

Elementi di Calcolo e Complessità

Federico Matteoni

A.A. 2019/20

Indice

1	Calcolabilità	5
1.1	Teoria della Calcolabilità	5
1.2	Algoritmo	5
1.3	Macchina di Turing	6
1.3.1	Σ	6
1.3.2	Transizioni	6
1.3.3	Computazione	6
1.4	Linguaggi di Programmazione	7
1.4.1	Sintassi	7
1.4.2	Funzioni di Valutazione	8
1.4.3	Semantica Operazione Strutturale	8
1.5	Calcolabilità	9
1.5.1	T-Calcolabile	9
1.5.2	while -Calcolabile	9
1.5.3	Esempio di codifica	9
1.6	Notazione	10
1.7	Funzioni ricorsive primitive	11
1.7.1	Classe C	11
1.7.2	Funzione di Ackermann	13
1.7.3	Realizzazione	13
1.8	Diagonalizzazione	14
1.9	μ -ricorsive	14
1.9.1	Notazione	14
1.10	Tesi di Church-Turing	15
1.10.1	Risultati	15
1.10.2	Teorema 1: Le Funzioni Calcolabili sono tante quante i numeri naturali	16
1.10.3	Teorema 2: Ogni funzione calcolabile ϕ_i ha infiniti (numerabili) indici	16
1.10.4	Teorema 3: Forma Normale	16
1.10.5	Teorema 4: Teorema di enumerazione	16
1.11	Macchina di Turing Universale	17
1.12	Teoremi	18
1.12.1	Teorema del parametro	18
1.12.2	Teorema di Espressività	18
1.12.3	Teorema di Ricorsione/Kleene 2	19
1.12.4	Ricorsivamente Enumerabile	19
1.13	K e Riduzioni	20
1.13.1	Insieme K	20
1.13.2	Riduzioni	20
1.13.3	Problema Arduo	21
1.13.4	Problema Completo	21
1.14	Classificare R ed RE	21
1.15	Teorema di Rice	22
1.16	Considerazioni	23
2	Complessità	25
2.1	Misure di complessità deterministiche	25

Introduzione

Prof. Pierpaolo Degano pierpaolo.degano@unipi.it
Con Giulio Masetti giulio.masetti@isti.snr.it
Esame: compitini/scritto + orale

Capitolo 1

Calcolabilità

1.1 Teoria della Calcolabilità

Illustra **cosa può essere calcolato da un computer** senza limitazioni di risorse come spazio, tempo ed energia. Vale a dire:

- Quali sono i **problemi *solubili*** mediante una **procedura effettiva** (qualunque linguaggio su qualunque macchina)?
- Esistono **problemi *insolubili***? Sono interessanti, realistici, oppure puramente artificiali?
- Possiamo raggruppare i problemi in **classi**?
- Quali sono le **proprietà** delle classi dei problemi solubili?
- Quali sono le relazioni tra le classe dei problemi insolubili?

Astrazione Utilizzeremo **termini astratti per descrivere la possibilità di eseguire un programma ed avere un risultato**. Questa astrazione è un **modello** che non tiene conto di dettagli al momento irrilevanti.

Un po' come l'equazione per dire quanto ci mette il gesso a cadere che non tiene conto delle forze di attrito dell'aria.

Problema della Decisione Un problema è risolto se si conosce una **procedura** che permette di decidere con un numero **finito** di operazioni di decidere se una proposizione logica è vera o falsa.

1.2 Algoritmo

Un algoritmo è un insieme **finito** di istruzioni.

Istruzioni Elementi da un insieme di **cardinalità finita** ed ognuna ha **effetto limitato** (localmente e "poco") sui dati (che devono essere **discreti**). Un'istruzione deve richiedere tempo finito per essere elaborata.

Computazione Successione di istruzioni finite in cui ogni passo dipende solo dai precedenti. Verificando una porzione finita dei dati (**deterministico**). Non c'è limite alla memoria necessaria al calcolo (è finita ma illimitata). Neanche il tempo è limitato (necessario al calcolo). Tanto tempo e tanta memoria quante ce ne servono.

Un'eccezione a questa definizione di algoritmo è costituita dalle macchine concorrenti/interattive, dove gli input variano nel tempo. Inoltre vi sono formalismi che tengono conto di algoritmi probabilistici e stocastici. Altre eccezioni sono gli algoritmi non deterministici, ma per ognuno di essi esiste un algoritmo deterministico equivalente (Teorema 3.3.6)

1.3 Macchina di Turing

Introdotta da **Alan Turing** nel 1936, confuta la speranza "*non ignorabimus*" di poter risolvere qualsiasi cosa con un programma.

Turing originariamente la presenta supponendo di aver un impiegato precisissimo ma stupido, con una pila di fogli di carta ed una penna, ed un foglio di carta con le istruzioni che esegue con estrema diligenza. Non capisce quello che fa, e si chiama "**computer**".

Struttura matematica Una Macchina di Turing (MdT) è una quadrupla:

$$M = (Q, \Sigma, \delta, q_0)$$

$Q = \{q_i\}$ è l'insieme finito degli **stati** in cui si può trovare la macchina.

Indicheremo con lo stato speciale h la fine corretta della computazione, $h \notin Q$.

$\Sigma = \{\sigma, \sigma' \dots\}$ è l'insieme finito di **simboli**. Ci sono elementi che devono per forza esistere:

carattere **bianco**, vuoto

▷ carattere di inizio della memoria, chiamato **respingente**, che funziona come un inizio file

$\delta \subseteq (Q \times \Sigma) \rightarrow (Q' \cup \{h\}) \times \Sigma' \times \{L, R, -\}$ è **funzione di transizione**.

Mantiene determinismo perché funzione, ad un elemento associa un solo elemento (la transizione è univoca).

Transizioni finite perché prodotto cartesiano di insiemi finiti.

$\delta(q, \triangleright) = (q', \triangleright, R)$, cioè se sono a inizio file possono solo andare a destra.

Può essere vista come una relazione di transizione, $\delta \subseteq (Q \times \Sigma) \times (Q \cup \{h\}) \times \Sigma \times \{L, R, -\}$

$q_0 \in Q$ lo **stato iniziale**

Mappatura a coda di rondine, bigezione tra $(m, n) \rightarrow k$, cioè $N^2 \rightarrow N$.

Costruire un modello per il calcolo dopo aver posto delle condizioni affinché qualcosa si possa chiamare algoritmo.

1.3.1 Σ

$\Sigma^0 = \{\epsilon\}$, con ϵ = parola vuota, che non contiene caratteri

$\Sigma^{i+1} = \Sigma \cdot \Sigma^i = \{\sigma \cdot u \mid \sigma \in \Sigma \wedge u \in \Sigma^i\}$

$\Sigma^* = \bigcup_{i \in \mathbb{N}} \Sigma^i$, insieme di tutte le possibili combinazioni di simboli

$\Sigma^f = \Sigma^* \cdot (\Sigma - \{\#\} \cup \{\epsilon\})$, cioè l'insieme di tutte le stringhe che terminano con un carattere non bianco ma può terminare con la stringa vuota

Esempio $\Sigma_B = \{0, 1\} \longrightarrow \Sigma_B^* = \{\epsilon, 0, 1, 01, 10, 010, 110010, \dots\}$ tutti i numeri binari

1.3.2 Transizioni

La **situazione corrente** di una macchina di Turing può essere scritto come (q, u, σ, v) dove:

q è lo **stato attuale**, $q \in Q$

u è la **stringa a sinistra** del carattere corrente, $u \in \Sigma^*$

σ è il **carattere corrente**, $\sigma \in \Sigma$

v è il **resto della stringa** che termina con un carattere non nullo, $v \in \Sigma^f$

Può anche essere più comodamente espressa come $(q, u \sqcup v)$

1.3.3 Computazione

Una computazione è una transizione $(q, x) \longrightarrow (q', \omega)$. Una macchina di Turing parte **sempre** da $(q_0, \sqcup x)$.

Ogni computazione può esprimere il numero di passi necessari, ad esempio $\gamma \xrightarrow{n} \gamma'$.

∀ computazione $\gamma \Rightarrow \gamma \xrightarrow{0} \gamma$. Inoltre se $\gamma \longrightarrow \gamma' \wedge \gamma' \xrightarrow{n} \gamma''$ allora $\gamma \xrightarrow{n+1} \gamma''$

Esempio Macchina di Turing che esegue la semplice somma di due semplici numeri romani.

q	σ	$\delta(q, \sigma)$	
q_0	\triangleright	(q_0, \triangleright, R)	$(q_0, \triangleright II + III) \longrightarrow (q_0, \triangleright \underline{II} + III) \longrightarrow (q_0, \triangleright \underline{II} + \underline{III}) \longrightarrow$
q_0	I	(q_0, I, R)	$(q_0, \triangleright II \pm III) \longrightarrow (q_1, \triangleright \underline{IIIIII}) \longrightarrow (q_1, \triangleright \underline{IIIIII}) \longrightarrow$
q_0	+	(q_1, I, R)	$(q_1, \triangleright \underline{IIIIII}) \longrightarrow (q_1, \triangleright \underline{IIIIII} \#) \longrightarrow (q_2, \triangleright \underline{IIIIII}) \longrightarrow$
q_1	I	(q_1, I, R)	$(h, \triangleright \underline{IIIIII})$
q_1	#	$(q_2, \#, L)$	
q_2	I	$(h, \#, -)$	

Esempio Macchina di Turing che verifica se una stringa di lettere a, b è palindroma o no.

