LINGUAGGI E COMPILATORI **COMPILATORI**

Prova scritta del **28 febbraio 2011**

Risultati

MARTINELLI	**18**
D'EPIFANIO	**20**
BOIANO	**24**
DELÌU	**27**
VAINO	**27**
PIETRELLI	**23**
ANDREOCCI	**30**
DI SCHINO	**20**
ROMEO	**24**
MERCURI	**27**
NICOLIELLO	**21**

HAIBA	insufficiente
MERCADANTE	insufficiente
LA ROCCA	insufficiente
ZACCARDI	insufficiente
CAMMARANO	insufficiente
ROCCO	insufficiente
SIRNA	insufficiente
HOXHA	insufficiente

Esercizio 1
Si consideri la grammatica acontestuale **G** con produzioni

$$\mathtt{S} \rightarrow \mathtt{aX} \mid \varepsilon$$
$$\mathtt{X} \rightarrow \mathtt{aX} \mid \mathtt{bY} \mid \varepsilon$$
$$\mathtt{Y} \rightarrow \mathtt{bY}$$

1.1 Dopo aver trasformato **G** in forma normale di Chomsky, sia **C** la grammatica che ne resulta. Applicare l'algoritmo CYK alla grammatica **C** per verificare che la stringa `aaa` è una frase di **C** (e, quindi, di **G**). Quindi, decidere se `aaa` è ambigua costruendone tutti gli alberi di derivazione.

1.2 Dalla grammatica **C** si derivi la grammatica acontestuale **C**′ che genera il linguaggio $L(\mathbf{C})\setminus\{\varepsilon\}$. Quindi, costruire l'automa (deterministico) **D** delle *preformule* di **C**′ (privo di stati morti). Sia **D**′ la versione completa dell'automa **D**. Costruire un automa finito deterministico completo **D**″ equivalente a **D**′ di dimensione minima e, facendo uso del Lemma di Arden, si fornisca un'espressione regolare del linguaggio accettato da **D**″ (e, quindi, da **D**′ e **D**).

1.3 Dopo aver costruito anche la tabella *T* delle azioni per grammatica **C**′, descrivere il processo di riduzione per la stringa `aaa` utilizzando l'automa **D** e la tabella *T*.

Esercizio 2
2.1 Dato un alfabeto Σ, dare la definizione di un linguaggio su Σ.

2.2 Descrivere il processo di compilazione di un programma scritto in un linguaggio sorgente *L*.

Soluzione

Esercizio 1.

1.1 La grammatica **C** ha produzioni

$S \rightarrow \varepsilon$

$S \rightarrow AX$

$S \rightarrow a$

$X \rightarrow AX$

$A \rightarrow a$

$X \rightarrow a$

Le sottostringhe $x_{i,j}$ di x = `aaa` sono qui di seguito riportate.

11 a	12 aa	13 aaa
21 a	22 aa	-
31 a	-	-

Tabella delle sottostringhe $x_{i,j}$

Con l'algorimo CYK calcoliamo gli insiemi $N_{i,j}$:

11 S_{11}: a X_{11}: a A_{11}: a	12 S_{22}: A_{21}, X_{31} X_{22}: A_{21}, X_{31}	13 S_{13}: A_{11}, X_{22} X_{13}: A_{11}, X_{22}
21 S_{21}: a X_{21}: a A_{21}: a	22 S_{22}: A_{21}, X_{31} X_{22}: A_{21}, X_{31}	-
31 S_{31}: a X_{31}: a A_{31}: a	-	-

Tabella degli insiemi $N_{i,j}$

Visto che il simbolo speciale `S` appartiene ad $N_{1,3}$, possiamo concludere che la stringa `aaa` è una frase di **G** e, siccome abbiamo un unico albero di derivazione, la frase non è ambigua.

