ovvero:

$$\exists \text{ una MdT } M \text{ che termina sempre t.c. } \forall x \in \Sigma^* \text{ calcola } f(x)$$

Definizione 2.5 (Funzione computabile parziale). Una funzione $f : \Sigma^* \rightarrow \Sigma^*$ è **computabile parziale** se \exists una MdT M che calcola f ma può non terminare su alcuni input².

Funzione computabile \neq MdT

Una funzione computabile è un concetto matematico; una MdT è uno strumento che può calcolarla. La funzione non è la MdT stessa.

Esempio: $f(n) = n^2$

1. f è una funzione matematica pura, definita su tutti i numeri naturali. In sé, non è un algoritmo, è solo una regola che dice: “dato un n come input, restituisci n^2 ” come output.
2. per calcolare f in modo concreto, posso costruire una MdT con il seguente comportamento.

M su n :

- (a) Calcola $n \cdot n$
- (b) Scrive risultato su nastro e termina

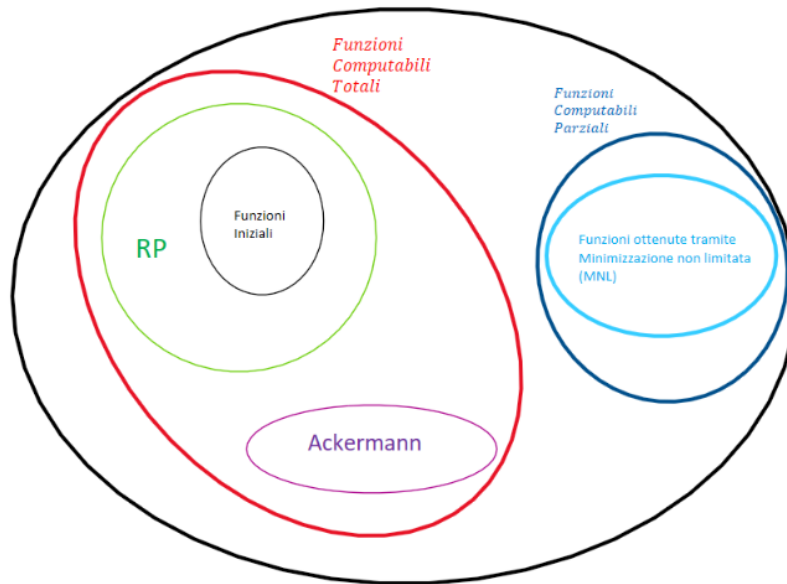
f è una funzione computabile totale perchè la MdT termina sempre fornendo una risposta per ogni input n .

¹coincide con la definizione di decidibilità

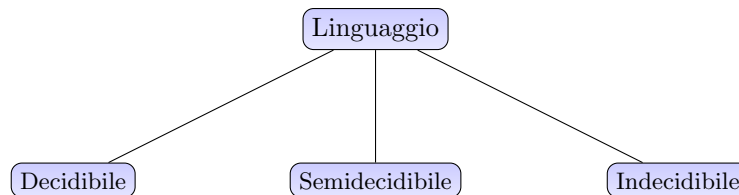
²coincide con la definizione di semidecidibilità

2.1 Funzioni Computabili totali e parziali

$\mu - \text{ricorsive} = \text{Funzioni computabili parziali} + \text{totali}$



3 Decidibilità



Come provare che un linguaggio è decidibile, semidecidibile o indecidibile?

- L è decidibile: dimostrazione per costruzione
- L è semidecidibile: dimostrazione per costruzione
- L è indecidibile: dimostrazione per assurdo + riduzione ad un problema che sappiamo essere indecidibile (es: Teorema dell'arresto) oppure Teorema di Rice

Definizione 3.1 (Codifica di una MdT). La notazione $R(M)$ indica la codifica di una macchina. Spesso utilizzata nelle dimostrazioni.

3.1 Decidibilità

Un linguaggio L è **decidibile** se \exists una MdT M tale che, per ogni stringa $w \in \Sigma^*$ in input:

- Se $w \in L \implies M$ si ferma (accettando w) nello stato q_{accept} ; Quindi accetta la stringa.
- Se $w \notin L \implies M$ si ferma (rifiutando w) nello stato q_{reject} ; Quindi rifiuta la stringa.

Notare che la macchina si ferma sempre. In questo caso si dice che la macchina "decide" L .

Definizione 3.2 (Enumeratore). Un **enumeratore** è una MdT che genera tutte le stringhe del linguaggio (separandole con il simbolo "#"), una dopo l'altra, senza ricevere nessun input. Infatti, la macchina E inizia a lavorare su nastro vuoto (input vuoto).

Funzionamento:

1. L'enumeratore viene eseguito inizialmente su nastro vuoto (nessun input)
2. Genera la stringa scrivendola sul nastro
3. Quando ha terminato di scrivere la stringa, la invia al dispositivo di output (stampante)
4. Torna al passo 2

Definizione 3.3 (Funzione caratteristica). Sia L un linguaggio su Σ^* . La **funzione caratteristica** di L , dato in input una stringa w , restituisce 1 se la stringa appartiene al linguaggio, 0 altrimenti:

$$\chi_L(w) = \begin{cases} 1 & \text{se } w \in L \\ 0 & \text{se } w \notin L \end{cases}$$

La funzione caratteristica è una MdT.

Teorema : 2.1.1

Se L è decidibile $\implies L$ è enumerabile.

Ragionamento. Per dimostrarlo, utilizzo la dimostrazione per costruzione.

Dimostrazione.

L è decidibile (ipotesi)

L è enumerabile (tesi)

Sia L il linguaggio su Σ^* . Per ipotesi, L è decidibile quindi \exists una MdT M che decide L . Costruisco un MdT E che enumera L come segue.

E non ha nessun input ma $\forall w_i \in \Sigma^*$:

1. Esegue M su w_i :

- Se M accetta ($w_i \in L$) allora E scrive w_i
- Se M rifiuta ($w_i \notin L$) allora E non scrive w_i

Ho costruito un enumeratore per L . Pertanto L è enumerabile. \square

Teorema : 2.1.2

L è decidibile $\iff L$ è enumerabile $\wedge \bar{L}$ è enumerabile.

Ragionamento. \bar{L} è enumerabile vuol dire che una MdT scrive tutte le stringhe $\notin L$

Teorema : 2.1.3

L è decidibile $\iff \chi_L$ è una funzione computabile.

Ragionamento. χ_L funzione computabile vuol dire che \exists una MdT, dato in input w , restituisce:

$$\chi_L(w) = \begin{cases} 1 & \text{se } w \in L, \\ 0 & \text{se } w \notin L. \end{cases}$$

Teorema : 2.1.4

Se L è decidibile $\implies L$ è semidecidibile.

Questa dimostrazione fa riferimento ad un automa a stati finiti deterministico (DFA). Lo stesso quesito per una MdT non è decidibile (vedi esercizio 2.2). Lo scopo è mostrare come funziona la dimostrazione per costruzione.

Esercizio 1.1

Sia il linguaggio $L_{DFA} = \{(R(M), w) \mid M \text{ accetta } w\}$. Dimostrare che L è decidibile.

Ragionamento. L_{DFA} è l'insieme delle codifiche di automi a stati finiti deterministici che accettano w . Ovvero, siano M_1, M_2, M_3 tre DFA:

- M_1 accetta w , allora $R(M_1) \in L_{DFA}$
- M_2 rifiuta w , allora $R(M_2) \notin L_{DFA}$
- M_3 accetta w , allora $R(M_3) \in L_{DFA}$

Quindi $L_{DFA} = \{R(M_1), R(M_3)\}$

**utilizzo dimostrazione per costruzione.

Dimostrazione.

$$L_{DFA} = \{(R(M), w) \mid M \text{ accetta } w\} \quad (\text{ipotesi})$$

$$L_{DFA} \text{ è decidibile} \quad (\text{tesi})$$

Sapendo che per ipotesi $L_{DFA} = \{(R(M), w) \mid M \text{ accetta } w\}$, allora costruisco una MdT N che decide L_{DFA} . Dato in input $(R(M), w)$, dove $R(M)$ è la codifica di un DFA arbitrario e w una stringa:

1. Controlla che $R(M)$ sia una codifica valida e che w sia una stringa, altrimenti rifiuta.
2. Simula M su input w .
3. Se la simulazione termina:
 - in uno stato accettante $\implies N$ termina accettando $R(M)$;
Quindi $R(M) \in L_{DFA}$
 - in uno stato di rifiuto $\implies N$ termina rifiutando $R(M)$;
Quindi $R(M) \notin L_{DFA}$

Ho costruito una macchina N in grado di decidere L_{DFA} ; Inoltre, poichè un DFA ha un numero di stati finiti e la stringa w è finita, la simulazione termina in uno stato finale (accettante o di rifiuto), garantendo che anche N si fermi sempre accettando o rifiutando l'input. Pertanto, si dimostra che L_{DFA} è decidibile. \square

3.2 Semidecidibilità

Un linguaggio L è **semidecidibile** se \exists una MdT M tale che, per ogni stringa $w \in \Sigma^*$ in input:

- Se $w \in L \implies M$ si ferma (accettando w) nello stato q_{accept} ; Quindi accetta la stringa.
- Se $w \notin L \implies M$ va in loop, non fermandosi mai.

Notare che la macchina non si ferma sempre. In questo caso si dice che la macchina "riconosce" L .

Teorema : 2.2.1

L è enumerabile $\iff L$ è semidecidibile.

Ragionamento. Se io ho un linguaggio L e mi chiedono:

- Sia L enumerabile, è anche semidecidibile? (sempre vero)
- Sia L semidecidibile, è anche enumerabile? (sempre vero)

Dimostrazione. (\implies)

L è enumerabile (ipotesi)

L è semidecidibile (tesi)

Per ipotesi, \exists una MdT E che enumera L . Costruisco un algoritmo di semidecisione M per L con il seguente funzionamento.