q	σ	$\delta(q, \sigma)$	
q_0	\triangleright	(q_0, \triangleright, R)	$(q_0, \triangleright abba) \longrightarrow (q_0, \triangleright \underline{a} bba) \longrightarrow (q_A, \triangleright \triangleright \underline{b} ba) \longrightarrow$
q_0	a	(q_A, \triangleright, R)	$(q_A, \triangleright \triangleright \underline{b} ba) \longrightarrow (q_A, \triangleright \triangleright \underline{b} b \underline{a}) \longrightarrow (q_A, \triangleright \triangleright \underline{b} b a \#) \longrightarrow$
q_0	b	(q_B, \triangleright, R)	$(q_{A'}, \triangleright \triangleright \underline{b} b \underline{a}) \longrightarrow (q_R, \triangleright \triangleright \underline{b} \underline{b}) \longrightarrow (q_R, \triangleright \triangleright \underline{b} \underline{b}) \longrightarrow (q_R, \triangleright \triangleright \underline{b} \underline{b}) \longrightarrow$
q_0	#	$(h, \#, -)$	$\longrightarrow (q_0, \triangleright \triangleright \underline{b} \underline{b}) \longrightarrow (q_B, \triangleright \triangleright \triangleright \underline{b}) \longrightarrow (q_B, \triangleright \triangleright \triangleright \underline{b} \#) \longrightarrow$
q_A	a/b	$(q_A, a/b, R)$	$(q_{B'}, \triangleright \triangleright \triangleright \underline{b}) \longrightarrow (q_R, \triangleright \triangleright \triangleright) \longrightarrow (h, \triangleright \triangleright \triangleright)$
q_A	#	$(q_{A'}, \#, L)$	
$q_{A'}$	a	$(q_R, \#, L)$	
q_B	a/b	$(q_B, a/b, R)$	
q_B	#	$(q_{B'}, \#, L)$	
$q_{B'}$	a	$(q_R, \#, L)$	
q_R	a/b	$(q_R, a/b, R)$	
q_R	\triangleright	(q_0, \triangleright, R)	

1.4 Linguaggi di Programmazione

Un primo formalismo di algoritmo, come abbiamo visto, è la **macchina di Turing**: attenendosi alle richieste di tempo e spazio arbitrariamente grandi ma finiti, risolve un **problema**.

Un secondo formalismo sono i **linguaggi di programmazione**.

1.4.1 Sintassi

Sintassi astratta Definiamo la **sintassi** dello scheletro di un semplice linguaggio di programmazione imperativo.

Una **sintassi astratta** è una sintassi non concreta, cioè che non tiene conto di alcune cose come la precedenza tra gli operatori.

Sintassi

$\text{Expr} \rightarrow E ::= x \mid n \mid E + E \mid E \cdot E \mid E - E$

$\text{Bexpr} \rightarrow B ::= \text{tt} \mid \text{ff} \mid E < E \mid \neg B \mid B \vee B$

$\text{Comm} \rightarrow C ::= \text{skip} \mid x = E \mid C; C \mid \text{if } B \text{ then } C \text{ else } C \mid \text{for } i = E \text{ to } E \text{ do } C \mid \text{while } B \text{ do } C$

Abbiamo una serie di insiemi da definire ulteriormente

$x \in \text{Var}$, l'insieme delle **variabili**

$n \in N$, **numeri naturali**.

Abbiamo anche la **memoria** per poter **assegnare ad una variabile il suo significato**

$\sigma : \text{Var} \rightarrow_{fin} N$

Si dice "a dominio finito", indicata dal *fin* sotto la freccia, per indicare che il dominio Var ha cardinalità finita.

Var dominio è quindi un sottoinsieme di Var insieme delle variabili che sarebbe infinito.

La memoria si può aggiornare, diventando $\sigma' = \sigma[x \mapsto n]$.

Ad esempio, $\sigma'(y) = n$ se $y = x$, altrimenti $\sigma'(y) = \sigma(y)$

1.4.2 Funzioni di Valutazione

Inoltre, per valutare le espressioni generate dalla grammatica, servono delle **funzioni di valutazione**. Esse **trovano il significato di ogni espressione**

Funzione di valutazione delle espressioni

$\mathcal{E} : \text{Expr} \times (\text{Var} \rightarrow N) \rightarrow N$

La sua **semantica denotazionale** è la seguente

$$\begin{aligned}\mathcal{E}[x]_\sigma &= \sigma(x) \\ \mathcal{E}[n]_\sigma &= n\end{aligned}$$

$$\mathcal{E}[E_1 \pm E_2]_\sigma = \mathcal{E}[E_1]_\sigma \pm \mathcal{E}[E_2]_\sigma$$

Importante notare come gli operatori $+$, $-$, \cdot *dentro* le espressioni siano dei **semplici token denotazionali**, mentre sono gli operatori *valutati* ad eseguire il vero e proprio calcolo. Per chiarire questo aspetto, facciamo un esempio. Valutiamo con la nostra funzione $\mathcal{E}[E_1 + E_2]_\sigma = \mathcal{E}[E_1]_\sigma$ *più* $\mathcal{E}[E_2]_\sigma$. Se non definiamo l'operatore "più", allora se poniamo $\sigma(x) = 25$ la valutazione

$$\mathcal{E}[3 + x]_\sigma = \mathcal{E}[3]_\sigma \text{ più } \mathcal{E}[x]_\sigma = 3 \text{ più } 25 = 42$$

è corretta quanto

$$\mathcal{E}[3 + x]_\sigma = \mathcal{E}[3]_\sigma \text{ più } \mathcal{E}[x]_\sigma = 3 \text{ più } 25 = 28$$

Ovviamente utilizzeremo la valutazione specificata in precedenza e gli operatori aritmetici assumeranno il loro significato standard.

L'unica eccezione è l'operatore $-$, che nel nostro caso sarà il **meno limitato** dal simbolo $\dot{-}$, la cui unica differenza è che non può dare un risultato inferiore a 0. Ad esempio, $5 \dot{-} 7 = 0$

Funzione di valutazione di espressioni booleane

$\mathcal{B} : \text{Bexpr} \times (\text{Var} \rightarrow N) \rightarrow \{\text{tt}, \text{ff}\}$

La cui **semantica denotazionale** è la seguente

$$\mathcal{B}[\text{tt}]_\sigma = \text{tt}$$

$$\mathcal{B}[\text{ff}]_\sigma = \text{ff}$$

$$\mathcal{B}[E_1 < E_2]_\sigma = \mathcal{E}[E_1]_\sigma < \mathcal{E}[E_2]_\sigma$$

$$\mathcal{B}[\neg B]_\sigma = \neg \mathcal{B}[B]_\sigma$$

$$\mathcal{B}[B_1 \vee B_2]_\sigma = \mathcal{B}[B_1]_\sigma \vee \mathcal{B}[B_2]_\sigma$$

Anche qua vale il medesimo discorso sulla definizione sugli effettivi operatori.

1.4.3 Semantica Operazione Strutturale

Structural Operational Semantics Metodo attraverso il quale viene fornita la semantica dei comandi. Parte da un **insieme di configurazioni** Γ

$$\Gamma = \{(C, \sigma) \mid \text{FV}(C) \subset \text{dom}(\sigma)\} \cup \{\sigma\}$$

dove $\text{FV}(C)$ sono le **variabili del programma** e con $\text{FV}(C) \subset \text{dom}(\sigma)$ si richiede che tutte le variabili del programma abbiano un valore nella memoria fornita. Si fa l'unione con la sola memoria σ perché la situazione finale è $(, \sigma)$ che, analogamente allo stato fittizio h nella macchina di Turing, segnala la fine dell'esecuzione. Inoltre si hanno le **transizioni** \rightarrow

$$\rightarrow \subset \Gamma \times \Gamma$$

Definiamo quindi un **insieme di transizioni** (Γ, \rightarrow) tramite delle **regole di inferenza** del tipo $\frac{\text{premessa}}{\text{conclusione}}$. In assenza di premesse, $-$, la regola di inferenza si dice **assioma**.

$$\begin{array}{c} \frac{-}{(\text{skip}, \sigma) \rightarrow \sigma} \\ \frac{-}{(x = E, \sigma) \rightarrow \sigma[x \mapsto n]} \mathcal{E}[E]_\sigma = n \\ \frac{(C_1, \sigma) \rightarrow (C'_1, \sigma')}{(C_1; C_2, \sigma) \rightarrow (C'_1; C_2, \sigma')} \end{array} \qquad \begin{array}{c} \frac{-}{(\text{if } B \text{ then } C_1 \text{ else } C_2, \sigma) \rightarrow (C_1, \sigma)} \mathcal{B}[B]_\sigma = \text{tt} \\ \frac{-}{(\text{if } B \text{ then } C_1 \text{ else } C_2, \sigma) \rightarrow (C_2, \sigma)} \mathcal{B}[B]_\sigma = \text{ff} \\ \frac{-}{(\text{for } i = E_1 \text{ to } E_2 \text{ do } C, \sigma) \rightarrow \sigma} \mathcal{B}[E_2 < E_1]_\sigma = \text{tt} \end{array}$$

$$\frac{}{(for\ i = E_1\ to\ E_2\ do\ C, \sigma) \rightarrow (i = n_1; C; for\ i = n_1 + 1\ to\ n_2\ do\ C, \sigma)} \mathcal{B}[E_2 < E_1]_\sigma = ff \wedge [E_1]_\sigma = n_1 \wedge [E_2]_\sigma = n_2$$

$$\frac{}{(while\ B\ do\ C, \sigma) \rightarrow (if\ B\ then\ C; while\ B\ do\ C, \sigma)}$$

1.5 Calcolabilità

1.5.1 T-Calcolabile

Dati Σ alfabeto della macchina, Σ_0 alfabeto di input e Σ_1 alfabeto di output, con $\#, \triangleright \notin \Sigma_0 \cup \Sigma_1 \subset \Sigma$

$$M = (Q, \Sigma, \delta, q_0) \text{ calcola } f : \Sigma_0^* \longrightarrow \Sigma_1^* \Leftrightarrow (\forall w \in \Sigma_0^* \wedge f(w) = x \Rightarrow M(w) \rightarrow_{fin} (h, \triangleright z))$$

Si dice che la **funzione** f è **T-Calcolabile**.

