

Análise sintática: analísadores LL e LR

Adaptado dos slides da disciplina Complementos de
Programação de Pedro Alexandre S. C. R. Pereira do
Instituto Superior de Engenharia de Lisboa

Construção de parsers preditivos

- O analisador sintático pode ser implementado usando o algoritmo recursivo descendente (parser preditivo):
- Cada produção da gramática corresponde a um método recursivo

Construção de parsers preditivos: exemplo

$$S \rightarrow \text{if } E \text{ then } S \text{ else } S$$

$$S \rightarrow \{ S L$$

$$S \rightarrow \text{print } E$$

$$L \rightarrow \}$$

$$L \rightarrow ; S L$$

$$E \rightarrow \text{num} == \text{num}$$

```

let tk = ref EOF (* variável global para o token atual *)
let prox () = tk := Lexico.token !lexbuf
let consome t = if (!tk == t) then prox() else erro (to_str t)
let erro esp = ...
let rec ntS () =
  match !tk with
  | IF -> consome IF; ntE(); consome THEN; ntS(); consome ELSE; ntS
    ()
  | ACHAVE -> consome ACHAVE; ntS(); ntL()
  | PRINT -> consome PRINT; ntE()
  | _ -> erro "if, { ou print"
and ntL () = ...
and ntE () = ...

```

Construção de parsers preditivos: dificuldades

E se a gramática fosse

$$S \rightarrow E \$$$

$$E \rightarrow E + T$$

$$E \rightarrow E - T$$

$$E \rightarrow T$$

$$T \rightarrow T * F$$

$$T \rightarrow T / F$$

$$T \rightarrow F$$

$$F \rightarrow \text{id}$$

$$F \rightarrow \text{num}$$

$$F \rightarrow (E)$$

```

let rec ntS () = ntE(); consome EOF
and ntE () = ???
and ntT () = ???
and ntF () =
  match !tk with
  | ID -> consome ID
  | NUM -> consome NUM
  | APAR -> consome APAR; ntE(); consome FPAR
  | _ -> erro "id, num ou ("

```

Conjunto FIRST

- Dada a sequência β de símbolos terminais e não terminais, $FIRST(\beta)$ é o conjunto de símbolos terminais que ocorrem no início de qualquer string derivada de β .
 - Ex: $FIRST(T * F) = \{ id, num, (\}$
- Uma gramática não permite a implementação de um parser preditivo se
 - Existem duas produções de X : $X \rightarrow \beta_1$ e $X \rightarrow \beta_2$ nas quais $FIRST(\beta_1) \cap FIRST(\beta_2) \neq \emptyset$

$$T \rightarrow T * F$$

$$T \rightarrow T / F$$

$$T \rightarrow F$$

$$F \rightarrow \mathbf{id}$$

$$F \rightarrow \mathbf{num}$$

$$F \rightarrow (E)$$

Cálculo do FIRST

- Seja $\beta = A B C \dots$
- A é *anulável* se pode produzir a string vazia.
 - No exemplo ao lado, Y e X são anuláveis.
- $FIRST(\beta) = FIRST(A)$, se A não é anulável.
- $FIRST(\beta) = FIRST(A) \cup FIRST(B)$, se A é anulável mas B não.
- $FIRST(\beta) = FIRST(A) \cup FIRST(B) \cup FIRST(C)$, se A e B são anuláveis mas C não.
- ...

$Z \rightarrow \mathbf{d}$
 $Z \rightarrow X Y Z$

$Y \rightarrow$
 $Y \rightarrow \mathbf{c}$

$X \rightarrow Y$
 $X \rightarrow \mathbf{a}$

$FIRST(Y) =$

$FIRST(X) =$

$FIRST(Z) =$

Cálculo do FIRST

- Seja $\beta = A B C \dots$
- A é *anulável* se pode produzir a string vazia.
 - No exemplo ao lado, Y e X são anuláveis.
- $FIRST(\beta) = FIRST(A)$, se A não é anulável.
- $FIRST(\beta) = FIRST(A) \cup FIRST(B)$, se A é anulável mas B não.
- $FIRST(\beta) = FIRST(A) \cup FIRST(B) \cup FIRST(C)$, se A e B são anuláveis mas C não.
- ...