M su input w :

1. Esegue E e osserva le stringhe che esso stampa. Per ogni nuova stringa s_i stampata da E :
 M confronta w con s_i :
 - Se $w = s_i$, allora M accetta w .

Se w non appare mai tra le stringhe prodotte da E , M non si ferma (continuerà a confrontare ogni stringa stampata da E).

Ho costruito un algoritmo di semidecidibile per L , pertanto L è semidecidibile. \square

*Nota per non confondersi: durante la costruzione di un algoritmo semidecidibile, specifica **solo** il comportamento di M nel caso di $w \in L$, ma non nel caso in cui $w \notin L$. Perchè essendo M semidecidibile, non importa specificarlo e potresti confonderti. Nel caso puoi menzionare che M non si ferma ma non andare nello specifico.*

Dimostrazione. (\Leftarrow)

L è semidecidibile (ipotesi)

L è enumerabile (tesi)

Per ipotesi, L è semidecidibile quindi \exists una MdT M che riconosce (semidecide) L . Costruisco un algoritmo di enumerazione E per L con il seguente funzionamento.

a) **Versione con MdT deterministica**

In questo caso si utilizza la tecnica di Dovetailing per Macchine di Turing.

Ricordiamoci che M è la MdT deterministica che semidecide L dove:

M su input w , se $w \in L \Rightarrow M$ accetta. (non specifico nel caso di $w \notin L$, perchè M può non terminare essendo semidecidibile).

Costruisco un **enumeratore E deterministico** come segue.

E non ha nessun input ma per ogni passo i :

- passo $i = 1$:
 1. E simula M su w_1 per 1 passo (cioè M effettua 1 transizione su w_1)
 2. Se M accetta, E stampa w_1
- passo $i = 2$:
 1. E simula M su w_1 per 2 passi (cioè M effettua 2 transizioni su w_1 , ripartendo dallo stato iniziale)
 2. Se M accetta, E stampa w_1
 3. E simula M su w_2 per 2 passi (cioè M effettua 2 transizioni su w_2)
 4. Se M accetta, E stampa w_2
- passo $i = 3$:
 1. E simula M su w_1 per 3 passi (cioè M effettua 3 transizioni su w_1 , ripartendo dallo stato iniziale)
 2. Se M accetta, E stampa w_1
 3. E simula M su w_2 per 3 passi (cioè M effettua 3 transizioni su w_2 , ripartendo dallo stato iniziale)
 4. Se M accetta, E stampa w_2
 5. E simula M su w_3 per 3 passi (cioè M effettua 3 transizioni su w_3)
 6. Se M accetta, E stampa w_3
- passo $i = 4$:
 1. E simula M su w_1 per 4 passi (cioè M effettua 4 transizioni su w_1 , ripartendo dallo stato iniziale)

2. Se M accetta, E stampa w_1

*CONTA CHE w_2 È GIÀ STATA ACCETTATA NEI PASSI
PRECEDENTI QUINDI QUI NON C'È BISOGNO DI SCRIVERLA*

3. E simula M su w_3 per 4 passi (cioè M effettua 4 transizioni su w_3 , ripartendo dallo stato iniziale)
4. Se M accetta, E stampa w_3
5. E simula M su w_4 per 4 passi (cioè M effettua 4 transizioni su w_4)
6. Se M accetta, E stampa w_4
- ... (iterazioni successive)

È ovvio che con questo metodo E non rimane mai bloccata perchè M non si blocca su nessuna stringa w_i perchè al i -esimo passo, M esegue sulla stringa i transizioni^a (che sono finite^b).

Dopo aver compreso il meccanismo di Dovetailing per costruire un enumeratore tramite MdT deterministiche semidecidibili, posso riassumerlo così:

E non ha nessun input:

Ripeti quanto segue per $i = 1, 2, 3, \dots$ passi

1. Simula M su ogni input w_1, w_2, \dots, w_i per i passi
2. Se una qualsiasi simulazione accetta, E stampa la corrispondente stringa accettata.

Conclusione: Ho costruito un enumeratore E deterministico che stampa tutte e solo le stringhe di L . Pertanto L è enumerabile.

b) Versione con MdT non deterministica

In questo caso si utilizza la seguente tecnica: Costruisco un enumeratore non deterministico che simula una mdt M det? Ricordiamoci che M è la MdT deterministica che semidecide L dove:

M su input w , se $w \in L \implies M$ accetta. (non specifico nel caso di $w \notin L$, perchè M può non terminare essendo semidecidibile).

Costruisco un enumeratore E non deterministico come segue.

E non ha nessun input:

1. E indovina^c una stringa w .
2. E simula M su w :
 - se M accetta w , allora E stampa la stringa

Conclusione: Ho costruito un enumeratore E non deterministico che stampa tutte e sole le stringhe di L . Pertanto L è enumerabile. \square

^aa seconda del passo di E

^bquindi M si ferma per certo su w_i dopo aver fatto i transizioni

^cCon "indovinare" si intende che E esplora diversi rami contemporaneamente; Ogni ramo i è indipendente e sceglie una stringa w_i :

$$Ramo_1 : w_1 \rightarrow M(w_1)$$

$$Ramo_2 : w_2 \rightarrow M(w_2)$$

$$Ramo_3 : w_3 \rightarrow M(w_3)$$

$$\vdots$$

$$Ramo_i : w_i \rightarrow M(w_i)$$

Quindi, è come se ci fossero tante M parallele che si eseguono, ciascuna su input diverso w_i . Inoltre, se M va in loop su una w (ramo), gli altri rami non rimangono bloccati quindi segue che E non rimane bloccata. Questo garantisce che, se almeno un ramo termina con accettazione, allora l'enumeratore E stampa la stringa accettata da M .

Teorema : 2.2.2

L è semidecidibile $\wedge \bar{L}$ è semidecidibile $\implies L$ decidibile.

Teorema : 2.2.3

L è semidecidibile $\wedge \bar{L}$ non è semidecidibile $\implies L$ indecidibile.

3.3 Indecidibilità

Un linguaggio L è indecidibile quando \nexists una MdT in grado di fermarsi sempre accettando o rifiutando l'input. Ciò vuol dire che:

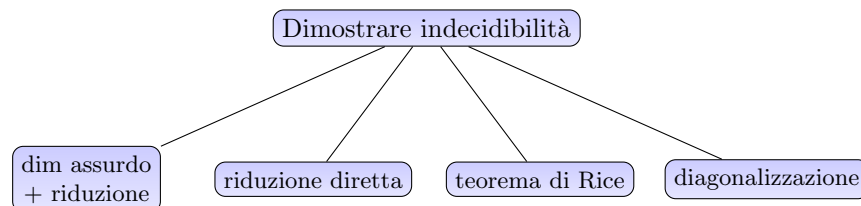
- L è indecidibile e anche semidecidibile
- L è indecidibile ma non semidecidibile

Pertanto, quando viene richiesto di dimostrare l'indecidibilità di un linguaggio:

- Se sospetto che L possa essere indecidibile + semidecidibile, allora:
 1. Applico la dimostrazione per costruzione; cioè, costruisco una MdT che riconosce³ il linguaggio.
 2. Effettuo la riduzione ad un linguaggio noto indecidibile.

Nel primo punto dimostro la semidecidibilità di L e nel secondo la indecidibilità.

- Se sospetto che il linguaggio è indecidibile ma non semidecidibile, allora posso considerare una di queste tecniche:



³Turing-reconizable: MdT si ferma accettando le stringhe che appartengono al linguaggio e va in loop per quelle che non appartengono.

- dimostrazione per assurdo + effettuo la riduzione ad un linguaggio noto indecidibile
- riduzione diretta
- uso il Teorema di Rice
- applico la diagonalizzazione

3.4 Proprietà di Chiusura dei linguaggi

PROPRIETÀ DI CHIUSURA	
Chiusura sotto unione	<p>Siano L_1, L_2 due linguaggi decidable $\Rightarrow L_1 \cup L_2$ è decidibile.</p> <p>Siano L_1, L_2 due linguaggi semidecidibili $\Rightarrow L_1 \cup L_2$ è semidecidibile.</p> <p>Siano L_1 decidibile e L_2 semidecidibile $\Rightarrow L_1 \cup L_2$ è semidecidibile.</p> <p>Siano L_1 decidibile e L_2 indecidibile $\Rightarrow L_1 \cup L_2$ è _____ (dipende).</p> <p>Siano L_1 semidecidibile e L_2 indecidibile $\Rightarrow L_1 \cup L_2$ è _____ (dipende).</p>
Chiusura sotto intersezione	<p>Siano L_1, L_2 due linguaggi decidable $\Rightarrow L_1 \cap L_2$ è decidibile.</p> <p>Siano L_1, L_2 due linguaggi semidecidibili $\Rightarrow L_1 \cap L_2$ è semidecidibile.</p> <p>Siano L_1 decidibile e L_2 semidecidibile $\Rightarrow L_1 \cap L_2$ è semidecidibile.</p> <p>Siano L_1 decidibile e L_2 indecidibile $\Rightarrow L_1 \cap L_2$ è _____ (dipende).</p> <p>Siano L_1 semidecidibile e L_2 indecidibile $\Rightarrow L_1 \cap L_2$ è _____ (dipende).</p>
Chiusura sotto concatenazione	<p>Siano L_1, L_2 due linguaggi decidable $\Rightarrow L_1 \circ L_2$ è decidibile.</p> <p>Siano L_1, L_2 due linguaggi semidecidibili $\Rightarrow L_1 \circ L_2$ è semidecidibile.</p> <p>Siano L_1 decidibile e L_2 semidecidibile $\Rightarrow L_1 \circ L_2$ è semidecidibile.</p> <p>Siano L_1 decidibile e L_2 indecidibile $\Rightarrow L_1 \circ L_2$ è _____ (dipende).</p> <p>Siano L_1 semidecidibile e L_2 indecidibile $\Rightarrow L_1 \circ L_2$ è _____ (dipende).</p>
Chiusura sotto stella di Kleene	<p>Sia L_1 un linguaggio decidibile $\Rightarrow L_1^*$ è decidibile.</p> <p>Sia L_1 un linguaggio semidecidibile $\Rightarrow L_1^*$ è semidecidibile.</p> <p>Sia L_1 un linguaggio indecidibile $\Rightarrow L_1^*$ è _____ (dipende).</p>
Chiusura sotto il complemento	<p>Sia L un linguaggio decidibile $\Rightarrow L^c$ è decidibile.</p> <p>Sia L un linguaggio semidecidibile e L^c è semidecidibile $\Rightarrow L$ è decidibile.</p> <p>Sia L un linguaggio semidecidibile + indecidibile $\Rightarrow L^c$ è non-semidecidibile.</p> <p>Sia L un linguaggio indecidibile $\Rightarrow L^c$ è _____ (dipende).</p>

3.5 Esercizi

Teorema

Sia il linguaggio $L = \{(R(M), w) \mid M \text{ accetta } w\}$. Dimostrare che L è semidecidibile ma anche indecidibile.