Cioè, esiste una macchina di Turing che per ogni stringa finita in input arriva, con un numero finito di passi, all'arresto lasciando sul nastro la stringa di output corretta. Notare come non viene data nessuna interpretazione al risultato della f .

1.5.2 while-Calcolabile

$$C \text{ calcola } f : \text{Var} \rightarrow N \Leftrightarrow (\forall \sigma : \text{Var} \rightarrow N \wedge f(x) = n \Rightarrow C(\sigma) \rightarrow_{fin} \sigma' \wedge \sigma'(x) = n)$$

Si dice che la funzione f è **while-Calcolabile**.

Cioè esiste un programma C che calcola il risultato corretto in un numero finito di passi.

Invariante Tutti i risultati visti fin'ora **sono invarianti rispetto al modello dei dati**, e questo vale anche per la T-Calcolabilità e la **while**-Calcolabilità.

In particolare, se ho i dati in un formato A allora posso codificarli nel formato B in cui opera la macchina, calcolare il risultato in formato B e decodificarlo nel formato A di partenza. Questo vale se **le codifiche sono funzioni biunivoche e "facili"**. Vedremo cosa significa essere "facili", ma per adesso basti pensare ad un numero finito di passi e che terminano sempre.

1.5.3 Esempio di codifica

	0	1	2	3	4	5
0	0	2	5	9	14	
1	1	4	8	13		
2	3	7	12			
3	6	11	...			
4	10	16				
5	15					

Codifica a coda di rondine

$$\textbf{Codifica} \quad (x, y) \mapsto \frac{1}{2}(x^2 + 2xy + y^2 + 3x + y)$$

$$\text{Es. } (3, 1) \mapsto \frac{1}{2}(9 + 6 + 1 + 9 + 1) = \frac{26}{2} = 13$$

$$\textbf{Decodifica} \quad n \mapsto (n - \frac{1}{2}k(k+1), k - (n - \frac{1}{2}k(k+1)))$$

$$\text{con } k = \lfloor \frac{1}{2}(\sqrt{1 + 8n} - 1) \rfloor$$

$$\text{Es } 8 \mapsto (8 - 6, 6 - 8 + 3) = (2, 1)$$

$$k = \lfloor \frac{1}{2}\sqrt{1 + 8 \cdot 8 - 1} \rfloor = 3$$

$$\frac{k(k+1)}{2} = 6$$

1.6 Notazione

Una **funzione** f è $\subset A \times B$, con A spazio di partenza e B codominio. Quindi $f(a) = b$ si può esprimere anche con $(a, b) \in f$, con $a \in A$ e $b \in B$.

$$f(a) = b \wedge f(a) = c \Rightarrow b = c$$

Considereremo **funzioni parziali**, cioè funzioni con A contenente punti dove f non è definita. Non è quindi detto che $\forall a \in A \exists b \in B \mid f(a) = b$

f **converge** su a , cioè $f(a) \downarrow \Leftrightarrow \exists b \mid f(a) = b$

f **diverge** su a , cioè $f(a) \uparrow \Leftrightarrow \nexists b \mid f(a) = b$

Dominio di f : $dom(f) = \{a \mid f(a) \downarrow\}$

Immagine di f : $imm(f) = \{b \mid \exists a \in A \Rightarrow f(a) = b\}$

Rapporto tra algoritmi A e funzioni f f è un **insieme potenzialmente infinito di coppie**, ma non posso assegnare due f diverse allo stesso insieme, mentre esistono tanti algoritmi diversi che calcolano la stessa funzione. Ad esempio, $f = \emptyset$ è calcolata da `while(true) do skip` ma anche da `while(true) do skip; skip`.

1. Quali sono le funzioni calcolabili?
Nelle ipotesi iniziali di definizione di algoritmo, per adesso conosciamo le T-Calcolabili e le `while`-Calcolabili.
2. Quali proprietà hanno?
Posso combinarle?
3. Esistono funzioni non calcolabili?
4. Sono interessanti?
Esistono a prescindere dalla macchina?

Algoritmi e calcolabilità Per ora abbiamo definito gli algoritmi in base al loro comportamento, sotto forma di **configurazioni che si susseguono** del tipo (istr. corrente + ..., memoria). Abbiamo anche diversi modi di affrontare la calcolabilità:

1. **Hardware**, con la macchina di Turing
Questo è uno dei primi esempi di calcolo, è semplice da capire e si descrivono direttamente macchine che eseguono gli algoritmi. Uno dei primi approcci allo studio della complessità.
Cambio programma \rightarrow Cambio macchina
2. **Software**
Ho l'interprete, cioè la semantica, fissi. Se cambio il programma non devo cambiare la macchina
 - (a) Programmi `while`
Base della programmazione iterativa, dalla semantica operativa e anch'essi usati per lo studio della complessità
 - (b) Funzioni ricorsive
Base della programmazione funzionale

1.7 Funzioni ricorsive primitive

Per formalizzare i vari modi con cui possiamo esprimere le funzioni, usiamo quella che si chiama **λ -notazione**. Queste espressioni individuano gli argomenti all'interno di un'espressione che descrive una funzione, scritta seguendo un'opportuna sintassi.

$$\lambda < \text{variabili} > . < \text{espressione} >$$

Esempio $\lambda x, y. \text{expr}$

Gli **argomenti** dell'espressione expr sono x, y . Si dice anche che x, y **appaiono legate da λ in expr** .

Invece un qualsiasi altro simbolo di variabile w in expr **non è da considerarsi argomento** dell'espressione, e viene definito **libero** in expr .

Altri **esempi** per evidenziare la **notazione**:

$$\lambda y. x + y$$

$\lambda x \lambda y. x + y$ che può essere riscritta come $\lambda x, y. x + y$ ed equivale a dire $\text{somma}(x, y) = x + y$ dando così il nome *somma* alla funzione.

$$\lambda x_1, x_2, \dots, x_n. \text{expr} \text{ riscritta come } \lambda \vec{x}. \text{expr}$$

1.7.1 Classe C

La classe C delle **funzioni ricorsive primitive** è la **minima classe** di funzioni che obbediscono alle seguenti regole di inferenza, regole di sintassi per definire le funzioni.

Casi base

Zero: $\lambda \vec{x}. 0$

Prende un vettore di argomenti e restituisce 0.

Successore: $\lambda x. x + 1$

Prende un valore e restituisce il suo successore.

Proiezione/Identità: $\lambda \vec{x}. x_i$

$$\vec{x} = x_1, \dots, x_n, 1 \leq i \leq n$$

Casi iterativi

Composizione

$g_1, \dots, g_n \in C$ con k argomenti ("a k posti") e

$h \in C$ a n posti

$$\Rightarrow \lambda x_1, \dots, x_n. h(g_1(\vec{x}), \dots, g_n(\vec{x})) \in C$$

Ricorsione primitiva

$h \in C$ a $n + 1$ posti e

$g \in C$ a $n - 1$ posti

$$\Rightarrow \begin{cases} f(0, x_2, \dots, x_n) = g(x_2, \dots, x_n) \\ f(x_1 + 1, x_2, \dots, x_n) = h(x_1, f(x_1, x_2, \dots, x_n), x_2, \dots, x_n) \end{cases}$$

$f \in C \Leftrightarrow$ esiste una successione $f_0, \dots, f_n = f \mid \forall f_i$ è ottenuto con i casi base oppure f_i è ottenuto con i casi iterativi da f_j con $j < i$

Esempio Esempio di funzioni ricorsive

$$f_1 = \lambda x.x$$

$$f_2 = \lambda x.x + 1$$

$$f_3 = \lambda x_1, x_2, x_3.x_2$$

$$f_4 = f_2(f_3(x_1, x_2, x_3))$$

$$\begin{cases} f_5(0, x_2) = f_1(x_2) \\ f_5(x_1 + 1, x_2) = f_4(x_1, f_5(x_1, x_2), x_2) \end{cases}$$

Proviamo a calcolare $f_5(2, 3) =$

Regola di valutazione interna-sinistra: valuto per primo quello che sta dentro i parametri partendo da sinistra.

$$\begin{aligned} &= f_5(1 + 1, 3) = \\ &= f_4(1, f_5(1, 3), 3) = \\ &= f_4(1, f_4(0, f_5(0, 3), 3), 3) = \\ &= f_4(1, f_4(0, f_1(3), 3), 3) = \\ &= f_4(1, f_4(0, 3, 3), 3) = \\ &= f_4(1, f_2(f_3(0, 3, 3)), 3) = \\ &= f_4(1, f_2(3), 3) = \\ &= f_4(1, 4, 3) = \\ &= f_2(f_3(1, 4, 3)) = \\ &= f_2(4) = \\ &= 5 \end{aligned}$$

Vediamo cosa succede con una **regola di valutazione**

$$\begin{aligned} \text{esterna: } f_5(2, 3) &= \\ &= f_4(1, f_5(1, 3), 3) = \\ &= f_2(f_3(1, f_5(1, 3), 3)) = \\ &= f_3(1, f_5(1, 3), 3) + 1 = \\ &= f_5(1, 3) + 1 = \\ &= f_4(0, f_5(0, 3), 3) + 1 = \\ &= f_2(f_3(0, f_5(0, 3), 3)) + 1 = \\ &= f_3(0, f_5(0, 3), 3) + 1 + 1 = \\ &= f_5(0, 3) + 2 = \\ &= f_1(3) + 2 = \\ &= 3 + 2 = \\ &= 5 \end{aligned}$$

Meno Limitato Non ritorna mai numeri negativi, ma 0.

$$f_7(x, y) = y$$

$$f_8(x, y) = x$$

$$\begin{cases} \text{pred}(0) = 0 \\ \text{pred}(x + 1) = f_8(x, \text{pred}(x)) \end{cases}$$

$$f_9(x, y, z) = \text{pred}(f_3(x, y, z))$$

$$\begin{cases} f_{10}(0, y) = f_1(y) \\ f_{10}(x + 1, y) = f_9(x, f_{10}(x, y), y) \end{cases}$$

$$\Rightarrow x \cdot y = f_{10}(f_7(x, y), f_8(x, y))$$

Somma Non è altro che generalizzazione del successore, applico il successore tante volte quante servono.

$$\begin{cases} 0 + y = y \\ (x + 1) + y = (x + y) + 1 \end{cases}$$

Prodotto Sfrutto la somma

$$\begin{cases} 0 * y = 0 \\ (x + 1) * y = (x * y) + y \end{cases}$$

Potenza Generalizza il prodotto

$$\begin{cases} x^0 = 1 \\ x^{y+1} = (x^y) * x \end{cases}$$

C'è un modo per generalizzare la potenza? \Rightarrow **Ackerman**.