$Z \rightarrow \mathbf{d}$
 $Z \rightarrow X Y Z$

$Y \rightarrow$
 $Y \rightarrow \mathbf{c}$

$X \rightarrow Y$
 $X \rightarrow \mathbf{a}$

$$FIRST(Y) = \{c\}$$

$$FIRST(X) =$$

$$FIRST(Z) =$$

Cálculo do FIRST

- Seja $\beta = A B C \dots$
- A é *anulável* se pode produzir a string vazia.
 - No exemplo ao lado, Y e X são anuláveis.
- $FIRST(\beta) = FIRST(A)$, se A não é anulável.
- $FIRST(\beta) = FIRST(A) \cup FIRST(B)$, se A é anulável mas B não.
- $FIRST(\beta) = FIRST(A) \cup FIRST(B) \cup FIRST(C)$, se A e B são anuláveis mas C não.
- ...

$Z \rightarrow \mathbf{d}$
 $Z \rightarrow X Y Z$

$Y \rightarrow$
 $Y \rightarrow \mathbf{c}$

$X \rightarrow Y$
 $X \rightarrow \mathbf{a}$

$$FIRST(Y) = \{c\}$$

$$FIRST(X) = \{a, c\}$$

$$FIRST(Z) =$$

Cálculo do FIRST

- Seja $\beta = A B C \dots$
- A é *anulável* se pode produzir a string vazia.
 - No exemplo ao lado, Y e X são anuláveis.
- $FIRST(\beta) = FIRST(A)$, se A não é anulável.
- $FIRST(\beta) = FIRST(A) \cup FIRST(B)$, se A é anulável mas B não.
- $FIRST(\beta) = FIRST(A) \cup FIRST(B) \cup FIRST(C)$, se A e B são anuláveis mas C não.
- ...

$Z \rightarrow \mathbf{d}$
 $Z \rightarrow X Y Z$

$Y \rightarrow$
 $Y \rightarrow \mathbf{c}$

$X \rightarrow Y$
 $X \rightarrow \mathbf{a}$

$$FIRST(Y) = \{c\}$$

$$FIRST(X) = \{a, c\}$$

$$FIRST(Z) = \{a, c, d\}$$

Cálculo do FOLLOW

- $FOLLOW(A)$ é o conjunto de símbolos terminais que podem ocorrer após A .
 - $t \in FOLLOW(A)$, se existe uma derivação $A\mathbf{t}$.
 - $FIRST(B) \subset FOLLOW(A)$, se existe uma derivação AB
 - $FIRST(B) \subset FOLLOW(A)$, se existe uma derivação da forma $A X \cdots Z B$, mas $X \cdots Z$ são anuláveis.

$$Z \rightarrow \mathbf{d}$$

$$Z \rightarrow X Y Z$$

$$Y \rightarrow$$

$$Y \rightarrow \mathbf{c}$$

$$X \rightarrow Y$$

$$X \rightarrow \mathbf{a}$$

$$FOLLOW(Z) =$$

$$FOLLOW(Y) =$$

$$FOLLOW(X) =$$

Cálculo do FOLLOW

- $FOLLOW(A)$ é o conjunto de símbolos terminais que podem ocorrer após A .
 - $t \in FOLLOW(A)$, se existe uma derivação $A\mathbf{t}$.
 - $FIRST(B) \subset FOLLOW(A)$, se existe uma derivação AB
 - $FIRST(B) \subset FOLLOW(A)$, se existe uma derivação da forma $A X \cdots Z B$, mas $X \cdots Z$ são anuláveis.