Esercizio 2.1

Sia il linguaggio $L_1 = \{(R(M), w) \mid M \text{ accetta } w\}$. Dimostrare che L è semidecidibile.

Ragionamento. L_1 è l'insieme delle codifiche di MdT che accettano w . Ovvero, siano M_1, M_2, M_3 tre MdT:

- M_1 accetta w , allora $R(M_1) \in L_1$
- M_2 rifiuta w , allora $R(M_2) \notin L_1$
- M_3 accetta w , allora $R(M_3) \in L_1$

Quindi $L_1 = \{R(M_1), R(M_3)\}$

Dato che devo dimostrare la semidecidibilità di L_1 , costruisco una MdT che riconosce il linguaggio.

Dimostrazione.

$$L_1 = \{(R(M), w) \mid M \text{ accetta } w\} \quad (\text{ipotesi})$$

L_1 è semidecidibile

(tesi)

Costruisco una MdT N che riconosce L_1 . Dato in input $(R(M), w)$, dove $R(M)$ è la codifica di una MdT arbitraria e w una stringa, la MdT N si comporta come segue:

1. Controlla che $R(M)$ sia una codifica valida e che w sia una stringa, altrimenti rifiuta.
2. Simula M su input w .
3. Se la simulazione termina:
 - in uno stato accettante $\implies N$ termina accettando $R(M)$;
Quindi $R(M) \in L_1$
 - in uno stato di rifiuto $\implies N$ termina rifiutando $R(M)$;
Quindi $R(M) \notin L_1$

Notare che la macchina N va in loop sull'input $(R(M), w)$ se M va in loop su w .

Un decisore deve sempre fermarsi (in ogni caso), ma qui, se M va in loop su w , N non si fermerà mai. Questo rende N un riconoscitore e non un decisore.

Ho dimostrato che L_1 è semidecidibile costruendo la MdT N che riconosce tale linguaggio. Pertanto, si dimostra che L_1 è semidecidibile. \square

Esercizio 2.2

Sia il linguaggio $L_1 = \{(R(M), w) \mid M \text{ accetta } w\}$. Dimostrare che L è indecidibile.

Ragionamento. Per dimostrarlo, applico:

- Dim per assurdo (suppongo per assurdo (nego la tesi) per poi ottenere una contraddizione, che rende falsa l'assunzione fatta)

Dimostrazione.

$L_1 = \{(R(M), w) \mid M \text{ accetta } w\}$ (ipotesi)

L_1 è indecidibile (tesi)

Per applicare la dimostrazione per assurdo nego la tesi, quindi suppongo per assurdo che L_1 sia decidibile. Sapendo che per ipotesi (la mia per assurdo, non quella del teorema) L_1 è decidibile, allora \exists una MdT N che decide L_1 con il seguente funzionamento:

$$N(R(M), w) = \begin{cases} \text{accept} & \text{se } M \text{ accetta } w \\ \text{reject} & \text{se } M \text{ non accetta } w \end{cases}$$

Con "non accetta" si intende che M potrebbe rifiutare w oppure andare in loop.

Dato in input $(R(M), w)$ alla MdT N , dove $R(M)$ è la codifica di una MdT arbitraria e w una stringa:

1. N controlla che $R(M)$ sia una codifica valida e che w sia una stringa, altrimenti rifiuta.
2. Simula M su input w .
3. Se la simulazione termina:
 - in uno stato accettante $\implies N$ termina accettando $R(M)$;
Quindi $R(M) \in L_1$
 - in uno stato di rifiuto/va in loop $\implies N$ termina rifiutando $R(M)$;
Quindi $R(M) \notin L_1$

Adesso costruisco una nuova MdT D con N come subroutine. D chiama N per determinare cosa fa M quando l'input per M è la sua stessa codifica (e non la stringa w). Il comportamento di D è l'opposto di N , ovvero:

$$D(R(M)) = \begin{cases} \text{accept} & \text{se } M \text{ non accetta } R(M) \\ \text{reject} & \text{se } M \text{ accetta } R(M) \end{cases}$$

Funzionamento di D :

1. Esegue N su input $(R(M), R(M))$ dove $R(M)$ è la codifica della MdT M :
 - Se N si ferma accettando $\implies D$ rifiuta.
(ricorda che se N accetta allora vuol dire che M ha accettato $R(M)$)
 - Se N si ferma rifiutando $\implies D$ accetta.
(ricorda che se N rifiuta allora vuol dire che M non ha accettato $R(M)$)

Cosa succederebbe se fornissimo alla MdT D la propria codifica come input? Otterrei:

$$D(R(D)) = \begin{cases} \text{accept} & \text{se } D \text{ non accetta } R(D) \\ \text{reject} & \text{se } D \text{ accetta } R(D) \end{cases}$$

che è una contraddizione.

Conclusione: Poiché abbiamo ottenuto una contraddizione (D rifiuta $R(D)$ quando D accetta $R(D)$), l'ipotesi che L_1 sia decidibile è falsa. Pertanto, L_1 è indecidibile. \square

Teorema

Sia il linguaggio $L = \{(R(M), w) \mid M \text{ accetta } w\}$. Dimostrare che \overline{L} non è semidecidibile.

Esercizio 2.3

Sia il linguaggio $L_1 = \{(R(M), w) \mid M \text{ accetta } w\}$. Dimostrare che $\overline{L_1}$ non è semidecidibile.

Ragionamento. Devo dimostrare che $\overline{L_1} = \{(R(M), w) \mid M \text{ non accetta } w\}$ non è semidecidibile, ovvero che \nexists una MdT in grado di riconoscere $\overline{L_1}$. Procedo per assurdo.

Dimostrazione.

$$L_1 = \{(R(M), w) \mid M \text{ accetta } w\} \quad (\text{ipotesi})$$

$$\overline{L_1} \text{ non è semidecidibile} \quad (\text{tesi})$$

Sappiamo che L_1 è un linguaggio semidecidibile (esercizio 2.1).

Suppongo per assurdo che anche $\overline{L_1}$ sia semidecidibile (nego la tesi, ipotesi per assurdo). Dato che $L_1, \overline{L_1}$ sono entrambi semidecidibili \implies per definizione, L_1 è decidibile. Ma questo è assurdo perché abbiamo dimostrato che L_1 è indecidibile (esercizio 2.2). Ciò porta ad una contraddizione e l'ipotesi che $\overline{L_1}$ sia semidecidibile è falsa. Pertanto, $\overline{L_1}$ è non semidecidibile. \square

3.6 Famosi problemi indecidibili

3.6.1 Halting Problem

Definizione 3.4. (Problema dell'arresto) Esiste una MdT H che preso in input (M, w) , termina dicendo:

- Sì, se M termina su w
- No, se M va in loop su w

Tale macchina esiste? No.

Definizione 3.5. (Linguaggio Halting Problem) Sia $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ il linguaggio del problema dell'arresto definito come segue:

$$\mathcal{L}_{\text{Halt}} = \{(R(M), w) \mid M \text{ termina su } w\}$$

Notare che $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ è semidecidibile, ovvero \exists una MdT N che dato in input $(R(M), w)$:

- Se M termina su w , allora N accetta
(Se M termina su $w \implies (R(M), w) \in \mathcal{L}_{\text{Halt}}$)⁴.
- Se M non termina su w , allora N va in loop

*Attenzione: " M termina su w " e non dice " M accetta w ", che sono due cose differenti. Se M termina su w , allora N accetta; ovvero l'importante è che M termini su w , che sia in uno stato accettante o di rifiuto. (Quindi non ci interessa se M accetta o rifiuta w , quello che ci interessa è che M si fermi su w .)

Pertanto, \exists una MdT che riconosce (ma non decide) $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$.

Osservazione

Il problema dell'arresto (o, equivalentemente, il linguaggio $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$) è **indecidibile**, cioè non esiste una MdT che termina sempre dando la risposta corretta. Tuttavia, $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ è **semidecidibile**: esiste infatti una MdT universale che, dato in input $(R(M), w)$, termina accettando se M termina su w , mentre può non terminare se M non termina su w .

Il problema dell'arresto è semidecidibile + indecidibile, oppure, equivalentemente scrivo:

$\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ è semidecidibile ma non decidibile

⁴Ho scritto " M termina su w " e non " $w \in L(M)$ " poichè si sta parlando di terminare su w e non accettare w . La dicitura classica $w \in L(M)$ si scrive solo quando M accetta w .

Teorema : Halting Problem (2.4.1)

Il problema dell'arresto è indecidibile.

$\mathcal{L}_{\text{Halt}} = \{(R(M), w) \mid M \text{ termina su } w\}$ è indecidibile.

