

Esercizio 16

Sia G la grammatica le cui produzioni sono:

$S ::= a A \mid b B d$
$A ::= B e \mid C d$
$B ::= b \mid \varepsilon$
$C ::= c \mid \varepsilon$

- Quale linguaggio e' generato dalla grammatica (lo si esprima con espressioni su insiemi) ?
- La grammatica e' $LL(k)$ per qualche k ? In caso affermativo si dia il relativo riconoscitore
- La grammatica e' $SLR(1)$? In caso affermativo si dia il relativo riconoscitore.
- La grammatica e' $LALR$? In caso affermativo si dia il relativo riconoscitore.
- Il linguaggio $L(G)$ e' LR ?

Esercizio 16a

Sottolinguaggi:

$$\begin{aligned}
 L(C) &= \{c, \varepsilon\} \\
 L(B) &= \{b, \varepsilon\} \\
 L(A) &= \{be, e, cd, d\} \\
 L(S) &= \{abe, ae, acd, ad, bbd, bd\}
 \end{aligned}$$

Esercizio 16b

La grammatica e' $LL(K)$ per ogni $k \geq 1$: ci basta dimostrare che e' $LL(1)$. Infatti, calcoliamo le tabelle first e follow:

First	aA	{a}	Follow	S	{}
	bBd	{b}		A	{}
	Be	{b,e}		B	{d,e}
	Cd	{c,d}		C	{d}
	b	{b}			
	c	{c}			

otteniamo la seguente tabella LL(1) che risulta deterministica, ovvero priva di conflitti:

	a	b	c	d	e	\$
S	S::= aA	S::= bBd	---	---	---	---
A	---	A::= Be	A::=Cd	A::=Cd	A::= Be	---
B	---	B::= b	---	B::= ϵ	B::= ϵ	---
C	---	---	B::= c	C::= ϵ	---	---

Esercizio16c

La grammatica non e' SLR(K) per nessun $k \geq 1$. Dimostriamo intanto che non e' SLR(1). Infatti, calcoliamo la collezione LR(0) della grammatica aumentata:

$I_0 = \text{Clos}(S' \rightarrow \cdot S)$	$\{S' \rightarrow \cdot S, S \rightarrow \cdot aA, S \rightarrow \cdot bBd\}$	<table><tr><td>Follow</td><td>S</td><td>{ \$ }</td></tr><tr><td></td><td>A</td><td>{ \$ }</td></tr><tr><td></td><td>B</td><td>{ d, e }</td></tr><tr><td></td><td>C</td><td>{ d }</td></tr></table>	Follow	S	{ \$ }		A	{ \$ }		B	{ d, e }		C	{ d }	
Follow	S	{ \$ }													
	A	{ \$ }													
	B	{ d, e }													
	C	{ d }													
$I_1 = G(0, S)$	$\{S' \rightarrow S \cdot\}$														
$I_2 = G(0, a)$	$\{S \rightarrow a \cdot A, A \rightarrow \cdot Be, A \rightarrow \cdot Cd, B \rightarrow \cdot b, B \rightarrow \cdot, C \rightarrow \cdot c, C \rightarrow \cdot\}$		conflitto r/r: $\{d, e\} \text{ insect } \{d\}$ $= \{d\}$												

Il conflitto non viene eliminato utilizzando $k > 1$

Esercizio16d

La grammatica e' LALR(K) per $k \geq 1$. Dimostriamo che e' LALR(1). Infatti, calcoliamo la collezione LR(1) della grammatica aumentata ed accorpriamo stati diversi che abbiano stesso kernel:

$I_0 = \text{Clos}(S' \rightarrow \cdot S / \$)$	$\{S' \rightarrow \cdot S / \$, S \rightarrow \cdot aA / \$, S \rightarrow \cdot bBd / \$\}$	
$I_1 = G(0, S)$	$\{S' \rightarrow S \cdot / \$\}$	
$I_2 = G(0, a)$	$\{S \rightarrow a \cdot A / \$, A \rightarrow \cdot Be / \$, A \rightarrow \cdot Cd / \$, B \rightarrow \cdot b / e, B \rightarrow \cdot / e, C \rightarrow \cdot c / d, C \rightarrow \cdot / d\}$	nessun coflitto:
$I_3 = G(0, b)$	$\{S \rightarrow b \cdot Bd / \$, B \rightarrow \cdot b / d, B \rightarrow \cdot / d\}$	nessun

		conflitto
I4 = G(2,A)	{S->aA./\$}	
I5 = G(2,B)	{A->B.e/\$}	
I6 = G(2,C)	{A->C.d/\$}	
I7 = G(2,b) = G(3,b)	{B->b.e/d}	
I8 = G(2,c)	{C->c./d}	
I9 = G(3,B)	{S->bB.d/\$}	
I10 = G(5,e)	{A->Be./\$}	
I11 = G(6,d)	{A->Cd./\$}	
I12 = G(9,d)	{S->bBd./\$}	

Definiamo ora, la relativa tabella di analisi (produzioni numerate da 0, produzione $S' ::= S$, a 8):

<u>ACTION</u>	a	b	c	d	e	\$	<u>GOTO</u>	S	A	B	C
I0	S/2	S/3	---	---	---	---	---	I1	---	---	---
I1	---	---	---	---	---	accept	---	---	---	---	---
I2	---	S/7	S/8	R/8	R/6	---	---	---	I4	I5	I6
I3	---	S/7	---	R/6	---	---	---	---	---	I9	---
I4	---	---	---	---	---	R/1	---	---	---	---	---
I5	---	---	---	---	S/10	---	---	---	---	---	---
I6	---	---	---	S/11	---	---	---	---	---	---	---
I7	---	---	---	R/5	R/5	---	---	---	---	---	---
I8	---	---	---	R/7	---	---	---	---	---	---	---
I9	---	---	---	S/12	---	---	---	---	---	---	---
I10	---	---	---	---	---	R/3	---	---	---	---	---
I11	---	---	---	---	---	R/4	---	---	---	---	---
I12	---	---	---	---	---	R/2	---	---	---	---	---

Esercizio 16e

Le inclusioni $SLR < LALR < LR$ ed anche $LL < LR$ e il fatto che la grammatica abbia un [riconoscitore LALR](#) (ovvero abbia un [riconoscitore LL](#)) forniscono già una dimostrazione del fatto che il linguaggio $L(G)$ è LR. Inoltre la tabella di analisi LALR è già una tabella LR.

Tuttavia come esercizio ulteriore mostriamo la tabella ottenuta per una analisi LR canonica. La tabella differisce dalla [LALR](#) per la presenza di uno stato in più, che

abbiamo indicato con I7bis e per la definizione degli stati I7 e I7bis.

I0 = Clos(S'→.S/\$)	{S'→.S/\$, S→.aA/\$, S→.bBd/\$}	
I1 = G(0,S)	{S'→S./\$}	
I2 = G(0,a)	{S→a.A/\$, A→.Be/\$, A→.Cd/\$, B→.b/e, B→. /e, C→.c/d, C→./d}	nessun coflitto:
I3 = G(0,b)	{S→b.Bd/\$, B→.b/d, B→./d}	nessun coflitto
I4 = G(2,A)	{S→aA./\$}	
I5 = G(2,B)	{A→B.e/\$}	
I6 = G(2,C)	{A→C.d/\$}	
I7 = G(2,b)	{B→b./e}	
I8bis = G(2,c)	{C→c./d}	
I9bis = G(3,B)	{S→bB.d/\$}	
I7bis = G(3,b)	{B→b./d}	
I10bis = G(5,e)	{A→Be./\$}	
I11bis = G(6,d)	{A→Cd./\$}	
I12bis = G(9bis,d)	{S→bBd./\$}	