Relazione Diciamo che la relazione $R(x_1, \dots, x_n) \subset N^n$ è **ricorsiva primitiva** se lo è la sua **funzione caratteristica** χ_R definita come

$$\chi_R(x_1, \dots, x_n) = \begin{cases} 1 & \text{se } (x_1, \dots, x_n) \in R \\ 0 & \text{se } (x_1, \dots, x_n) \notin R \end{cases}$$

Quindi se χ_R è ricorsiva primitiva allora anche R è ricorsiva primitiva.

Esempio $P = \{ n \in N \mid n \text{ è un numero primo} \}$ è ricorsiva primitiva. Questo per il teorema di fattorizzazione unica. $\forall x \in N \exists$ numero finito di esponenti $x_1 \neq 0 \mid x = p_0^{x_1} \cdot p_1^{x_1} \cdot \dots \cdot p_n^{x_n}$

Come trovare tali esponenti con f ricorsiva primitiva.

$$M = (Q, \Sigma, \delta, q_0)$$

$$Q = \{q_0, \dots, q_k\}, \Sigma = \{\sigma_0, \dots, \sigma_n\}$$

Kurt Gödel: rappresentare algoritmi come numeri: **Gödelizzazione** data macchina di turing M trovo i che è il suo numero di Gödel.

1.7.2 Funzione di Ackermann

La funzione di Ackermann **non è definibile** mediante gli schemi di ricorsione primitiva definiti in precedenza, ma è totale ed ha una definizione intuitivamente accettabilissima.

$$A(0, 0, y) = y$$

$$A(0, x + 1, y) = A(0, x, y) + 1$$

$$A(1, 0, y) = 0$$

$$A(z + 2, 0, y) = 1$$

$$A(z + 1, x + 1, y) = A(z, A(z + 1, x, y), y) \text{ **doppia ricorsione**}$$

La **doppia ricorsione** presente non è un problema: tutti i valori su cui si ricorre decrescono, quindi i valori di $A(z, x, y)$ sono definiti in termini di un numero finito di valori della funzione A . Quindi intuitivamente A è calcolabile. Inoltre **cresce più rapidamente di ogni funzione ricorsiva primitiva** ma **non è ricorsiva primitiva**. Ma cosa calcola? Una sorta di esponenziale generalizzato, infatti:

$$A(0, x, y) = y + x$$

$$A(1, x, y) = y * x$$

$$A(2, x, y) = y^x$$

$$A(3, x, y) = y^{y^{\dots^y}} \text{ } x \text{ volte}$$

1.7.3 Realizzazione

Con il linguaggio **while** e il linguaggio **for** posso riprodurre i casi base della ricorsione. In particolare, per ogni programma **for** esiste una funzione ricorsiva primitiva e viceversa.

Un programma che calcola lo 0 è un programma che legge gli ingressi e scrive 0 in uscita.

Il successore lo realizzo con un assegnamento uscita = ingresso + 1

La proiezione consiste nel leggere in memoria la variabile x_i cercata e metterla in uscita

Realizzo h tale che $h(g_1(x, y, z), g_2(x, y, z))$, con programma p_1 associato a g_1 , p_2 associato a g_2 e p_3 associato a h .

Il programma che realizza la composizione sarà quindi $p_1; p_2; p_3$.

Per la ricorsione primitiva $\begin{cases} f(0, y) = g(y) \rightarrow p_1 \\ f(x + 1, y) = h(x, f(x, y), y) \rightarrow p_2 \end{cases}$ che dopo qualche passaggio abbiamo visto che $f(x + 1, y) = h(x, f(x, y), y) = h(x, h(x + 1, f(x + 1, y)), y)$. Associando p_1 a g e p_2 a h , lo realizzo con il programma **for**

```
t1 = g(y);
for (i = 1 to x + 1):
    t1 = h(i, t1, y);
end
```

Per la **funzione caratteristica** $\chi_I(n) = \begin{cases} 1 & n \in I \\ 0 & \text{altrimenti} \end{cases}$

1.8 Diagonalizzazione

Esiste un formalismo che esprime tutte e sole le funzioni totali calcolabili? No

Dobbiamo necessariamente avere a che fare con funzioni parziali, ma perché "no"?

Qualunque formalismo o esprime solo funzioni totali ma non tutte, oppure esprime anche funzioni parziali. La dimostrazione è fondamentale per la teoria della calcolabilità: prende il nome di **diagonalizzazione**.

Dimostrazione Fissiamo il formalismo delle funzioni ricorsive primitive, posso prendere l'algoritmo di Gödel per numerarle. Quindi avrò $f_0, f_1, \dots, f_n, \dots$

Definisco $g(n) = f_n(n) + 1$ (*diagonalizzazione* viene da usare lo stesso indice per indice e parametro).

Se g è una ricorsiva primitiva, allora è numerabile. Diciamo che g ha come numero i : $f_i(n) = g(n) = f_n(n) + 1$

Se diagonalizzo avrò $f_i(i) = g(i) = f_i(i) + 1$ ma **non può essere** che $f_i(i) = f_i(i) + 1$

$\Rightarrow g$ non è ricorsiva primitiva.

Se io prendo le funzioni parziali, posso applicare lo stesso ragionamento?

$\phi(x) = \psi_x(x) + 1$

Diciamo come prima che $\phi(x)$ ha indice i , quindi $\psi_i(x) = \phi(x) = \psi_x(x) + 1$

Se $\psi_i(x)$ diverge, allora $\psi_x(x)$ diverge e anche $\psi_x(x) + 1$ diverge, quindi sono uguali. Non si applica il ragionamento della diagonalizzazione nel caso delle funzioni parziali.

1.9 μ -ricorsive

Minima classe \mathcal{R} che, allo schema fino alla ricorsione primitiva, si aggiunge:

Minimizzazione $\phi(\vec{x}, y) \in \mathcal{R}$

$\psi(\vec{x}) = \mu y. [\phi(\vec{x}, y) = 0 \wedge \forall z < y \mid \phi(\vec{x}, z) \neq 0]$

$\mu x. [I]$ è il minimo elemento di I insieme.

Cosa significa? Data una funzione appartenente a \mathcal{R} (che ovviamente può essere una ricorsiva primitiva), la vado a calcolare sugli argomenti \vec{x} della ψ e su una certa y . Se vale 0, il risultato è y , altrimenti **deve** convergere e vado avanti incrementando y di 1 e ricalcolando fino a che non trovo un risultato pari a 0.

Quindi le μ -ricorsive definiscono anche funzioni non totali, al contrario delle ricorsive primitive che definiscono solo funzioni totali.

Esempio $\phi(x, y) = 42$ è costante, quindi ricorsiva primitiva, quindi anche μ -ricorsiva.

$\psi(x) = \mu y. [\phi(x, y) = 42]$ ovunque indefinita perché non tornerà mai 0 quindi $\nexists y$.

Quindi **terminazione e non terminazione sono cruciali**.

Se la definisco per casi? Ad esempio $f(x) = \begin{cases} \mu y. [y < g(x) \mid h(x, y) = 0] & \text{se } \exists \text{ tale } y \\ 0 & \text{altrimenti} \end{cases}$ con g, h ricorsive primitive.

f è ricorsiva primitiva, perché composizione di ricorsive primitive, ed è anche totale, perché converge sempre.

Quindi **se pongo dei limiti al numero di tentativi**, dato da $y < g(x)$, si ricade nelle ricorsive primitive e non ci sono problemi di parzialità.

1.9.1 Notazione

Per ragioni storiche, una relazione $I \subset N^n$ è **ricorsiva** (sinonimo di totale) \Leftrightarrow la sua funzione caratteristica χ_I è **calcolabile totale**.

Inoltre, come già detto, I è ricorsiva primitiva $\Leftrightarrow \chi_I$ è ricorsiva primitiva.

1.10 Tesi di Church-Turing

Le funzioni intuitivamente calcolabili sono tutte e sole le T-calcolabili.

In realtà è un'ipotesi, ma è così forte che viene presa come tesi. Ci permette di non considerare il formalismo con cui formalizziamo gli algoritmi, poiché tutti i formalismi rappresentano la stessa *classe di elementi*. Ci limiteremo a dire algoritmo, Macchia di Turing... indifferentemente, poiché grazie a questa tesi possiamo dire che un algoritmo è equivalente qualsiasi sia il linguaggio in cui è scritto.

1.10.1 Risultati

Indichiamo con ϕ_i la **funzione calcolata dall' i -esimo algoritmo** M_i

ϕ_i è funzione \rightarrow **semantica**

M_i è algoritmo \rightarrow **sintassi**

Può succedere per $i \neq j$ che $\phi_i = \phi_j$ ma $M_i \neq M_j$ (ad esempio `while(true) do skip` e `while(true) do skip;skip`).

T-calcolabili = **while**-calcolabili = μ -calcolabili

D'ora in avanti parliamo solo di funzioni calcolabili, quindi ϕ_i è calcolabile.