Dimostrazione.

$$\mathcal{L}_{\text{Halt}} = \{(R(M), w) \mid M \text{ termina su } w\} \quad (\text{ipotesi})$$

$$\mathcal{L}_{\text{Halt}} \text{ è indecidibile} \quad (\text{tesi})$$

Suppongo per assurdo che il problema dell'arresto sia decidibile (ipotesi per assurdo, nego la tesi). Quindi, per ipotesi, \exists una MdT H che risolve il problema dell'arresto. H su input $(R(M), w)$ dove $R(M)$ è la codifica di una MdT arbitraria e w una stringa:

- Se M termina su w , allora H accetta
- Se M non termina su w , allora H rifiuta

Modifico la MdT H per costruire H' con il seguente comportamento.

$$H'(R(M), w) = \begin{cases} \text{loop} & \text{se } M \text{ termina su } w \\ \text{reject} & \text{se } M \text{ non termina su } w \end{cases}$$

H' su input $(R(M), w)$:

- Se M termina su w , allora H' va in loop
- Se M non termina su w , allora H' rifiuta

Adesso costruisco un'altra MdT D (che prende in input solo la codifica di una macchina)^a combinando H' con una procedura.

$$D(R(M)) = \begin{cases} \text{loop} & \text{se } M \text{ termina su } R(M) \\ \text{reject} & \text{se } M \text{ non termina su } R(M) \end{cases}$$

La macchina D su input $(R(M))$:

1. Controlla che $R(M)$ sia un codifica valida, altrimenti rifiuta
2. Esegue varie transizioni che, a partire dall'input, produce la coppia $(R(M), R(M))$
(legge la codifica della macchina in input e la copia come secondo argomento da fornire a H')
3. Esegue H' sull'input $(R(M), R(M))$:
 - Se H' va in loop, allora anche D va in loop
(ricorda che se H' va in loop vuol dire che M ha terminato su $R(M)$)
 - Se H' rifiuta, allora D rifiuta
(ricorda che se H' rifiuta vuol dire che M non ha mai terminato su $R(M)$)

E adesso cosa succederebbe se fornissi alla MdT D la propria codifica come input? Otterrei:

$$D(R(D)) = \begin{cases} \text{loop} & \text{se } D \text{ termina su } R(D) \\ \text{reject} & \text{se } D \text{ non termina su } R(D) \end{cases}$$

una contraddizione.

Conclusion: Poichè ho ottenuto una contraddizione (D va in loop su $R(D) \iff D$ termina su $R(D)$), l'ipotesi che il problema dell'arresto sia decidibile è falsa. Pertanto, il problema dell'arresto è indecidibile (oppure scrivo: Pertanto, $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ è indecidibile). \square

^ainvece dell'input $(R(M), w)$, prende in input $(R(M))$

Teorema

$\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ è semidecidibile. $\overline{\mathcal{L}_{\text{Halt}}}$ non è semidecidibile.

Dimostrazione. Sappiamo per definizione, che $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ è semidecidibile. Suppongo per assurdo che $\overline{\mathcal{L}_{\text{Halt}}}$ sia anch'esso semidecidibile. Dato che $\mathcal{L}_{\text{Halt}}, \overline{\mathcal{L}_{\text{Halt}}}$ sono entrambi semidecidibili \implies per definizione, $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ è decidibile. Ma questo è assurdo perchè abbiamo dimostrato che $\overline{\mathcal{L}_{\text{Halt}}}$ è indecidibile (teorema 2.4.1). Ciò porta ad una contraddizione e l'ipotesi che $\overline{\mathcal{L}_{\text{Halt}}}$ sia semidecidibile è falsa. Pertanto, $\overline{\mathcal{L}_{\text{Halt}}}$ non è semidecidibile. \square

3.6.2 Problema del nastro vuoto

Definizione 3.6 (Problema del nastro vuoto). Esiste una MdT E che preso in input $R(M)$, termina dicendo:

- Sì, se M termina su nastro vuoto
- No, se M non termina su nastro vuoto

Tale macchina esiste? No.

*Attenzione: "termina su nastro vuoto" significa "termina quando parte su nastro vuoto".

Definizione 3.7 (Linguaggio Blank-Tape Halting Problem). Sia $\mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}}$ il linguaggio del problema del nastro vuoto definito come segue:

$$\mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}} = \{R(M) \mid M \text{ termina su nastro vuoto}\}$$

Notare che $\mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}}$ è semidecidibile.

Quindi, il problema del nastro vuoto è semidecidibile + indecidibile, oppure, equivalentemente scrivo:

$\mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}}$ è semidecidibile ma non decidibile

Teorema : Blank-Tape Halting Problem (versione A)

Il problema del nastro vuoto è indecidibile.

$\mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}} = \{R(M) \mid M \text{ termina su nastro vuoto}\}$ è indecidibile.

Ragionamento. Per dimostrarlo, uso la dim per assurdo e poi effettuo una riduzione da un problema noto indecidibile (es: problema dell'arresto) al mio (problema del nastro vuoto).

Dato che sto ragionando per assurdo, non posso usare questa: se $A \leq_m B \wedge A$ è indecidibile $\implies B$ è indecidibile (teorema 3.2); ma devo usare questa: se $A \leq_m B \wedge B$ è decidibile $\implies A$ è decidibile (teorema 3.1);

Quindi costruisco una riduzione del tipo: $\mathcal{L}_{\text{Halt}} \leq_m \mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}}$.

Dimostrazione.

$$\mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}} = \{R(M) \mid M \text{ termina su nastro vuoto}\} \quad (\text{ipotesi})$$

$$\mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}} \text{ è indecidibile} \quad (\text{tesi})$$

Siano $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$, $\mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}}$ due linguaggi su Σ_H^* , Σ_B^* rispettivamente, dove:

- $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ è il linguaggio del problema dell'arresto
- $\mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}}$ è il linguaggio del problema del nastro vuoto

1. Ipotesi per assurdo

Suppongo per assurdo che $\mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}}$ sia decidibile (ipotesi per assurdo). Quindi per ipotesi \exists una MdT E che decide $\mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}}$. Ovvero:

$$E(R(M)) = \begin{cases} \text{accept} & \text{se } M \text{ termina su nastro vuoto} \\ \text{reject} & \text{se } M \text{ non termina su nastro vuoto} \end{cases}$$

2. Costruisco funzione di riduzione

Costruisco una funzione di riduzione $f : \Sigma_H^* \rightarrow \Sigma_B^*$ t.c. $\forall w \in \Sigma_H^*$:

$$w \in \mathcal{L}_{\text{Halt}} \iff f(w) \in \mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}}$$

Quindi, costruisco la funzione di riduzione (che sarebbe la MdT R):

- Se w non è della forma $(R(M), w)$, pongo $f(w) = 1$
- Se $w = (R(M), w)$, allora pongo $f(w) = R(M')$

Ovvero, il funzionamento della MdT R è costruire una nuova macchina M' , praticamente il seguente:

1. R riceve come input $w = (R(M), w)$ da N
2. R costruisce la nuova macchina M' che ha questo comportamento:
 - (a) M' viene avviata su nastro vuoto (condizione del Blank-Tape Halting Problem)
 - (b) M' scrive w sul nastro
 - (c) M' riporta la testina all'inizio del nastro
 - (d) M' esegue M su w
3. R genera l'output $R(M')$ (che è la nuova macchina costruita nel passo 2)

3. Costruisco MdT che decide il problema dell'arresto

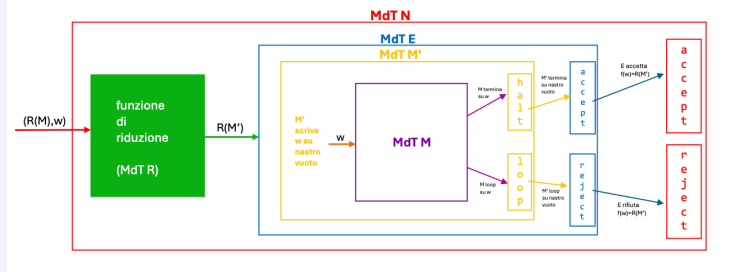
Adesso, costruisco una MdT N che decide $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$:

1. N su input $w \in \Sigma_H^*$ calcola $f(w) \in \Sigma_B^*$
2. N esegue E su $f(w)$:
 - Se E accetta, allora N accetta
(ricorda che se E accetta, vuol dire che M' ha terminato su nastro vuoto (se M' termina su nastro vuoto, vuol dire che M ha terminato su w))
ovvero: Se $R(M') \in \mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}}$, allora $(R(M), w) \in \mathcal{L}_{\text{Halt}}$
ma è più corretto scrivere:
 $w \in \mathcal{L}_{\text{Halt}} \iff f(w) \in \mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}}$
 - Se E rifiuta, allora N rifiuta
(ricorda che se E rifiuta, vuol dire che M' non ha terminato su nastro vuoto (se M' non termina su nastro vuoto (loop), vuol dire che M non ha terminato su w (loop)))
ovvero: Se $R(M') \notin \mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}}$, allora $(R(M), w) \notin \mathcal{L}_{\text{Halt}}$
ma è più corretto scrivere:
 $w \notin \mathcal{L}_{\text{Halt}} \iff f(w) \notin \mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}}$

Quindi N è un algoritmo di decisione per il problema dell'arresto che applica la funzione di riduzione per ogni input e sfrutta la MdT E che decide $\mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}}$ per decidere $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$. Perché alla fine N si ferma accettando w se e solo se E si ferma accettando $f(w)$ oppure N si ferma rifiutando w se e solo se E si ferma rifiutando $f(w)$.

La costruzione e il funzionamento della MdT N rende il problema dell'arresto decidibile. Ma questo è assurdo perché sappiamo che il problema dell'arresto è indecidibile, quindi questo porta ad una contraddizione. Poiché ho ottenuto una contraddizione, l'ipotesi che il problema del nastro vuoto sia decidibile è falsa. Pertanto, il problema del nastro vuoto è indecidibile. \square

Disegno:



Teorema : Blank-Tape Halting Problem (versione B)

Il problema del nastro vuoto è indecidibile.

$\mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}} = \{R(M) \mid M \text{ termina su nastro vuoto}\}$ è indecidibile.

Ragionamento. Per dimostrarlo, non uso la dim per assurdo ma effettuo **direttamente** una riduzione dal problema dell'arresto al mio. Ovvero, costruisco una riduzione del tipo: $\mathcal{L}_{\text{Halt}} \leq_m \mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}}$.

