cosa vuol dire computare?

Computare significa ridurre un'informazione da una forma implicita ad una forma esplicita in modo effettivo

→ RIELABORARE INFORMAZIONI → ESPLICITARLE

DEFINIZIONE DI MODELLO COMPUTAZIONALE

Lo possiamo definire come un modello o formalismo matematico, in cui esso viene rappresentato in modo astratto. E rappresentiamo un modo di definire un input, un output, un passo e come organizzare i passi degli elementi di computazione durante un processo effettivo (ALGORITMO) che permette di rendere esplicito ciò che era implicito in partenza.

DIVERSI MODELLI COMPUTAZIONALI

- FUNZIONI RICORSIVE (MODELLI RICORSIVI)
- LAMBDA CALCOLO
- LE MACCHINE DI TURING.

AUTOMI CON LA MASSIMA POTENZA COMPUTAZIONALE

TEORIA DEI LINGUAGGI FORMALI

GLI ASFD RICONOSCONO LE STRINGHE APPARTENENTI A LINGUAGGI REGOLARI

- NON POSSONO MEMORIZZARE INFORMAZIONI A PARTE LA STRINGA DI INPUT

ANALISI DI ALAN TURING => concetto di procedure effettive

A.TURING PROVÒ A FORMALIZZARE LA CLASSE DI TUTTE LE PROCEDURE EFFETTIVE (1936)
e questo RAPPRESENTA LA 1° ANALISI CHE DESCRIVE COME HA LUOGO LA COMPUTAZIONE

LE CONFIGURAZIONI

PRENDIAMO DUE CONFIGURAZIONI c_i c_j, indichiamo con $c_i \vdash_{\mathcal{A}} c_j$ la correlazione di esse tramite una relazione di transizione, vale a dire che c_j deriva da c_i per effetto dell'applicazione della funzione di transizione di $\mathcal{A}$

OVVIAMENTE ... se l'automa a cui ci si riferisce è <u>ben definito</u> possiamo scrivere $\vdash$ $c_i \vdash c_j$

Se andiamo a considerare una sequenza di configurazioni $c_0, \dots, c_n$ che ha lunghezza finita => $c_n \vdash_{\mathcal{A}} c$

↓

terminare o in stato di accettazione o rifiuto

QUANDO LA CONFIGURAZIONE HA LUNGHEZZA FINITA ED È MASSIMALE ESSA TERMINA.

ACCETTAZIONE: situazione in cui l'automa, letta tutta la stringa di input si trova in uno stato q finale ($q \in F$)

RIFIUTO (NON ACCETTAZIONE): situazione in cui l'automa non ha letto tutta la stringa di input oppure se l'ha letta, non si trova in uno stato finale

2.5.2 AUTOMI DETERMINISTICI E NON DETERMINISTICI

DEF.

Un automa è detto deterministico se ogni stringa di input associa una sola computazione e quindi una singola sequenza di configurazioni

Possiamo dire che un automa deterministico, data una stringa in input può eseguire una sola computazione: se la computazione termina in una configurazione di accettazione (rifiuto), allora la stringa viene accettata (rifiutata)

$C_0 \rightarrow C_1 \rightarrow C_2 \rightarrow \dots$ computazione di un automa deterministico

DEF.
UN AUTOMA è non deterministico se esso associa ad ogni stringa di input un numero qualunque $(n > 1)$ di computazioni.
osserviamo che l'automa deterministico è un caso particolare del NON DET.
per $n = 1$ NON DET $\iff$ DET

INDICHEREMO CON GRADO DI NON DETERMINISMO di un automa il massimo numero di configurazioni che la funzione di transizione associa ad una configurazione

$$
\begin{tikzcd}
 & & & & C_4 \arrow[r] & C_5 \arrow[r, phantom, "\cdots"] & {} \\
C_0 \arrow[r] & C_1 \arrow[r] & C_2 \arrow[r] & C_3 \arrow[ur] \arrow[dr] & & & \\
 & & & & C_6 \arrow[r] & C_7 \arrow[r, phantom, "\cdots"] & {}
\end{tikzcd}
$$

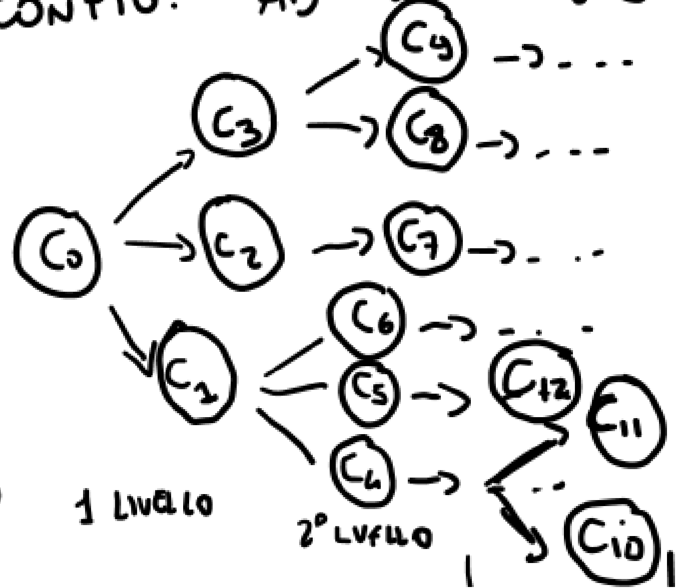
ABBIAMO DIVERSE CONTINUAZIONI DI UNA STESSA COMPUTAZIONE DI UN AUTOMA NON DETERMINISTICO

OSSERVAZIONE:

ASIMETRIA TRA ACCETTAZIONE E RIFIUTO DI UNA STRINGA TRA DET. E NON DET.