Tempo di calcolo $\exists?$ una funzione calcolabile totale $t(i, n)$ che magiora il tempo di calcolo di $M_i(n)$? No. Vediamo come dimostrarlo, introducendo una **diagonalizzazione**.

$$t(i, n) = \begin{cases} k & \text{se } M_i(n) \downarrow \text{ in meno di } i \text{ passi} \\ 0 & \text{altrimenti} \end{cases}$$

Sia T_i la misura **esatta** del tempo di calcolo di M_i . $T_i(n) \leq t(i, n)$ è calcolabile totale e $T_x(x)$ **tempo di calcolo effettivo**, $t(x, x)$ **tempo di calcolo stimato**

$$\psi(x) = \begin{cases} \phi_x(x) + 1 & \text{se } T_x(x) \leq t(x, x) \\ 0 & \text{altrimenti} \end{cases}$$

Quindi anche ψ è calcolabile totale. Applico Church-Turing, quindi $\phi_i(i) = \psi(i) = \begin{cases} \phi_i(i) + 1 & \text{se } T_i(i) \leq t(i, i) \\ 0 & \text{altrimenti} \end{cases}$

Ma siccome ϕ_i è calcolabile totale, non può succedere che, quando termina, sia $\phi_i(i) = \phi_i(i) + 1$, **è un assurdo**. Quindi $t(i, n)$ non è calcolabile totale, di conseguenza **non c'è modo di stimare il tempo di calcolo**.

Per lo stesso motivo non possiamo imporre limiti allo spazio.

Spazio di calcolo $\exists?$ una funzione calcolabile totale che dato M_i , x dice quante celle di memoria uno specifico calcolatore C userà per calcolare $M_i(x)$?

$$h(i, x) = \begin{cases} 1 & \text{se } M_i(x) \uparrow \text{ (su } C) \\ 0 & \text{altrimenti} \end{cases}$$

Sia n la cardinalità di Σ , $m - 1$ cardinalità di Q e k il numero di celle di C.

Posso quindi scrivere n^k **stringhe diverse**: il cursore può stare su k posizioni diverse e la macchina in m stati diversi. Il **numero massimo di configurazioni diverse** (stato con posizione del cursore e stringa su nastro) è $l = n^k \cdot k \cdot m$, con n^k possibilità di nastro scritto, k possibili posizioni del cursore e m stati ($m - 1 + 1$ per lo stato h di **halt**)

Dopo l passi, quindi, la configurazione si ripete necessariamente. Si può dire che **la macchina è in loop**.

Siccome la macchina attraversa un **numero finito di configurazioni superiormente limitato da l** , se la macchina non si è arrestata prima di l passi allora troverò per forza una configurazione già vista in precedenza, che mi porterà in una configurazione già vista e così via. **Quindi non terminerà mai**.

Ho dimostrato che h è calcolabile totale, ma posso scrivere quindi t come nella dimostrazione precedente, ma giungo all'assurdo già visto. **Quindi non posso mettere un limite al nastro**.

I seguenti risultati sono **invarianti rispetto all'enumerazione scelta**.

1.10.2 Teorema 1: Le Funzioni Calcolabili sono tante quante i numeri naturali

Le f calcolabili sono $\#N$. Anche le f calcolabili totali sono $\#N$.
Esistono funzioni *non* calcolabili, molte di più di quelle calcolabili.

Dimostrazione Non sono più di $\#N$ perché posso calcolare le macchine di Turing. Almeno $\#N$ perché posso costruire una macchina che per qualsiasi input lascia un numero naturale sul nastro, quindi di queste ce ne sono almeno quanti sono i numeri naturali.

Quindi indichiamo con ϕ_i la funzione (in generale, parziale) calcolata dall'algoritmo M_i e i **indice della macchina**. Come detto prima, può darsi che per $i \neq j$ sia $\phi_i = \phi_j$ ma sicuramente $M_i \neq M_j$.

1.10.3 Teorema 2: Ogni funzione calcolabile ϕ_i ha infiniti (numerabili) indici

Anche detto **padding lemma**.

Non solo, posso costruire un insieme infinito di indici A_i tale che $\forall j$ in A_i $\phi_j = \phi_i$ mediante una funzione ricorsiva primitiva.

Dimostrazione Sia M_i un programma P . Prendo P ;skip, poi P ;skip;skip...metto tanti ;skip quanti voglio. Posso generare un numero infinito di programmi che calcolano tutti la stessa funzione.

1.10.4 Teorema 3: Forma Normale

Prendendo un qualsiasi algoritmo, posso riscriverlo in una **forma canonica/normale**, che non è per forza migliore ma è una forma specifica e da noi **privilegiata**.

\exists un predicato $T(i, x, y)$ e una funzione $U(y)$ ricorsive primitive calcolabili totali tali che \forall funzione calcolabile i , $x. \phi_i(x) = \mu y. [U(T(i, x, y))]$

Corollario: tutte le funzioni T-calcolabili sono anche μ -calcolabili. Non solo, ma μy corrisponde al **while**, e T, U a due programmi **for**. Quindi ogni funzione calcolabile può essere ottenuta da due programmi scritti con il linguaggio **for** ed una sola applicazione del linguaggio **while**.

Dimostrazione Devo costruire il predicato T e la funzione U .

$T = (i, x, y)$ è detto **predicato di Kleene** ed è **vero** $\Leftrightarrow y$ è la **codifica di una computazione di $M_i(x)$ terminante**.

Per calcolare, T prende i e recupera M_i . Comincia a scandire i valori y , li decodifica e, uno alla volta dato x ingresso, controlla se il risultato è una computazione terminante. Definisce U in modo che $U(y) = z$, con z risultato della computazione (ciò che rimane sul nastro della MdT corrispondente).

C'è un solo y nelle macchine deterministiche, se c'è.

1.10.5 Teorema 4: Teorema di enumerazione

$\exists z$ tale che $\forall i, x$ $\phi_z(i, x) = \phi_i(x)$. Quindi z è **MdT universale**. z interprete, i è programma.

Fra tutti gli algoritmi, ce ne sono infiniti numerabili in grado di eseguire tutti gli altri algoritmi.

Dimostrazione $\phi_i(x) = \mu y. U(T(i, x, y))$ per il terzo teorema. Quindi $\phi_i(x)$ è un algoritmo, avrà un indice per Church-Turing che indicheremo con z .

Diciamo $\phi_i(x) = \phi_z(i, x) = \mu y. U(T(i, x, y))$ (senza y come argomento perché quantificata, non libera ma legata, una sorta di *variabile di lavoro*). Applico la transitività dell'uguaglianza e ho finito, $\phi_i(x) = \phi_z(i, x)$.

1.11 Macchina di Turing Universale

Ottimo modello per le macchine Von Neumann.

Due insiemi Utili per la rappresentazione

$Q_* = \{q_0, q_1, \dots\} \not\cong h$, insieme numerabile ma **non è l'insieme degli stati** della MdTU ma è un insieme ausiliario.

$\Sigma_* = \{\sigma_0, \sigma_1, \dots\} \not\cong L, R, -$ insieme di simboli

Codifica K $K : Q_* \cup \{h\} \cup \Sigma_* \cup \{L, R, -\} \longrightarrow \{|\}^*$

Ognuno degli elementi q_i, σ_i ecc. viene codificato in questo modo.

$h \mapsto |$

$q_i \mapsto |^{i+2}$, con la barra verticale ripetuta $i + 2$ volte

$L \mapsto |, R \mapsto ||, - \mapsto |||$

$\sigma_i \mapsto |^{i+4}$

C'è un problema: $||||$ è uno stato ($\in Q_*$) o un simbolo ($\in \Sigma_*$)? Vedremo come disambiguare.

Q_* contiene **tutti i possibili stati delle MdT**, e Σ_* contiene **tutti i possibili simboli delle MdT**. Quanto visto fin'ora è ausiliario alla costruzione della MdTU.

Costruzione Prendo una MdT qualunque $M = (Q, \Sigma, \delta, s)$. Ordiniamo gli stati ed i simboli.

$Q = \{q_{i_1}, q_{i_2}, \dots, q_{i_k}\}$, finito perché gli stati sono finiti.

$\Sigma = \{\sigma_{j_1}, \sigma_{j_2}, \dots, \sigma_{j_l}\}$.

Con $i_1 < i_2 < \dots < i_k$ e $j_1 < j_2 < \dots < j_l$. Con questo abbiamo supposto Q e Σ **totalmente ordinate**.

Considero questo alfabeto: $\{ |, c, d, \#, \triangleright \}$ con $|, c, d \notin Q_* \cup \Sigma_*$.

Adesso possiamo codificare le quintuple $\in \delta$. $\delta(q_{i_p}, \sigma_{j_q}) = (q, \sigma, D)$ con D un certo simbolo di direzione ($L, R, -$).

Come codificarla? Attraverso la seguente stringa

$$s_{p,q} = cK(q_{i_p})cK(\sigma_{j_q})cK(q)cK(\sigma)cK(D)c$$

con c che funge da **separatore, tra la codifica di uno stato e la codifica di un simbolo**.