Uso solo la riduzione perchè "sfrutto":

1. La definizione di funzione di riduzione
 $(L_1 \leq_m L_2 \text{ se } \exists \text{ una funzione di riduzione } f : \Sigma_1^* \rightarrow \Sigma_2^* \text{ t.c. } \forall w \in \Sigma_1^* : w \in L_1 \iff f(w) \in L_2)$
2. Il teorema $A \leq_m B \wedge A \text{ è indecidibile} \implies B \text{ è indecidibile}$ (teorema 3.2).

Dimostrazione.

$$\mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}} = \{R(M) \mid M \text{ termina su nastro vuoto}\} \quad (\text{ipotesi})$$

$$\mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}} \text{ è indecidibile} \quad (\text{tesi})$$

Siano $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$, $\mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}}$ due linguaggi su Σ_H^* , Σ_B^* rispettivamente, dove:

- $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ è il linguaggio del problema dell'arresto
- $\mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}}$ è il linguaggio del problema del nastro vuoto

Sia $\mathcal{L}_{\text{Halt}} = \{(R(M), w) \mid M \text{ termina su } w\}$. È noto che $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ è indecidibile.

1. Riduzione

Definisco una funzione di riduzione^a $f : \Sigma_H^* \rightarrow \Sigma_B^*$ come segue.

Dato in input $(R(M), w)^b$ la funzione f genera come output $R(M')^c$, dove M' è la nuova MdT costruita dalla funzione di riduzione f che ha questo comportamento:

1. M' inizia la computazione su nastro vuoto
2. M' scrive w sul nastro
3. M' riporta la testina all'inizio del nastro
4. M' esegue M su w

La funzione di riduzione f trasforma ogni istanza del problema dell'arresto $(R(M), w)$ in un'istanza $R(M')$ del problema del nastro vuoto, dove M' inizia la computazione

su nastro vuoto, scrive w sul nastro ed esegue M su w . Per definizione di funzione di riduzione, vale:

$$(R(M), w) \in \mathcal{L}_{\text{Halt}} \iff f((R(M), w)) \in \mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}}.^d$$

Poiché $\mathcal{L}_{\text{Halt}} \leq_m \mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}}$ e $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ è indecidibile, segue che $\mathcal{L}_{\text{Blank-Tape}}$ è indecidibile. \square

^aricorda la funzione di riduzione trasforma un'istanza del problema dell'arresto H in un'istanza del problema del nastro vuoto B

^bistanza del problema dell'arresto

^cistanza del problema del nastro vuoto

^ddove $f((R(M), w)) = R(M')$; precisando che $w = (R(M), w)$ e $f(w) = R(M')$

dove w è l'input dato alla funzione di riduzione e $f(w)$ è l'output generato dalla stessa funzione di riduzione, ovvero il valore ottenuto applicando f a w .

3.6.3 Problema del linguaggio vuoto

Teorema : Emptiness Problem (versione lunga)

Il problema del linguaggio vuoto è indecidibile.

$\mathcal{L}_{\text{Emptiness}} = \{R(M) \mid L(M) = \emptyset\}$ è indecidibile.

Ragionamento. Per dimostrarlo, uso la dim per assurdo + costruisco una riduzione dal problema dell'arresto al mio, ovvero $\mathcal{L}_{\text{Halt}} \leq_m \mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$.

Uso quindi la MdT E che decide $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$ per decidere $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$. Uso solo la riduzione perchè "sfrutto":

1. La definizione di funzione di riduzione
 $(L_1 \leq_m L_2 \text{ se } \exists \text{ una funzione di riduzione } f : \Sigma_1^* \rightarrow \Sigma_2^* \text{ t.c. } \forall w \in \Sigma_1^* : w \in L_1 \iff f(w) \in L_2)$
2. Il teorema $A \leq_m B \wedge B \text{ è decidibile} \implies A \text{ è decidibile}$ (teorema 3.1).

Dimostrazione.

$$\mathcal{L}_{\text{Emptiness}} = \{R(M) \mid L(M) = \emptyset\} \quad (\text{ipotesi})$$

$$\mathcal{L}_{\text{Emptiness}} \text{ è indecidibile} \quad (\text{tesi})$$

Siano $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$, $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$ due linguaggi su Σ_H^* , Σ_E^* rispettivamente, dove:

- $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ è il linguaggio del problema dell'arresto
- $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$ è il linguaggio dell'emptiness problem

1. Ipotesi per assurdo

Suppongo per assurdo che $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$ sia decidibile (ipotesi per assurdo). Allora \exists una MdT E che decide $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$. Ovvero:

$$E(R(M)) = \begin{cases} \text{accept} & \text{se } M \text{ non accetta nessuna stringa} \\ \text{reject} & \text{se } M \text{ accetta almeno una stringa} \end{cases}$$

2. Riduzione

Definisco una funzione di riduzione^a $f : \Sigma_H^* \rightarrow \Sigma_E^*$ come segue.

Dato in input $(R(M), w)^b$ la funzione f genera come output $R(M')^c$, dove M' è la nuova MdT costruita dalla funzione di riduzione f che ha il seguente comportamento ($R(M)$ è la codifica di una MdT arbitraria e w una stringa).

M' su una stringa di input x generica:

- se $x \neq w$, rifiuta
- se $x = w$, esegue M su w dove:
 - se M termina su w , allora M' accetta w (perchè $x = w$)
 - se M va in loop su w , allora M' va in loop

In sostanza, osservandolo dal punto di vista del linguaggio accettato da M' :

$$L(M') = \begin{cases} \{w\} & \text{se } M \text{ termina su } w \\ \emptyset & \text{se } M \text{ non termina (loop) su } w \end{cases}$$

3. Costruisco MdT che decide il problema dell'arresto

Adesso, costruisco una MdT N che decide $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$:

1. N su input $w \in \Sigma_H^*$ calcola $f(w) \in \Sigma_E^*$ (riduzione)
2. N esegue E su $f(w)$:
 - Se E accetta, allora N rifiuta
(se E accetta, vuol dire che M' ha linguaggio vuoto, cioè M' loop w , quindi $L(M') = \emptyset$ (se M' loop su w , vuol dire che M ha loopato w))
ovvero: Se $R(M') \in \mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$, allora $(R(M), w) \notin \mathcal{L}_{\text{Halt}}$
ma è più corretto scrivere:
 $w \notin \mathcal{L}_{\text{Halt}} \iff f(w) \in \mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$
 - Se E rifiuta, allora N accetta
(se E rifiuta, vuol dire che M' non ha linguaggio vuoto, cioè M' ha accettato w , quindi $L(M') = \{w\}$ (se M' accetta w , vuol dire che M ha terminato su w))
ovvero: Se $R(M') \notin \mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$, allora $(R(M), w) \in \mathcal{L}_{\text{Halt}}$
ma è più corretto scrivere:
 $w \in \mathcal{L}_{\text{Halt}} \iff f(w) \notin \mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$

*Precisando che $w = (R(M), w)$ e $f(w) = R(M')$ dove w è l'input dato alla funzione di riduzione e $f(w)$ è l'output generato dalla stessa funzione di riduzione, ovvero il valore ottenuto applicando f a w .

Poiché $\mathcal{L}_{\text{Halt}} \leq_m \mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$ e $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$ è decidibile (ipotesi per assurdo), segue che $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ è decidibile. Ma questo è assurdo perché è ben noto che $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ è indecidibile (contraddizione). Poiché ho ottenuto una contraddizione, l'ipotesi che $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$ sia decidibile è falsa. Pertanto, l'emptiness problem è indecidibile. \square

^aricorda la funzione di riduzione trasforma un'istanza del problema dell'arresto H in un'istanza dell'emptiness problem E

^bistanza del problema dell'arresto

^cistanza del problema dell'emptiness problem

Teorema : Emptiness Problem (versione corta)

Il problema del linguaggio vuoto è indecidibile.
 $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}} = \{R(M) \mid L(M) = \emptyset\}$ è indecidibile.

Ragionamento. Dim per assurdo + riduzione:

1. Nego la tesi (suppongo per assurdo che il nostro problema sia decidibile)
2. Costruisco una funzione di riduzione da un problema noto indecidibile al nostro: $\mathcal{L}_{\text{Halt}} \leq_m \mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$

Concludo che, se $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$ fosse decidibile, allora potrei usare f e il decisore di $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$ per costruire un decisore per $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$. Ma $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ è noto per essere indecidibile: contraddizione. Pertanto, $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$ è indecidibile.

Dimostrazione. Siano $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$, $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$ due linguaggi su Σ_H^* , Σ_E^* rispettivamente, dove:

- $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ è il linguaggio del problema dell'arresto
- $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$ è il linguaggio dell'emptiness problem

1. Ipotesi per assurdo

Suppongo per assurdo che $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$ sia decidibile. Quindi \exists una MdT E che decide $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$.