$Z \rightarrow \mathbf{d}$
 $Z \rightarrow X Y Z$

$Y \rightarrow$
 $Y \rightarrow \mathbf{c}$

$X \rightarrow Y$
 $X \rightarrow \mathbf{a}$

$$FOLLOW(Z) = \{\}$$

$$FOLLOW(Y) =$$

$$FOLLOW(X) =$$

Cálculo do FOLLOW

- $FOLLOW(A)$ é o conjunto de símbolos terminais que podem ocorrer após A .
 - $t \in FOLLOW(A)$, se existe uma derivação $A\mathbf{t}$.
 - $FIRST(B) \subset FOLLOW(A)$, se existe uma derivação AB
 - $FIRST(B) \subset FOLLOW(A)$, se existe uma derivação da forma $A X \cdots Z B$, mas $X \cdots Z$ são anuláveis.

$$Z \rightarrow \mathbf{d}$$

$$Z \rightarrow X Y Z$$

$$Y \rightarrow$$

$$Y \rightarrow \mathbf{c}$$

$$X \rightarrow Y$$

$$X \rightarrow \mathbf{a}$$

$$FOLLOW(Z) = \{\}$$

$$FOLLOW(Y) = \{a, c, d\}$$

$$FOLLOW(X) =$$

Cálculo do FOLLOW

- $FOLLOW(A)$ é o conjunto de símbolos terminais que podem ocorrer após A .
 - $t \in FOLLOW(A)$, se existe uma derivação $A\mathbf{t}$.
 - $FIRST(B) \subset FOLLOW(A)$, se existe uma derivação AB
 - $FIRST(B) \subset FOLLOW(A)$, se existe uma derivação da forma $A X \cdots Z B$, mas $X \cdots Z$ são anuláveis.

 $Z \rightarrow \mathbf{d}$ $Z \rightarrow X Y Z$ $Y \rightarrow$ $Y \rightarrow \mathbf{c}$ $X \rightarrow Y$ $X \rightarrow \mathbf{a}$

$$FOLLOW(Z) = \{\}$$

$$FOLLOW(Y) = \{a, c, d\}$$

$$FOLLOW(X) = \{a, c, d\}$$

Tabela do parser preditivo

- Tabela que determina a próxima produção, sabendo:
 - o símbolo não terminal no topo da pilha
 - o símbolo terminal atual na entrada
- Para cada $X \rightarrow \beta$, colocar β na linha X e coluna t :
 - para cada $t \in FIRST(\beta)$;
 - e se β é *anulável*, para cada $t \in FOLLOW(X)$.

$$Z \rightarrow \mathbf{d}$$

$$Z \rightarrow X \ Y \ Z$$

$$Y \rightarrow$$

$$Y \rightarrow \mathbf{c}$$

$$X \rightarrow Y$$

$$X \rightarrow \mathbf{a}$$

	anulável	FIRST	FOLLOW
X	Sim	a c	a c d
Y	Sim	c	a c d
Z	Não	a c d	

	a	c	d
X			
Y			
Z			

Tabela do parser preditivo

- Tabela que determina a próxima produção, sabendo:
 - o símbolo não terminal no topo da pilha
 - o símbolo terminal atual na entrada
- Para cada $X \rightarrow \beta$, colocar β na linha X e coluna t :
 - para cada $t \in FIRST(\beta)$;
 - e se β é *anulável*, para cada $t \in FOLLOW(X)$.

$$Z \rightarrow \mathbf{d}$$

$$Z \rightarrow X \ Y \ Z$$

$$Y \rightarrow$$

$$Y \rightarrow \mathbf{c}$$

$$X \rightarrow Y$$

$$X \rightarrow \mathbf{a}$$

	anulável	FIRST	FOLLOW
X	Sim	a c	a c d
Y	Sim	c	a c d
Z	Não	a c d	

	a	c	d
X	a		
Y			
Z			

Tabela do parser preditivo

- Tabela que determina a próxima produção, sabendo:
 - o símbolo não terminal no topo da pilha
 - o símbolo terminal atual na entrada
- Para cada $X \rightarrow \beta$, colocar β na linha X e coluna t :
 - para cada $t \in FIRST(\beta)$;
 - e se β é anulável, para cada $t \in FOLLOW(X)$.

$$Z \rightarrow \mathbf{d}$$

$$Z \rightarrow X \ Y \ Z$$

$$Y \rightarrow$$

$$Y \rightarrow \mathbf{c}$$

$$X \rightarrow Y$$

$$X \rightarrow \mathbf{a}$$

	anulável	FIRST	FOLLOW
X	Sim	a c	a c d
Y	Sim	c	a c d
Z	Não	a c d	

	a	c	d
X	a Y	Y	Y
Y			
Z			

Tabela do parser preditivo

- Tabela que determina a próxima produção, sabendo:
 - o símbolo não terminal no topo da pilha
 - o símbolo terminal atual na entrada
- Para cada $X \rightarrow \beta$, colocar β na linha X e coluna t :
 - para cada $t \in FIRST(\beta)$;
 - e se β é *anulável*, para cada $t \in FOLLOW(X)$.