$s_{p,q} = cK(q_{i_p})cK(\sigma_{j_q})cdcdcd$ se $\delta(q_{i_p}, \sigma_{j_q})$ è indefinita

Esempio $\overline{M} = \{\{q_2\}, \{\sigma_1, \sigma_3, \sigma_5\}, \delta, q_2\}$, con $i_1 = 2, j_1 = 1, j_2 = 3, j_3 = 5$

$$q_2 \rightarrow q_{i_1}$$

$$\sigma_1 \rightarrow \sigma_{j_1}$$

$$\sigma_3 \rightarrow \sigma_{j_2}$$

$$\sigma_5 \rightarrow \sigma_{j_3}$$

$$\delta(q_2, \sigma_1) = (h, \sigma_5, -) \mapsto s_{1,1} = c|{}^4c|{}^5c|{}^9c|{}^3c \text{ perché } K(q_2) = |{}^{2+2}, K(\sigma_1) = |{}^{1+4}, K(h) = |, K(\sigma_5) = |{}^{5+4}, K(-) = |||$$

$$\delta(q_2, \sigma_3) = (q_2, \sigma_1, R) \mapsto s_{1,2} = c|{}^4c|{}^7c|{}^4c|{}^5c|{}^2c$$

$$\delta(q_2, \sigma_5) \text{ non definita} \mapsto s_{1,3} = c|{}^4c|{}^9cdcdcdc$$

Codifica della macchina ρ Possiamo ora definire una funzione di "codifica" (in realtà iniettiva, perché in fase di decodifica possiamo non trovare una M corrispondente) della macchina in esame. (s senza indici è lo stato iniziale)

$$\rho(M) = cK(s)cs_{1,1}s_{1,2} \dots s_{1,l}c \dots cs_{k,1}s_{k,2} \dots s_{k,l}c$$

Praticamente si mettono "in coda" tutte le codifiche dei $\delta(\text{stato}, \text{simbolo}) \rightarrow s_{\text{stato}, \text{simbolo}}$, separando con c il "cambio" dello stato.

$$\rho(M) = c <\text{codifica di } s > c <\text{codifiche dello stato 1 per simbolo}> c \dots c <\text{codifiche dello stato } k \text{ per simbolo}> c$$

$$\rho(M(w)) = \rho(M)\tau(w) \text{ con } \tau(\sigma'_0, \dots, \sigma'_n) = cK(\sigma'_0)cK(\sigma'_1)c \dots cK(\sigma'_n)c$$

$$\textbf{Esempio } \rho(\overline{M}) = c|{}^4c c|{}^4c|{}^5c|{}^9c|{}^3c c|{}^4c|{}^7c|{}^4c|{}^5c|{}^2c c|{}^4c|{}^9cdcdcdc c$$

Dato che $\exists z \mid \forall i, x$ si ha $\phi_z(i, x) = \phi_i(x)$, allora vogliamo che la MdTU si comporta esattamente come \overline{M} quando codifica \overline{M} . Quindi

$$(s, \triangleright w) \xrightarrow{M}_n (h, u \underline{a} v) \Rightarrow (s_U, \triangleright \rho(M)\tau(w)) \xrightarrow{U}_m (h, \tau(u \underline{a} v) \#)$$

$$(s_U, \triangleright \rho(M)\tau(w)) \xrightarrow{U}_n (h, u' \underline{a}' v') \text{ dovrebbe succedere che } \underline{a}' = \# \text{ e } v' = \epsilon, \text{ ma anche che } u' = \tau(u \underline{a} v). \text{ Se succede} \\ \Rightarrow (s, \triangleright w) \xrightarrow{M}_m (h, u \underline{a} v)$$

1.12 Teoremi

1.12.1 Teorema del parametro

$\exists s$ calcolabile, totale, iniettiva $\mid \forall i, x, y \lambda y. \phi_i(x, y) = \phi_{s(i, x)}(y)$

Ottimo strumento per dimostrare diversi risultati. Intuitivamente, il programma $P_{s(x, y)}$ opera su z soltanto mentre P_x opera su y e su z . Quindi y è un **parametro** di P_x .

Dimostrazione Dato i trova M_i , attraverso una funzione ricorsiva primitiva grazie al teorema di codifica.

Scrivi x sul nastro di M_i cioè prepara la configurazione iniziale (q_0, \underline{x}) .

Questo è un algoritmo, quindi ha indice per C-T. Diciamo che l'indice è $n = s(i, x)$. s è calcolabile totale, e $\lambda y. \phi_i(x, y) = \phi_{s(i, x)}(y)$ è vera.

Per l'iniettività? Da n genero diversi indici i di macchine che calcolano la stessa funzione. Appena trovo un indice che non avevo già visto e maggiore di quelli già visti, lo uso per porlo come indice della funzione che sto costruendo.

1.12.2 Teorema di Espressività

Un formalismo F è Turing-Equivalente \Leftrightarrow

- Ha un algoritmo universale (Teorema di Enumerazione)
- Ha il teorema del parametro

Supponiamo un programma che calcola prodotto con somme successive

```
P := 0;
while y > 0
P := P + w;
y := y - 1;
end
```

Abbiamo sicuramente bisogno della semantica del linguaggio, perché definisce perfettamente l'interprete.

Primo passo dell'interprete: scopre `y`; e legge ciò che sta prima e dopo.

`P` non è parametro, quindi scrive sul nastro d'uscita `P := 0`; . Valuta il `while`. `y` è parametro, lo legge e verifica che è maggiore di 0, quindi legge

```
P := P + w;
y := y - 1;
while ...
```

Per valutare dove va il `while` deve valutare il resto, per valutare il resto (le prime due istr) deve valutare la prima. Scrive in uscita `P := P + w`; e rimane

```
y = y - 1;
while ...
```

Quindi $\sigma(y) = 2$ adesso vale $\sigma'(y) = 1$ quindi diventa

```
while y > 0
P := P + w;
y := y - 1;
```

che valutata la guardia diventa

```
P := P + w;
y := y - 1;
while ...
```

Scriva sul nastro `P := P + w`;

...

Sul nastro c'è `P := 0`; `P := P + w`; `P := P + w`; , che è il programma specializzato.

1.12.3 Teorema di Ricorsione/Kleene 2

Operazioni che si possono fare sugli algoritmi che ci lasciano all'interno delle funzioni calcolabili

$\forall f$ calcolabile totale $\exists n \mid \phi_n = \phi_{f(n)}$. Posso trasformare il mio programma in maniera da ottenerne uno perfettamente equivalente. n si dice **punto fisso**.

Dimostrazione Definiamo la seguente funzione calcolabile "diagonale"

$\psi(u, z) = \begin{cases} \phi_{\phi_u(u)}(z) & \text{se } \phi_u(u) \downarrow \\ \text{indefinita} & \text{altrimenti} \end{cases}$ ψ è calcolabile, quindi per C-T ha un indice $\psi(u, z) = \phi_{s(i, u)}(z) = \phi_i(u, z)$ e posso applicare il teorema del parametro $= \phi_{d(u)}(z)$ con $d(u) = \lambda u. s(i, u)$ calcolabile totale e iniettiva e indipendente da f . Ma f è calcolabile totale, quindi anche $f(d(x))$ è calcolabile totale. Quindi ha indice per C-T $= \phi_v(x)$.

Quindi $\phi_{d(v)} = \phi_{\phi_v(v)}$

$d(v) = n$ e d è iniettiva quindi $\phi_n = \phi_{d(v)} = \phi_{\phi_v(v)} = \phi_{f(d(v))} = \phi_{f(n)}$ quindi n è punto fisso.

Dom	f	Imm
N	$\lambda x. 2x$	$\{2n \mid n \in N\}$
$\{2n \mid n \in N\}$	$\lambda x. \frac{x}{2}$	N

I è ricorsiva primitiva $\Leftrightarrow \chi_i(x) = 1$ se $x \in I$, 0 altrimenti è calcolabile totale

$A = \{(i, x, k) \mid \exists y, n \text{ con } (y, n, x < k) \wedge \phi_i(x) \downarrow \text{ in } n \text{ passi}\}$. Limita spazio e tempo

$B = \{(i, x, k, z) \mid \exists n < k \wedge \phi_i(x) = z \text{ in } n \text{ passi}\}$. Anche qua limite il numero di passi, ma non la memoria
 $f(i, x)$ rimpiazza k , con f calcolabile totale

1.12.4 Ricorsivamente Enumerabile

I è **ricorsivamente enumerabile** \Leftrightarrow è **dominio di una funzione calcolabile**, cioè $\exists i \mid I = \text{dom}(\phi_i)$

I è ricorsivo $\Rightarrow I$ è ricorsivamente enumerabile

I, \bar{I} sono ricorsivamente enumerabili, con \bar{I} insieme degli elementi $\notin I$, $\Leftrightarrow I, \bar{I}$ sono ricorsivi

Dim: se I è ricorsivamente enumerabile, allora esiste ϕ_i con dominio I , e \bar{I} ricorsivamente enumerabile allora esiste $\phi_{\bar{i}}$.

Per sapere se x sta o non sta in I , faccio un passo di calcolo nella macchina i : se termina allora $x \in I$, altrimenti faccio un passo un passo nella macchina \bar{i} e se termina $x \in \bar{I} \Rightarrow x \notin I$.

Se non terminano, ripeto: faccio un passo in $i \dots$ finché non termino in una delle due macchine.

Ricorsivamente enumerabile perché vogliamo enumerare i suoi elementi, tirandone fuori uno alla volta.

Teorema di equivalenza fra caratterizzazioni I è ricorsivamente enumerabile $\Leftrightarrow I = \emptyset \vee I = \text{imm}(f)$, con f calcolabile totale.

Dim Il primo caso è banale (la funzione caratteristica dà sempre 0, ricorsiva)

$I \neq \emptyset$, $I = \text{dom}(\phi_i)$ costruisco la f

Indice di riga tiene traccia del numero di passi

Indice di colonna tiene traccia dell'argomento

	0	1	2	3	4	5
1	0	2	5	9	14	
2	1	4	8	13	18	
3	3	7	12	17		
4	6	11	16			
5	10	15				

Passi:

1. Calcola ϕ_i con la tabella sopra

1 passo su 0, 2 passi su 0... finché non si arresta.

Trovo $\langle m, n \rangle$ per cui $\phi_i(\langle m, n \rangle) \downarrow$ con $\langle m, n \rangle$ codifica di $\langle m, n \rangle$. Chiamo $\langle m, n \rangle = \bar{n} \in I$ perché appartiene al dominio.