2. Riduzione

Costruisco una funzione di riduzione $f : \Sigma_H^* \rightarrow \Sigma_E^*$ tale che dato $(R(M), w)^a$ definisco

$$f((R(M), w)) = (R(M'))^b,$$

dove M' su una stringa di input x generica:

- se $x \neq w$, rifiuta
- se $x = w$, esegue M su w dove:
 - se M termina su w , allora M' accetta w ($x = w$)
 - se M non termina (loop) su w , allora M' non termina

Dalla costruzione di f segue che: $w \in \mathcal{L}_{\text{Halt}} \iff f(w) \notin \mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$. Concludo che, se $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$ fosse decidibile, allora potrei usare f e il decisore di $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$ per costruire un decisore per $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$. Ma $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ è noto per essere indecidibile: contraddizione. Pertanto, $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$ è indecidibile. □

3. Costruisco MdT che risolve problema dell'arresto (opzionale)

Adesso, costruisco una MdT N che decide $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$:

1. N su input $(R(M), w) \in \Sigma_H^*$ calcola $f((R(M), w))^c \in \Sigma_E^*$ (riduzione)
2. N esegue E su $f((R(M), w))$:
 - se E accetta, N rifiuta
(se E accetta vuol dire che $L(M') = \emptyset$, ovvero che M' loop perchè M loop su w ; dato che M loop su w allora N rifiuta^d)
 $w \notin \mathcal{L}_{\text{Halt}} \iff f(w) \in \mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$
 - se E rifiuta, N accetta
(se E rifiuta vuol dire che $L(M') = \{w\}$, ovvero che M' ha accettato $x = w$ perchè M ha terminato su w ; dato che M ha terminato su w allora N accetta^e)
 $w \in \mathcal{L}_{\text{Halt}} \iff f(w) \notin \mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$

^aistanza del problema dell'arresto

^bistanza dell'emptiness problem

^c $f((R(M), w)) = R(M')$

^d(perchè il problema dell'arresto, per definizione, è definito in modo tale che se M loop su w , allora rifiuta)

^e(perchè il problema dell'arresto, per definizione, è definito in modo tale che se M termina su w , allora accetta)

Indecidibilità e Semidecidibilità del Linguaggio Vuoto

$\mathcal{L}_\emptyset = \{R(M) \mid L(M) = \emptyset\}$ è indecidibile e **non** semidecidibile

$\overline{\mathcal{L}_\emptyset} = \{R(M) \mid L(M) \neq \emptyset\}$ è indecidibile e semidecidibile

3.6.4 Problema dell'equivalenza dei linguaggi

Teorema : Equivalence Problem

Il problema di determinare se i linguaggi di due MdT coincidono è indecidibile.

$\mathcal{L}_{\text{Equivalence}} = \{(R(M_1), R(M_2)) \mid L(M_1) = L(M_2)\}$ è indecidibile.

Ragionamento. Uso dim per assurdo + riduzione e come conclusione il teorema 3.1. Effettuo una riduzione da un problema noto indecidibile al mio: $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}} \leq_m \mathcal{L}_{\text{Equivalence}}$

Dimostrazione.

$$\mathcal{L}_{\text{Equivalence}} = \{(R(M_1), R(M_2)) \mid L(M_1) = L(M_2)\} \quad (\text{ipotesi})$$

$$\mathcal{L}_{\text{Equivalence}} \text{ è indecidibile} \quad (\text{tesi})$$

Siano $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$, $\mathcal{L}_{\text{Equivalence}}$ due linguaggi su Σ_E^* , Σ_Q^* rispettivamente, dove:

- $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$ è il linguaggio dell'emptiness problem
- $\mathcal{L}_{\text{Equivalence}}$ è il linguaggio dell'equivalence problem

1. Ipotesi per assurdo

Suppongo per assurdo che $\mathcal{L}_{\text{Equivalence}}$ sia decidibile. Quindi \exists una MdT Q che decide $\mathcal{L}_{\text{Equivalence}}$ con il seguente comportamento:

$$Q((R(M_1), R(M_2))) = \begin{cases} \text{accept} & \text{se } L(M_1) = L(M_2) \\ \text{reject} & \text{se } L(M_1) \neq L(M_2) \end{cases}$$

2. Riduzione

Definisco una funzione di riduzione^a $f : \Sigma_E^* \rightarrow \Sigma_Q^*$ come segue.

Dato in input $R(M)^b$ la funzione f genera come output $(R(M), R(M_1))^c$, dove M_1 è la nuova MdT costruita dalla funzione di riduzione f che ha il seguente comportamento ($R(M)$ è la codifica di una MdT arbitraria):

M_1 per ogni stringa di input w : rifiuta; quindi $L(M_1) = \emptyset$

3. Costruisco una MdT che decide l'emptiness problem

Adesso, costruisco una MdT E che decide $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$:

1. E su input $w \in \Sigma_E^*$ calcola $f(w) \in \Sigma_Q^*$ (riduzione)
2. E esegue Q su $f(w)$:
 - Se Q accetta, allora E accetta
(se Q accetta vuol dire che i linguaggi delle MdT in input M e M_1 coincidono). $w \in \mathcal{L}_{\text{Emptiness}} \iff f(w) \in \mathcal{L}_{\text{Equivalence}}$
 - Se Q rifiuta, allora E rifiuta
(se Q rifiuta vuol dire che i linguaggi delle MdT in input M e M_1 sono diversi). $w \notin \mathcal{L}_{\text{Emptiness}} \iff f(w) \notin \mathcal{L}_{\text{Equivalence}}$

*Precisando che $w = R(M)$ e $f(w) = (R(M), R(M_1))$ dove w è l'input dato alla funzione di riduzione e $f(w)$ è l'output generato dalla stessa funzione di riduzione, ovvero il valore ottenuto applicando f a w .

Poiché $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}} \leq_m \mathcal{L}_{\text{Equivalence}}$ e $\mathcal{L}_{\text{Equivalence}}$ è decidibile (ipotesi per assurdo), segue che $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$ è decidibile. Ma questo è assurdo perché è ben noto che $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$ è indecidibile (contraddizione). Poiché ho ottenuto una contraddizione, l'ipotesi che $\mathcal{L}_{\text{Equivalence}}$ sia decidibile è falsa. Pertanto, l'equivalence problem è indecidibile. \square

^aricorda la funzione di riduzione trasforma un'istanza del problema dell'emptiness problem E in un'istanza dell'equivalence problem Q

^bistanza dell'emptiness problem

^cistanza dell'equivalence problem

3.6.5 Problema della terminazione totale

Teorema : Total Halting Problem

Il problema della terminazione totale è indecidibile.

$\mathcal{L}_{\text{Total-Halt}} = \{R(M) \mid M \text{ termina su ogni input } w\}$ è indecidibile.

Ragionamento. Dim per assurdo + riduzione:

1. Nego la tesi (suppongo per assurdo che il nostro problema sia decidibile)
2. Costruisco una funzione di riduzione da un problema noto indecidibile al nostro: $\mathcal{L}_{\text{Halt}} \leq_m \mathcal{L}_{\text{Total-Halt}}$

Concludo che, se $\mathcal{L}_{\text{Total-Halt}}$ fosse decidibile, allora potrei usare f e il decisore di $\mathcal{L}_{\text{Total-Halt}}$ per costruire un decisore per $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$. Ma $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ è noto per essere indecidibile: contraddizione. Pertanto, $\mathcal{L}_{\text{Total-Halt}}$ è indecidibile.

Dimostrazione.

$$\mathcal{L}_{\text{Total-Halt}} = \{R(M) \mid M \text{ termina su ogni input } w\} \quad (\text{ipotesi})$$

$$\mathcal{L}_{\text{Total-Halt}} \text{ è indecidibile} \quad (\text{tesi})$$

Siano $\mathcal{L}_{\text{Total-Halt}}$, $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ due linguaggi su Σ_T^* , Σ_H^* rispettivamente, dove:

- $\mathcal{L}_{\text{Total-Halt}}$ è il linguaggio del total halting problem
- $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ è il linguaggio del problema dell'arresto

1. Ipotesi per assurdo

Suppongo per assurdo che $\mathcal{L}_{\text{Total-Halt}}$ sia decidibile. Quindi \exists una MdT T che decide $\mathcal{L}_{\text{Total-Halt}}$.

2. Riduzione

Costruisco una funzione di riduzione $f : \Sigma_H^* \rightarrow \Sigma_T^*$ tale che dato $(R(M), w)^a$ definisco

$$f((R(M), w)) = (R(M'), w)^b,$$

dove M' su una stringa di input x generica:

- se $x \neq w$, rifiuta
- se $x = w$, esegue M su w dove:
 - se M termina su w , allora M' accetta o termina? w ($x = w$)
 - se M non termina (loop) su w , allora M' non termina

Dalla costruzione di f segue che: $w \in \mathcal{L}_{\text{Halt}} \iff f(w) \notin \mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$. Concludo che, se $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$ fosse decidibile, allora potrei usare f e il decisore di $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$ per costruire un decisore per $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$. Ma $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ è noto per essere indecidibile: contraddizione. Pertanto, $\mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$ è indecidibile. \square

3. Costruisco MdT che risolve problema dell'arresto (opzionale)

Adesso, costruisco una MdT N che decide $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$:

1. N su input $(R(M), w) \in \Sigma_H^*$ calcola $f((R(M), w))^c \in \Sigma_T^*$ (riduzione)
2. N esegue E su $f((R(M), w))$:
 - se T accetta, N accetta
(se T accetta vuol dire che M' ha accettato o terminato? su w perchè M ha terminato su w ; dato che M ha terminato su w allora N accetta^d)
 $w \notin \mathcal{L}_{\text{Halt}} \iff f(w) \in \mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$
 - se T rifiuta, N accetta
(se E rifiuta vuol dire che M' loop su $x = w$ perchè M loop su w ; dato che M ha terminato su w allora N accetta^e)
 $w \in \mathcal{L}_{\text{Halt}} \iff f(w) \notin \mathcal{L}_{\text{Emptiness}}$

^aistanza del problema dell'arresto

^bistanza dell'total halting problem

^c $f((R(M), w)) = R(M')$

^d(perchè il problema dell'arresto, per definizione, è definito in modo tale che se M loop su w , allora rifiuta)

^e(perchè il problema dell'arresto, per definizione, è definito in modo tale che se M termina su w , allora accetta)

3.7 Proprietà banali e non banali dei linguaggi

Definizione 3.8 (Proprietà di un linguaggio). La proprietà di un linguaggio è predicato applicabile ai linguaggi riconosciuti da MdT, che può essere vera o falsa.

Esempio

Sia $L(M_1)$ linguaggio accettato dalla MdT M :

$L(M_1) = \{a, aa, aaa, aaaa, aaaaa, \dots\}$ che accetta qualunque stringa w in input che contiene solo a .

- Mi chiedo se la proprietà "il linguaggio contiene almeno una $\{aaaaaaaa\}$ " è vera o falsa per $L(M_1)$? Vera, perchè $aaaaaaaa \in L(M_1)$.
- Mi chiedo se la proprietà "il linguaggio è esattamente $\{aaaaaaaa\}$ " è vera o falsa per $L(M_1)$? Falsa, perchè il linguaggio accettato dalla M_1 è $L(M_1) = \{a, aa, aaa, aaaa, aaaaa, \dots\}$ non è $L(M_1) = \{aaaaaaaa\}$.