N.D. LA STRINGA VIENE ACCETTATA SE una qualunque delle computazioni definite è di accettazione, mentre non lo è se tutte le possibili computazioni che terminano non sono di accettazione.

PER UN AUTOMA NON DETERMINISTICO, CONSIDERIAMO COME SE L'AUTOMA ESEGUE UNA SOLA COMPUTAZIONE NON DETERMINISTICA, PER LA QUALE, AD OGNI PASSO, ASSUME NON UNA SOLA CONFIGURAZIONE MA UN INSIEME DI CONFIGURAZIONI, TRANSITANDO AD OGNI PASSO, NON DA UNA CONF. A UN'ALTRA CONF. MA DA UN INSIEME DI CONFIG. AD UN INSIEME DI CONF.



0 1 LIVELLO 2° LIVELLO 3° livello

$C_0, C_1, C_4 \ldots$

$C_0, C_2, C_7 \ldots$

$C_0, C_3, C_8 \ldots$

$C_0, C_3, C_9 \ldots$

$\ldots$

ALBERO DI COMPUTAZIONE

C_0, C_1

C_0, C_2

$\{C_0, C_3\} \vdash \{C_0, C_3, C_9\}$

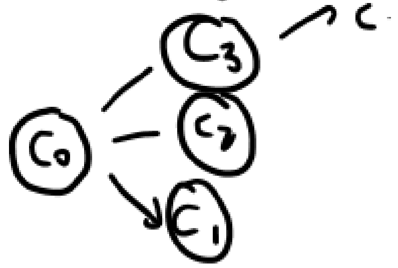
$\{C_0, C_3\} \vdash \{C_0, C_3, C_8\}$

GRADO DI NON DETERMINISMO È 3

CON UN ALBERO COMPUTAZIONALE DEFINISCO "SINGOLE" COMPUTAZIONI AVENTI COME PREFISSI LE SEQUENZE DI CONFIGURAZIONI C_0, C_1, C_4 ; C_0, C_1, C_5 ; C_0, C_1, C_6 ; corrispondenti ai cammini con origine nelle radice dell'albero.

Il CONCETTO DI NON DETERMINISMO (NON DETERMINISTICO) NON DEVE ESSERE CONFUSO CON LA DEFINIZIONE NEL REALE, perché questo concetto è sostanzialmente un artificio matematico e ci consente di rappresentare un calcolo, invece di una traiettoria definita in uno spazio di stati come un albero di traiettorie.

Ciò che ci interessa è poter defire un concetto di accettazione legato al fatto che almeno uno dei rami dell'albero conduca ad uno stato finale.



ESPRESSIONI REGOLARI $\rightarrow$ DESCRIVONO TUTTI I LINGUAGGI APPARTENENTI A UNA CLASSE

DEF. P. 29 1.3.3

DATO UN ALFABETO Σ e dato l'insieme di simboli $\{+, {}^*, (,), \cdot, \emptyset\}$ SI DEFINISCE ESPRESSIONE REGOLARE sull'alfabeto Σ una stringa

$$r \in \left(\Sigma \cup \{+, {}^*, (,), \cdot, \emptyset\}\right)^+$$

tale che valga una delle seguenti condizioni:

1. $r = \emptyset$
2. $r \in \Sigma$
3. $r = (s+t)$, opp. $r = (s \cdot t)$ opp. $r = s^*$ dove s e t sono espressioni regolari sull'alfabeto Σ.

CORRISPONDENZA TRA ESPRESSIONI REGOLARI E I LINGUAGGI

ESPR. REG.	LINGUAGGI
$\emptyset$	Λ
a	$\{a\}$
$(s+t)$	$L(s) \cup L(t)$
$(s \cdot t)$	$L(s) \circ L(t)$
s^*	$(L(s))^*$

con $L(r)$ generico denoto il linguaggio rappresentato dall'espressione regolare r.

- → se s e t sono due espressioni regolari posso scrivere (st) anziché $(s \cdot t)$
- → DIAMO PRECEDENZA AL SIMBOLO $*$ SUL SIMBOLO $\cdot$, $\cdot$ HA PRECEDENZA SU $+$ e possiamo tenere conto della proprietà associativa di tali operazioni

ES.

L'ESPRESSIONE REGOLARE $(a+(b\cdot(c\cdot d)))$ definita sull'alfabeto $\Sigma=\{a,b,c,d\}$

PUÒ ESSERE RISCRITTA

$$(a+(b(cd)))=a+bcd$$

ANCHE PER LE ESPRESSIONI REGOLARI, COME PER I SINGOLI CARATTERI O STRINGHE POSSIAMO INTRODURRE LA POTENZA, scrivendo $(r)^3 \rightarrow \underbrace{rrr}_{\text{espressione regolare}}$

LA CHIUSURA NON RIFLESSIVA r^+ per indicare $r(r)^*$

OSS.

PER RAPPRESENTARE LA STRINGA VUOTA PUÒ ESSERE UTILE A VOLTE USARE IL SIMBOLO ε NELLE ESPRESSIONI REGOLARI, CON LO SCOPO DI INDICARE IL LINGUAGGIO $\{\varepsilon\}$

$$\Lambda^* = \{\varepsilon\}$$