2. Calcola $\phi_i(n)$ per m passi. Termina? Allora $\langle m, n \rangle \in I$ e $f(\langle m, n \rangle) = n$.

Se non termina, $f(\langle m, n \rangle) = \bar{n}$.

Per esempio $\phi_i(2)$ per 4 passi. Converge? Se non converge, allora $f(\langle 4, 2 \rangle) = \bar{n}$. Se converge, pongo $f(\langle 4, 2 \rangle) = 2$

1.13 K e Riduzioni

1.13.1 Insieme K

$K = \{x \mid \phi_x(x) \downarrow\}$ insieme degli algoritmi applicati a sé stessi e convergenti.

K ricorsivamente enumerabile? Sì.

Prendo l' x -esima macchina, la applico a x e converge $\Rightarrow x \in K$. Quindi K è dominio di una funzione.

K ricorsivo? No.

Dimostrazione Per assurdo, **K** ricorsivo. Allora $\chi_K(x) = \begin{cases} 1 & \text{se } x \in K \\ 0 & \text{altrimenti} \end{cases}$ è calcolabile totale.

Prendiamo $f(x) = \begin{cases} \phi_x(x) + 1 & \text{se } \chi_K(x) = 1 \\ 0 & \text{altrimenti} \end{cases}$ Poiché χ è calcolabile totale, anche f lo è.

Proviamo quindi a cercare il numero di f , ma **non lo troviamo**. Perché poniamo i come indice di f , allora $\phi_i(i) = f(i) = \phi_i(i) + 1$ se $i \in K$, ma non può essere. Se $i \notin K$ non può essere $\phi_i(i) = f(i) = 0$ perché $\phi_i(i) \uparrow$

Osservazione Ricorsivi \subset ricorsivi enumerabili \subset non ricorsivi enumerabili

Bootstrapping Cross-compiler: un compilatore scritto in un certo linguaggio L , che compila $L \rightarrow A$, con A altro linguaggio. Se L non gira su una determinata macchina, posso applicarlo a sé stesso: produrrà qualcosa scritto in A che prende L e produce A .

$$C_L^{L \rightarrow A}(C_L^{L \rightarrow A}) = C_A^{L \rightarrow A}$$

Questo assomiglia alla nostra K .

$K_0 = \{(x, y) \mid \phi_y(x) \downarrow\}$: scrivo un programma che prende un altro programma in input e testa per verificare se termina su un input. Questo è il **problema della fermata (halting)**, che detto in altri termini: dato x e y , il programma $P_y(x)$ termina?

K_0 non è ricorsivo. Perché $x \in K \Leftrightarrow (x, x) \in K_0$, quindi se K_0 fosse ricorsivo lo sarebbe anche K .

1.13.2 Riduzioni

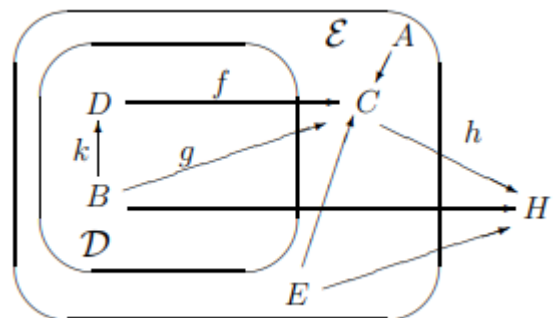
Riduzione f è una **riduzione** da A a B , si scrive $A \leq_f B \Leftrightarrow (\forall x \in A \Rightarrow f(x) \in B)$

Proprietà: $A \leq_f B \Leftrightarrow \overline{A} \leq_f \overline{B}$

Famiglia di riduzioni $A \leq_F B \Leftrightarrow \exists f \in F \mid A \leq_f B$. Di queste ci interessano quelle che mantengono determinate proprietà.

Classi di problemi \mathcal{D}, \mathcal{E} **classi di problemi** $\mathcal{D} \subseteq \mathcal{E} (\subseteq \text{ricorsivi})$, allora \leq_F **classifica** $\mathcal{D}, \mathcal{E} \Leftrightarrow \forall A, B, C$ problemi:

1. $A \leq_F A$
Cioè l'identità $\in F$
2. $A \leq_F B, B \leq_F C \Rightarrow A \leq_F C$
Cioè $f, g \in F \Rightarrow f(g) \in F$, f chiusa rispetto alla composizione.
3. $A \leq_F B, B \in \mathcal{D} \Rightarrow A \in \mathcal{D}$
Preordine parziale, perché non vale la simmetria.
Potrebbe $A \leq_F B, B \leq_F A$ ma non coincidere
 D è **ideale**, o **chiuso all'ingù per la riduzione**.
4. $A \leq_F B, B \in \mathcal{E} \Rightarrow A \in \mathcal{E}$
 E è **ideale**, o **chiuso all'ingù per riduzione**.



1.13.3 Problema Arduo

H è \leq_F -arduo per $\mathcal{E} \Leftrightarrow \forall A \in \mathcal{E} \quad A \leq_F H$

1.13.4 Problema Completo

C è \leq_F -completo per $\mathcal{E} \Leftrightarrow C \leq_F$ -arduo e $C \in \mathcal{E}$

Sia \leq_F classifica \mathcal{D} ed \mathcal{E} , allora $C \leq_F$ -completo per \mathcal{E} , $C \subset \mathcal{D} \Leftrightarrow \mathcal{D} = \mathcal{E}$

Per ipotesi, $C \in \mathcal{D}$, $A \in \mathcal{E}$ allora $A \leq_F C$. Allora, per 3, anche $A \in \mathcal{D}$

Se $A \leq_F$ -completo per \mathcal{E} , $B \in \mathcal{E}$ e $A \leq_F B \Leftrightarrow B \leq_F$ -completo per \mathcal{E} . Quindi se un problema completo si riduce ad un altro problema della stessa classe, allora anche quest'altro problema è completo.

Questo perché $\forall D \in \mathcal{E} \Rightarrow D \leq_F A, A \leq_F B$ e per 2 $D \leq_F B$

Se $A \leq_F B$ allora, se la riduzione misura in qualche modo la difficoltà di un problema, A è **al massimo difficile quanto** B e B è **più difficile (o uguale)** di A .

Quindi dovremmo cercare una famiglia di riduzioni che classificano \mathcal{R} (ricorsive) e \mathcal{RE} (ricorsive enumerabili).

1.14 Classificare R ed RE

Definiamo un insieme di funzioni $REC = \{\phi_x \mid \text{dom}(\phi_x) = N\}$ come l'**insieme di tutte le funzioni calcolabili**.

$$TOT = \{x \mid \phi_x \leq REC\}$$

$$I \leq_{REC} J \Leftrightarrow \exists f \in REC \mid x \in I \Leftrightarrow f(x) \in J$$

Per decidere la non appartenenza ad un insieme ricorsivamente enumerabile è necessario un **tempo infinito**.

Th La **relazione di riduzione** \leq_{REC} classifica \mathcal{R} e \mathcal{RE}

Dim Sappiamo che $\mathcal{R} \subseteq \mathcal{RE}$. Allora

1. $id \in REC$, dalla definizione di μ -ricorsiva
2. $f, g \in REC \Rightarrow g(f) \in REC$ perché la composizione conserva la totalità
3. $B \in \mathcal{R} \Rightarrow A = \{x \mid f(x) \in B\} \in \mathcal{R}$
Per vedere se $A \in \mathcal{R}$ devo vedere se la funzione di A è una funzione caratteristica calcolabile totale
 $\chi_A = \chi_B \circ f$ che è calcolabile totale perché χ_B è calcolabile totale
4. **idem** per \mathcal{RE} con la funzione semi-caratteristica di B , ϕ_i il cui dominio è B

Il fatto che \leq_{REC} classifichi \mathcal{R} ed \mathcal{RE} può essere visto come la capacità che hanno le funzioni calcolabili totali di **separare i problemi ricorsivi da quelli ricorsivamente enumerabili**: ciò avviene **in base al tempo necessario per decidere un problema**. Se il problema è **ricorsivo**, allora avremo la **risposta in tempo finito**, altrimenti il tempo necessario è infinito.

Inoltre, basta trovare un problema che sia \leq_{REC} -completo per \mathcal{R} per poter vedere quali problemi sono decidibili e quali no.

Ancora più interessante è trovare un problema \leq_{REC} -completo per \mathcal{RE} : sapremo quali sono i problemi *al più* semi-decidibili e quale nemmeno semi-decidibili. Infatti basta ridurre il problema da studiare a quello completo e sapremo che è ricorsivamente enumerabile, oppure ridurre il problema completo a quello da studiare e sapremo che quest'ultimo, alla meglio, è ricorsivamente enumerabile.

Infatti è chiaro anche che $A \leq_{REC} B$, quindi

B è ricorsivamente enumerabile ($B \in \mathcal{RE}$) $\Rightarrow A \in \mathcal{RE}$ (e forse $A \in \mathcal{R}$)

$A \notin \mathcal{RE} \Rightarrow B \notin \mathcal{RE}$ e sicuramente anche $B \notin \mathcal{R}$

Se $A \in \mathcal{R}$, il fatto che $A \leq_{REC} B$ non ci consente di dedurre niente sulla natura di B , che potrebbe essere ricorsivo o ricorsivamente enumerabile o nemmeno ricorsivamente enumerabile.

Analogamente nel caso di A ricorsivamente enumerabile.

$K \leq_{REC} \bar{K}$? No. Perché $K \leq_{REC} \bar{K} \Leftrightarrow \bar{K} \leq_{REC} K$ e sarebbero entrambi \mathcal{RE} ed è assurdo perché sappiamo che K non è ricorsivo.

Oss K è \leq_{REC} -completo per \mathcal{RE} , cioè K è \mathcal{RE} -completo

Dim $K \in \mathcal{RE}$ ok.