Indico con \mathcal{P} una qualunque proprietà di un linguaggio **semidecidibile**.

Indico con $L_{\mathcal{P}} = \{L \text{ semidecidibile} \mid L \text{ soddisfa } \mathcal{P}\}$ oppure equivalentemente, $L_{\mathcal{P}} = \{R(M) \mid L(M) \text{ soddisfa } \mathcal{P}\}$

- Se L_1 semidecidibile soddisfa \mathcal{P} , ovvero quel linguaggio ha quella proprietà $\implies L_1 \in L_{\mathcal{P}}$

- Se L_1 semidecidibile non soddisfa \mathcal{P} , ovvero quel linguaggio non ha quella proprietà $\implies L_1 \notin L_{\mathcal{P}}$

Osservazioni

Una proprietà \mathcal{P} è semplicemente un insieme di linguaggi (accettati da MdT) oppure insieme di codifiche di MdT i cui linguaggi accettati soddisfano quella proprietà.

- $L_{\emptyset} = \{R(M) \mid L(M) = \emptyset\}$ dove $\mathcal{P} = \emptyset$
 L_{\emptyset} è l'insieme di tutte le codifiche di MdT che soddisfano la proprietà, ovvero in cui $L(M) = \emptyset$
- $L_{aa} = \{R(M) \mid aa \in L(M)\}$ dove $\mathcal{P} = aa$
 L_{aa} è l'insieme di tutte le codifiche di MdT che soddisfano la proprietà, ovvero in cui nel linguaggio accettato c'è almeno una stringa "aa".
- $L_{aaa} = \{R(M) \mid L(M) = \{aa\}\}$ dove $\mathcal{P} = aa$
 L_{aaa} è l'insieme di tutte le codifiche di MdT che soddisfano la proprietà, ovvero in cui il linguaggio accettato è esattamente "aa".

Definizione 3.9 (Proprietà banale). Una proprietà \mathcal{P} è **banale** se:

$$\underbrace{(\mathcal{P} \text{ vera } \forall L(M))}_{\text{Condizione 1}} \vee \underbrace{(\mathcal{P} \text{ falsa } \forall L(M))}_{\text{Condizione 2}}$$

Ma è meglio scrivere:

$$\mathcal{P} \text{ banale se } \underbrace{(\forall L(M) \in L_{\mathcal{P}})}_{\text{Condizione 1}} \vee \underbrace{(\forall L(M) \notin L_{\mathcal{P}})}_{\text{Condizione 2}}$$

Dove $L(M)$ indica il linguaggio accettato da una MdT M arbitraria. Quindi è banale se è vera solo una delle due condizioni.

Trucco: Scegli alcune MdT, osserva i linguaggi accettati. La proprietà è vera per ogni linguaggio accettato? La proprietà è falsa per ogni linguaggio accettato?

Definizione 3.10 (Proprietà non banale). Una proprietà \mathcal{P} è **non banale** se:

$$\underbrace{(\exists \text{ almeno un } L(M_1) \text{ per cui } \mathcal{P} \text{ è vera})}_{\text{Condizione 1}} \wedge \underbrace{(\exists \text{ almeno un } L(M_2) \text{ per cui } \mathcal{P} \text{ è falsa})}_{\text{Condizione 2}}$$

Ma è meglio scrivere:

$$\mathcal{P} \text{ non banale se } \underbrace{(\exists \text{ almeno un } L(M_1) \text{ per cui } L(M_1) \in L_{\mathcal{P}})}_{\text{Condizione 1}} \wedge \underbrace{(\exists \text{ almeno un } L(M_2) \text{ per cui } L(M_2) \notin L_{\mathcal{P}})}_{\text{Condizione 2}}$$

Quindi è non banale quando soddisfa (vera per) entrambe le condizioni. Ovvero, la proprietà è non banale quando riesco a trovare un $L(M_1)$ per il quale è vera, sia un altro $L(M_2)$ per il quale è falsa. Se, per esempio, ho una proprietà \mathcal{P} e non riesco a trovare nemmeno un $L(M)$ per il quale risulti falsa (quindi per tutti i $L(M)$ è vera), allora \mathcal{P} è banale (perché soddisfa solo 1 delle 2 condizioni e non entrambe).

Esempio

Sia $L_\emptyset = \{R(M) \mid L(M) = \emptyset\}$ dove $\mathcal{P} = \emptyset$. \mathcal{P} è banale o non banale?

Posso costruire una MdT E che non accetta nessuna stringa, ovvero dove $L(E) = \emptyset$.
Costruisco anche un'altra MdT M che accetta almeno una stringa, ovvero dove $L(M) \neq \emptyset$.
Quindi dato che:

$$(\exists E \text{ t.c. } R(E) \in L_\emptyset) \wedge (\exists M \text{ t.c. } R(M) \notin L_\emptyset) \implies \mathcal{P} \text{ è non banale}$$

Dato che la proprietà è vera per un linguaggio e allo stesso tempo falsa per un'altro, allora \mathcal{P} è non banale.

3.7.1 Teorema di Rice

Teorema : Teorema di Rice

Se \mathcal{P} è una proprietà non banale $\implies L_\mathcal{P}$ è indecidibile.

Il teorema si applica solo ai linguaggi semidecidibili. Inoltre, il teorema di Rice indica che se \mathcal{P} è una proprietà non banale, \nexists un algoritmo di decisione in grado di affermare se un linguaggio soddisfa quella proprietà oppure no. Ovvero non esiste una MdT che termina sempre in grado di restituire:

- Sì, se il linguaggio accettato dalla $R(M)$ soddisfa quella proprietà
- No, se il linguaggio accettato dalla $R(M)$ non soddisfa quella proprietà

In termini formali:

Se \mathcal{P} è non banale allora \nexists una MdT T che termina sempre su ogni input $R(M)$ con il seguente comportamento:

$$T(R(M)) = \begin{cases} \text{accept,} & \text{se } L(M) \text{ soddisfa } \mathcal{P} \\ \text{reject,} & \text{se } L(M) \text{ non soddisfa } \mathcal{P} \end{cases}$$

Se T accetta vuol dire che $R(M) \in L_\mathcal{P}$, se T rifiuta vuol dire che $R(M) \notin L_\mathcal{P}$. Quindi $L_\mathcal{P}$ è indecidibile.

Osservazioni

Sappiamo che $L_\mathcal{P}$ è indecidibile, ma non dimentichiamoci che:

- $L_\mathcal{P}$ può essere semidecidibile
- $L_\mathcal{P}$ può essere non semidecidibile

Esercizio 1: applicazione del teorema di Rice

Dimostra che $L_\emptyset = \{R(M) \mid L(M) = \emptyset\}$ è indecidibile.

Ragionamento. Dimostro che \mathcal{P} è una proprietà non banale per poi applicare il teorema di Rice.

Dimostrazione. Posso costruire una MdT E che non accetta nessuna stringa, ovvero dove $L(E) = \emptyset$. Costruisco anche un'altra MdT M che accetta almeno una stringa, ovvero

dove $L(M) \neq \emptyset$. Dato che la proprietà è vera per $L(E)$ ($R(E) \in L_\emptyset$) e falsa per $L(M)$ ($R(M) \notin L_\emptyset$), allora \mathcal{P} è non banale. Pertanto, per il teorema di Rice, L_\emptyset è indecidibile. \square

Esercizio 2: applicazione del teorema di Rice

Dimostra che $L_{\text{finito}} = \{R(M) \mid L(M) \text{ è finito}\}$ è indecidibile.

Dimostrazione. Posso costruire una MdT F che accetta una sola stringa. Costruisco anche un'altra MdT I che accetta tutte le stringhe su $\Sigma = \{0, 1\}$, ovvero dove $L(I) = \Sigma^{*^a}$. Dato che la proprietà è vera per $L(F)$ e falsa per $L(I)$, allora \mathcal{P} è non banale. Pertanto, per il teorema di Rice, L_{finito} è indecidibile. \square

^a Σ^* è infinito poichè rappresenta tutte le possibili combinazioni di 0 e 1 dove $\Sigma^* = \{\epsilon, 0, 1, 00, 01, 10, 11, 000, 001, \dots\}$

3.7.2 Problema della terminazione di programmi su tutti gli input

Esercizio 3: Attenzione NO t. di rice

$L_{\text{Total-Halt}} = \{R(M) \mid M \text{ termina su ogni input } w\}$ è indecidibile.

Dimostrazione. Posso costruire una MdT F che accetta una sola stringa. Costruisco anche un'altra MdT I che accetta tutte le stringhe su $\Sigma = \{0, 1\}$, ovvero dove $L(I) = \Sigma^{*^a}$. Dato che la proprietà è vera per $L(F)$ e falsa per $L(I)$, allora \mathcal{P} è non banale. Pertanto, per il teorema di Rice, L_{finito} è indecidibile. \square

^a Σ^* è infinito poichè rappresenta tutte le possibili combinazioni di 0 e 1 dove $\Sigma^* = \{\epsilon, 0, 1, 00, 01, 10, 11, 000, 001, \dots\}$

4 Riducibilità

Ricorda la notazione f : input \rightarrow output

Definizione 4.1 (Funzione di riduzione). Sia L_1, L_2 due linguaggi su Σ_1^*, Σ_2^* , rispettivamente. Si dice che L_1 è riducibile a L_2 , e si scrive $L_1 \leq_m L_2$ se \exists una funzione computabile totale $f : \Sigma_1^* \rightarrow \Sigma_2^*$ chiamata **funzione di riduzione** t.c. $\forall w \in \Sigma_1^*$

$$w \in L_1 \iff f(w) \in L_2$$

Spiegazione informale:

Per effettuare una riduzione da L_1 a L_2 , deve esistere una MdT R (macchina di riduzione) che prende in input una qualunque stringa $w \in \Sigma_1^*$ e la trasforma in una stringa $f(w) \in \Sigma_2^*$. Ovvero, se la MdT R prende in input un'istanza di L_1 allora produce come output un'istanza di L_2 .