1.2 La grammatica **C**′ ha produzioni

(1) $\quad$ `S` → `AX`

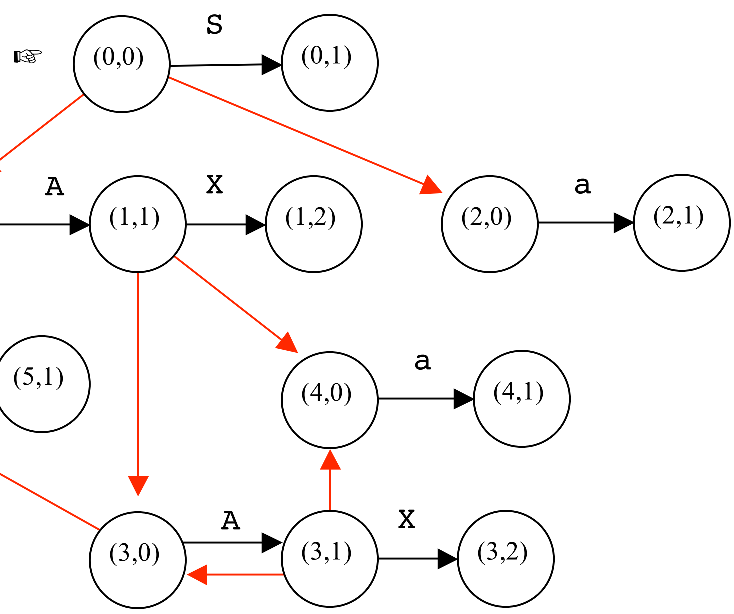
(2) $\quad$ `S` → `a`

(3) $\quad$ `X` → `AX`

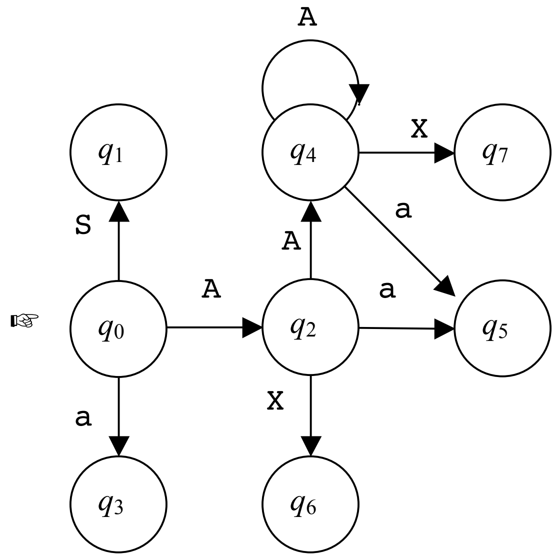
(4) $\quad$ `X` → `a`

(5) $\quad$ `A` → `a`

Il diagramma dell'automa **A** delle tracce delle produzioni di **C**′ è:



Il diagramma delle transizioni dell'automa finito **D** delle preformule di **C**′ è:

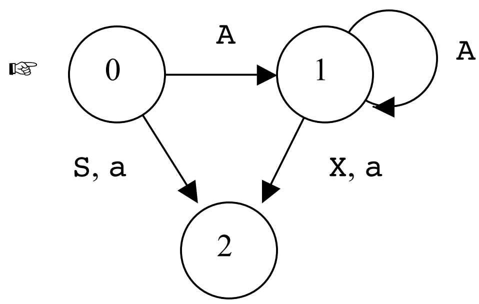


dove

q_0 = {(0,0), (1,0), (2,0), (5,0)}
q_1 = {(0,1)}
q_2 = {(1,1), (3,0), (4,0), (5,0)}
q_3 = {(2,1), (5,1)}
q_4 = {(3,0), (3,1), (4,0), (5,0)}
q_5 = {(4,1), (5,1)}
q_6 = {(1,2)}
q_7 = {(3,2)}

e tutti gli stati sono di accettazione.

Il diagramma delle transizioni dell'automa finito deterministico **D**″ (con soli stati di accettazione) è:



$\lambda_0 = \{\mathtt{a}\} \cdot \lambda_1 \cup \{\mathtt{S}, \mathtt{A}\} \cdot \lambda_2 \cup \{\varepsilon\}$
$\lambda_1 = \{\mathtt{A}\} \cdot \lambda_1 \cup \{\mathtt{X}, \mathtt{a}\} \cdot \lambda_2 \cup \{\varepsilon\}$
$\lambda_2 = \{\varepsilon\}$

Soluzione:

$\lambda_0 = \{\mathtt{A}\}^+ \{\mathtt{X}, \mathtt{a}, \varepsilon\} \cup \{\mathtt{S}, \mathtt{a}, \varepsilon\}$ $\lambda_1 = \{\mathtt{A}\}^+ \{\mathtt{X}, \mathtt{a}, \varepsilon\}$ $\lambda_2 = \{\varepsilon\}$

Espressione regolare di $L(\mathbf{D}'')$: $((\mathtt{A})^+(\mathtt{X}|\mathtt{a}|\varepsilon)) \mid (\mathtt{S}|\mathtt{a}|\varepsilon)$

1.3 Per i corpi delle produzioni di $\mathbf{C}'$ abbiamo

$\mathcal{I}(\mathtt{AX}) = \mathcal{I}(\mathtt{a}) = \{\mathtt{a}\}$

e per i simboli nonterminali abbiamo

$\mathcal{J}(\mathtt{S}) = \mathcal{J}(\mathtt{X}) = \{\#\}$ e $\mathcal{J}(\mathtt{A}) = \{\mathtt{a}\}$.

La tabella delle azioni

stato	a	#
q_0	T	
q_1		A
q_2	T	
q_3	R(5)	R(2)
q_4	T	
q_5	R(5)	R(4)
q_6		R(1)
q_7		R(3)

non contiene celle multiple, la qual cosa fa di $\mathbf{C}'$ una grammatica della classe *LR*(1).

Il processo di riduzione per la stringa aaa si sviluppa come segue.

pila	*buffer*	*azione*
q_0	aaa#	T
q_0aq_3	aa#	R (A → a)
q_0Aq_2	aa#	T
q_0Aq_2aq_5	a#	R (A → a)
q_0Aq_2Aq_4	a#	T
q_0Aq_2Aq_4aq_5	#	R (X → a)
q_0Aq_2Aq_4Xq_7	#	R (X → AX)
q_0Aq_2Xq_6	#	R (S → AX)
q_0Sq_1	#	A

e le voci contenute nella pila nel corso della riduzione sono le preformule:

ε a A Aa AA AAa AAX AX S

Esercizio 2.

2.1 Un linguaggio su Σ è un insieme di stringhe su Σ.

2.2 (vedi Dispense).