Dimostriamo che $\forall A \in \mathcal{RE} \Rightarrow A \leq_{REC} K$

Questo perché $A \rightarrow \exists \psi \mid A = \text{dom}(\phi_i)$ con ψ calcolabile $\Rightarrow \exists \psi'$ calcolabile $\mid \psi'(x, y) = \psi(x)$

$A = \text{dom}(\psi) = \{x \mid \psi(x) \downarrow\} = \{x \mid \psi'(x, y) \downarrow\}$ e siccome è calcolabile allora ha indice: diciamo i

Quindi $A = \{x \mid \phi_i(x, y) \downarrow\} = \{x \mid \phi_{s(i, x)}(y) \downarrow\} = \{x \mid \phi_{s(i, x)}(s(i, x)) \downarrow\}$ con $f(x) = \lambda x.s(i, x)$ e perché y non dipende da $\phi_{s(i, x)}$ e per il teorema del parametro.

Esercizio $K \leq_{REC} TOT$

Definisco $\psi(x, y) = 1$ se $x \in K$, indef altrimenti

La condizione $x \in K$ deve essere calcolabile, così l'intera ψ è calcolabile

ψ calcolabile allora ha indice per C-T $\phi_i(x, y)$ ma se ha indice allora ho il teorema del parametro $\phi_{s(i, x)}(y)$ e posso usare la $f(x) = \lambda x.s(i, x)$ quindi

$$\phi_{f(x)}(y)$$

Vediamo i due casi

$x \in K, \forall y \psi(x, y) = 1 \Rightarrow \forall y \phi_{f(x)}(y) = 1 \Rightarrow f(x) \in TOT$ perché $\phi_{f(x)}(y)$ è calcolabile totale e $f(x)$ è indice

$x \notin K, \forall y \psi(x, y) = \text{indef.} \Rightarrow \forall y \phi_{f(x)}(y) = \text{indef.} \Rightarrow f(x) \notin TOT$

I, $x \in I, \phi_y = \phi_x \Rightarrow y \in I$ insieme degli indici delle funzioni che calcolano la stessa funzione di ϕ_x

I è un **insieme di indici che rappresentano le funzioni**. Caratterizzo le funzioni attraverso gli algoritmi che le calcolano.

Lemma A è un **insieme di indici che rappresentano funzioni** $A \neq \emptyset$ e $A \neq N$

$\Leftrightarrow \forall x, y$ ho $x \in A \wedge \phi_x = \phi_y \Rightarrow y \in A$

$K \leq_{REC} A$ oppure (non esclusivo, possono essere vere entrambe) $K \leq_{REC} \bar{A}$

Dim i_0 sia l'indice della funzione ovunque indefinita $\phi_{i_0} = \lambda x.\text{indefinita}$

$i_0 \in A \vee i_0 \in \bar{A}$, sicuramente in uno dei due perché $A \neq \emptyset$ e $A \neq N$ quindi \bar{A} "ha spazio".

Sia $i_0 \in \bar{A}$, dimostro $K \leq_{REC} A$ (viceversa è una dimostrazione analoga) perché sia $i_1 \in A$ allora $\phi_{i_0} \neq \phi_{i_1}$

$\psi(x, y) = \begin{cases} \phi_{i_1}(y) & \text{se } x \in K \\ \phi_{i_0}(y) & \text{altrimenti} \end{cases}$ Calcolabile, per C-T ha indice: quindi, per il ragionamento precedente, $= \phi_{f(x)}(y)$

$x \in K$ allora $\phi_{f(x)}(y) = \phi_{i_1}(y) \Rightarrow$ siccome $i_1 \in A$ insieme di indici che rappresentano funzioni e quindi $f(x) \in A$

$x \notin K$ allora $\phi_{f(x)}(y) = \phi_{i_0}(y) \Rightarrow f(x) \in \bar{A} \Rightarrow f(x) \notin A$

1.15 Teorema di Rice

"Con la sintassi si va poco lontano."

Sia \mathcal{F} un insieme di funzioni calcolabili.

L'insieme $A = \{x \mid \phi_x \in \mathcal{F}\}$ è **ricorsivo** $\Leftrightarrow \mathcal{F} = \emptyset$ oppure \mathcal{F} **contiene tutte le funzioni calcolabili**.

Dim Corollario del lemma precedente.

$A = \emptyset$ allora ok $A = N$ allora \mathcal{F} rappresenta tutte le funzioni calcolabili quindi A ricorsivo, altrimenti K si riduce ad A o \bar{A} e si riduce alla dimostrazione di prima.

Si noti che A è un insieme di indici, mentre \mathcal{F} è una **classe di funzioni**: A è **sintassi**, mentre \mathcal{F} è **semantica**.

1.16 Considerazioni

Questo risultato si ripercuote sulle proprietà che si possono dimostrare sui programmi: ogni metodo di prova si scontra con il problema della fermata. Ci sono però varie tecniche per aggirare il problema, ad esempio l'**analisi statica** del codice, dove si analizza il **testo** del programma, per raccogliere informazioni su come vengono usati durante l'esecuzione i vari oggetti (variabili, chiamate...), per esempio se vengono rispettati i tipi, se si inizializzano...

Si ha successo, con questo tipo di analisi, perché il **programma è approssimato in modo sicuro**: ciò che viene predetto è una sovra-approssimazione di ciò che succederà davvero. Per esempio, può succedere di dire che tra i valori assegnati ad una variabile **int** c'è una **String** senza che ciò accada a runtime, ma non capiterà mai di dire che tutti i valori assegnati sono **int** se a runtime a tale variabile viene assegnata una **String**.

A questa famiglia appartengono vari strumenti, spesso incorporati nei compilatori: type-checker, analizzatori data-flow e control-flow...

Applicazione Un'applicazione del teorema di Rice è che $K_1 = \{x \mid \text{dom}(\phi_x) \neq \emptyset\}$, cioè l'insieme degli indici delle funzioni definite in almeno un punto **non è ricorsivo**, sebbene sia ricorsivamente enumerabile.

Inoltre K , K_0 e K_1 si riducono l'un l'altro.

Fine della Calcolabilità

Capitolo 2

Complessità

Primi passi verso una teoria quantitativa degli algoritmi Sappiamo che RE insiemi ricorsivi enumerabili includono strettamente gli insiemi ricorsivi. Esiste NPSPACE spazio non deterministico polinomiale = PSPACE
 $\text{Logspace} \subset P \subset NP$

2.1 Misure di complessità deterministiche

MdT a k nastri MdT come tutte le altre (Q, Σ, δ, q_0) ma la δ è un po' diversa e h stato di terminazione diviso in 2: stato sì (stato di arresto buono) e stato no (stato di arresto cattivo).

La nuova $\delta = (q, \sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_k) = (q', (\sigma'_1, D_1), \dots, (\sigma'_k, D_k))$
Quindi $(q, u_1\sigma_1v_1, u_2\sigma_2v_2, \dots, u_k\sigma_kv_k) \rightarrow (q', u'_1\sigma'_1v'_1, u'_2\sigma'_2v'_2, \dots, u'_k\sigma'_kv'_k)$

Il tempo di richiesto da M a k nastri per decidere $x \in I$ è $t \Leftrightarrow$ partendo dallo stato iniziale

$(q_0, \triangleright x, \triangleright, \dots, \triangleright) \xrightarrow{t}_M (H, w_1, \dots, w_k)$ con $H \in \{\text{si}, \text{no}\}$

Non si può decidere precisamente il numero di passi, ci accontenteremo di una stima superiore $f(\text{taglia}(x))$. Non sapremo calcolare la taglia in generale, ma deve essere relativamente facile da calcolare: lunghezza di un vettore, dimensione in memoria...

M **decide** I in tempo $f \Leftrightarrow \forall x$ il tempo t per decidere $x \in I$ è tale che $t \leq f(\text{taglia}(x))$

La **classe di complessità** $\text{TIME}(f) = \{\text{problemi } I \mid \exists M \text{ che decide } I \text{ in tempo deterministico } f\}$

$o f$ è insieme di tt funzioni g tali che esiste costante reale positiva tale che $g(n)$ è minore di... cioè la f da un certo punto in poi sta sopra la g . Ω è sotto invece, Θ è crescita allo stesso modo.

Teorema di riduzione del numero dei nastri Teorema per...

Per ogni M a k nastri che decide I in $o(f)$ deterministica, allora esiste M' a 1 nastro che decide I in $o(f^2)$

Dim: da ${}_k\gamma$ (a k nastri) $\longrightarrow ({}_1q, \triangleright \triangleright' u_1\overline{\sigma_1}v_1 \triangleleft' \triangleright' u_2\overline{\sigma_2}v_2 \triangleleft' \dots \triangleright' u_k\overline{\sigma_k}v_k \triangleleft')$

$\sigma_i \longrightarrow \sigma'_i$

1. Sistemare il nastro iniziale: $(q_0, \triangleright \triangleright' x \triangleleft' \triangleright' \triangleleft' \dots \triangleright' \triangleleft')$
 $2k + \#\Sigma$ nuovi stati
2. Per simulare una mossa di M , M' scorre il nastro da sinistra a destra per scovare i caratteri correnti, quelli sovrallineati: avanti e indietro
Riscorro il nastro per scrivere i nuovi simboli e fissare i nuovi correnti: avanti e indietro.

Non si può usare più spazio che tempo: non si possono vedere più caselle di quanti passi si fanno.

Inoltre per simulare un passo ci vogliono al massimo $4K$ passi.

Il nastro contiene al massimo $K = k \cdot (2 + f(|x|)) + 1$ con $|x| = \text{taglia}(x)$

2 per le parentesi di ogni nastro, 1 per il respingente iniziale.

M fa $f(|x|)$ passi, M' fa $f(|x|) \cdot 4K$ quindi $f(x) \cdot k \cdot (2 + f(|x|)) + 1$ con la roba cancellata perché non dipende dall'input ma dalla macchina.

Quindi M fa $o(f)$ mentre M' fa $o(f^2)$