La MdT R calcola la funzione di riduzione f .

In questo modo, se avessimo una MdT che decide L_2 , potremmo decidere L_1 applicando f .

Teorema : 3.1

Se $A \leq_m B$ e B è decidibile $\implies A$ è decidibile.

Dimostrazione 3.1

Se $A \leq_m B$ e B è decidibile $\implies A$ è decidibile.

Ragionamento. A, B sono due linguaggi su Σ_A^*, Σ_B^* rispettivamente.

Per ipotesi:

- $A \leq_m B$, quindi \exists una funzione di riduzione (totale e calcolabile da una MdT) da A a B .
- B è decidibile, quindi \exists una MdT che decide B .

Dimostro che A è decidibile costruendo una MdT che decide A .

Dimostrazione.

$$A \leq_m B \wedge B \text{ è decidibile} \quad (\text{ipotesi})$$

$$A \text{ è decidibile} \quad (\text{tesi})$$

Per ipotesi, posso definire M la MdT di decisione per B e $f : \Sigma_A^* \rightarrow \Sigma_B^*$ la funzione di riduzione da A a B (calcolabile dalla MdT R).

Costruisco la MdT N che decide A :

1. N su input $w \in \Sigma_A^*$, calcola $f(w) \in \Sigma_B^*$
(N esegue R su w che effettua la riduzione producendo come output $f(w)$)
2. N esegue M su $f(w)$:
 - Se M accetta $f(w)$, allora N accetta w .
 $f(w) \in B \iff w \in A$
 - Se M rifiuta $f(w)$, allora N rifiuta w .
 $f(w) \notin B \iff w \notin A$

Conclusione: Ho costruito un algoritmo di decisione per A che applica la riduzione per ogni input e sfrutta la MdT che decide B per A . Inoltre, la MdT N si arresta sempre per ogni input w , perchè f è una funzione totale computabile (la funzione di riduzione) e M è un algoritmo di decisione (MdT che si ferma per ogni input) per B . Pertanto, A è decidibile. □

*Notare che scrivo "accetta" o "rifiuta" e non "termina in uno stato accettante" o "termina in uno stato di rifiuto" perchè ho indicato "costruisco la MdT N che decide A " e una MdT che decide un linguaggio si ferma per ogni input, quindi sarebbe ridondante scriverlo.

Spiegazione extra della dimostrazione:

Ovvero, la macchina N ha due MdT al suo interno (prima esegue R e poi M):

- MdT R che effettua la riduzione da A a B :
 1. R riceve in input w (istanza di A)
 2. R effettua la riduzione; calcola la funzione di riduzione su w (applica f a w che scrivo come $f(w)$)
 3. R produce come output $f(w)$ (istanza di B)
- MdT M che decide B :
 1. M riceve in input $f(w)$
 2. Se la computazione di M termina:
 - in uno stato accettante, allora $f(w) \in B$
 - in uno stato di rifiuto, allora $f(w) \notin B$

Quindi, N termina accettando w se e solo se M termina accettando $f(w)$. Oppure, N termina rifiutando w se e solo se M termina rifiutando $f(w)$. Come ben sappiamo, M decide solo istanze di B , per questo è necessario trasformare un'istanza di A in una di B . La riduzione serve perchè M non può ricevere un'istanza di A ma solo di B (perchè per ipotesi B è decidibile e M è la macchina di decisione per B), quindi è necessario che "qualcuno" effettui la trasformazione, che è proprio quello che fa la MdT R .

Potendo trasformare un'istanza di A in B e sapendo che B è decidibile allora posso "decidere" A .

Teorema : 3.2

Se $A \leq_m B$ e A è indecidibile $\implies B$ è indecidibile.

Dimostrazione 3.2

Se $A \leq_m B$ e A è indecidibile $\implies B$ è indecidibile.

Ragionamento. Per dimostrarlo, suppongo per assurdo che B sia decidibile (nego la tesi, ipotesi per assurdo) e poi applico la riduzione e poi le definizioni che mi porteranno ad una contraddizione che rende falsa la mia ipotesi per assurdo rendendo poi vero il teorema.

Dimostrazione.

$A \leq_m B \wedge A$ è indecidibile (ipotesi)

B è decidibile (tesi)

Suppongo per assurdo che B sia decidibile (ipotesi per assurdo).

Quindi per ipotesi \exists una MdT M che decide B . Inoltre, per ipotesi (del teorema), \exists una

funzione di riduzione $f : \Sigma_A^* \rightarrow \Sigma_B^*$ t.c. $\forall w \in \Sigma_A^*$:

$$w \in A \iff f(w) \in B$$

Costruisco una MdT N che decide A :

1. N su input $w \in \Sigma_A^*$ calcola $f(w) \in \Sigma_B^*$
2. N esegue M su $f(w)$:
 - Se M accetta, allora N accetta
(Se $f(w) \in B$, allora $w \in A$)
 - Se M rifiuta, allora N rifiuta
(Se $f(w) \notin B$, allora $w \notin A$)

Ho costruito un algoritmo di decisione per A . Ma quindi se $A \leq_m B$ e B è decidibile, allora per definizione (teorema 3.1) A è decidibile. Ma questo è assurdo (contraddizione) perchè A è indecidibile (secondo l'ipotesi del teorema). Poichè abbiamo ottenuto una contraddizione, l'ipotesi che B sia decidibile è falsa. Pertanto, B è indecidibile. \square

Teorema : 3.3

Se $A \leq_m B$ e B è semidecidibile $\implies A$ è semidecidibile.

Teorema : 3.4

Se $A \leq_m B$ e A non è semidecidibile $\implies B$ non è semidecidibile.

4.0.1 Riduzione non sempre funziona

La riduzione non sempre funziona, perchè sappiamo che vale:

Teorema : 3.5

$$A \leq_m B \iff \overline{A} \leq_m \overline{B}$$

Esempio 3.5

Il linguaggio del problema dell'arresto è riducibile al linguaggio dell'emptiness problem?

$$\mathcal{L}_{\text{Halt}} \stackrel{?}{\leq_m} \mathcal{L}_{\emptyset}$$

Ragionamento. Sappiamo che:

- $\mathcal{L}_{\text{Halt}}$ è indecidibile e semidecidibile ($\overline{\mathcal{L}_{\text{Halt}}}$ non è semidecidibile)
- \mathcal{L}_{\emptyset} è indecidibile e non semidecidibile ($\overline{\mathcal{L}_{\emptyset}}$ è semidecidibile)

Se voglio che la riduzione funzioni, deve valere:

$$\mathcal{L}_{\text{Halt}} \leq_m \mathcal{L}_{\emptyset} \iff \overline{\mathcal{L}_{\text{Halt}}} \leq_m \overline{\mathcal{L}_{\emptyset}}$$

Dimostrazione. (\implies)

$$\mathcal{L}_{\text{Halt}} \leq_m \mathcal{L}_{\emptyset} \implies \overline{\mathcal{L}_{\text{Halt}}} \leq_m \overline{\mathcal{L}_{\emptyset}}$$

$$\mathcal{L}_{\text{Halt}} \leq_m \mathcal{L}_{\emptyset} \quad (\text{ipotesi})$$

$$\overline{\mathcal{L}_{\text{Halt}}} \leq_m \overline{\mathcal{L}_{\emptyset}} \quad (\text{tesi})$$

Suppongo per assurdo che $\overline{\mathcal{L}_{\text{Halt}}} \leq_m \overline{\mathcal{L}_{\emptyset}}$. Se fosse vero, allora per definizione:
 Se $\overline{\mathcal{L}_{\text{Halt}}} \leq_m \overline{\mathcal{L}_{\emptyset}}$ e $\overline{\mathcal{L}_{\text{Halt}}}$ non è semidecidibile $\implies \overline{\mathcal{L}_{\emptyset}}$ non è semidecidibile (teorema 3.4). Ma questo è assurdo perchè $\overline{\mathcal{L}_{\emptyset}}$ è noto per essere semidecidibile. Ciò porta ad una contraddizione che rende falsa la mia ipotesi per assurdo (che $\overline{\mathcal{L}_{\text{Halt}}} \leq_m \overline{\mathcal{L}_{\emptyset}}$).
 Quindi, $\overline{\mathcal{L}_{\text{Halt}}} \not\leq_m \overline{\mathcal{L}_{\emptyset}}$. Dato che per ipotesi $\mathcal{L}_{\text{Halt}} \leq_m \mathcal{L}_{\emptyset}$ è vera e abbiamo dimostrato che $\overline{\mathcal{L}_{\text{Halt}}} \leq_m \overline{\mathcal{L}_{\emptyset}}$ è falsa, allora per definizione, questa implicazione:
 $\mathcal{L}_{\text{Halt}} \leq_m \mathcal{L}_{\emptyset} \implies \overline{\mathcal{L}_{\text{Halt}}} \leq_m \overline{\mathcal{L}_{\emptyset}}$ è falsa. □

Dimostrazione. (\Leftarrow)
 //TODO: □

Conclusione: $\mathcal{L}_{\text{Halt}} \leq_m \mathcal{L}_{\emptyset} \iff \overline{\mathcal{L}_{\text{Halt}}} \leq_m \overline{\mathcal{L}_{\emptyset}}$ è falsa. Pertanto, $\mathcal{L}_{\text{Halt}} \not\leq_m \mathcal{L}_{\emptyset}$.

5 Complessità Temporale

5.1 \mathcal{P}

5.1.1 $PATH$

5.1.2 $RELPRIME$

5.2 \mathcal{NP}

5.2.1 \mathcal{NP} -Difficile

5.2.2 \mathcal{NP} -Completo

5.2.3 $HAMPATH$

5.2.4 $CLIQUE$

5.2.5 $SUBSET - SUM$

5.2.6 SAT

5.2.7 $2 - SAT$

5.2.8 $3 - SAT$

5.2.9 $VERTEXCOVER$

5.2.10 Riduzione polinomiale

6 Complessità Spaziale