$$Z \rightarrow \mathbf{d}$$

$$Z \rightarrow X \ Y \ Z$$

$$Y \rightarrow$$

$$Y \rightarrow \mathbf{c}$$

$$X \rightarrow Y$$

$$X \rightarrow \mathbf{a}$$

	anulável	FIRST	FOLLOW
X	Sim	a c	a c d
Y	Sim	c	a c d
Z	Não	a c d	

	a	c	d
X	a Y	Y	Y
Y		c	
Z			

Tabela do parser preditivo

- Tabela que determina a próxima produção, sabendo:
 - o símbolo não terminal no topo da pilha
 - o símbolo terminal atual na entrada
- Para cada $X \rightarrow \beta$, colocar β na linha X e coluna t :
 - para cada $t \in FIRST(\beta)$;
 - e se β é *anulável*, para cada $t \in FOLLOW(X)$.

 $Z \rightarrow \mathbf{d}$
 $Z \rightarrow X Y Z$
 $Y \rightarrow$
 $Y \rightarrow \mathbf{c}$
 $X \rightarrow Y$
 $X \rightarrow \mathbf{a}$

	anulável	FIRST	FOLLOW
X	Sim	a c	a c d
Y	Sim	c	a c d
Z	Não	a c d	

	a	c	d
X	a Y	Y	Y
Y	ϵ	ϵ c	ϵ
Z			

Tabela do parser preditivo

- Tabela que determina a próxima produção, sabendo:
 - o símbolo não terminal no topo da pilha
 - o símbolo terminal atual na entrada
- Para cada $X \rightarrow \beta$, colocar β na linha X e coluna t :
 - para cada $t \in FIRST(\beta)$;
 - e se β é anulável, para cada $t \in FOLLOW(X)$.

$$Z \rightarrow \mathbf{d}$$

$$Z \rightarrow X Y Z$$

$$Y \rightarrow$$

$$Y \rightarrow \mathbf{c}$$

$$X \rightarrow Y$$

$$X \rightarrow \mathbf{a}$$

	anulável	FIRST	FOLLOW
X	Sim	a c	a c d
Y	Sim	c	a c d
Z	Não	a c d	

	a	c	d
X	a Y	Y	Y
Y	ϵ	ϵ c	ϵ
Z			d

Tabela do parser preditivo

- Tabela que determina a próxima produção, sabendo:
 - o símbolo não terminal no topo da pilha
 - o símbolo terminal atual na entrada
- Para cada $X \rightarrow \beta$, colocar β na linha X e coluna t :
 - para cada $t \in FIRST(\beta)$;
 - e se β é *anulável*, para cada $t \in FOLLOW(X)$.

$$Z \rightarrow d$$

$$Z \rightarrow X Y Z$$

$$Y \rightarrow$$

$$Y \rightarrow c$$

$$X \rightarrow Y$$

$$X \rightarrow a$$

	anulável	FIRST	FOLLOW
X	Sim	a c	a c d
Y	Sim	c	a c d
Z	Não	a c d	

	a	c	d
X	a Y	Y	Y
Y	ϵ	ϵ c	ϵ
Z	XYZ	XYZ	d XYZ

Exercício 1

Construa a tabela LL(1) para a gramática

$$S \rightarrow X Y Z$$

$$X \rightarrow \mathbf{a} X b$$

$$X \rightarrow$$

$$Y \rightarrow \mathbf{c} Y Z \mathbf{c} X$$

$$Y \rightarrow \mathbf{d}$$

$$Z \rightarrow \mathbf{e} Z Y \mathbf{e}$$

$$Z \rightarrow \mathbf{f}$$

Depois, use-a para verificar se *abcdfcf* pertence à linguagem gerada pela gramática.

Exercício 1

Construa a tabela LL(1) para a gramática

$$S \rightarrow X Y Z$$

$$X \rightarrow \mathbf{a} X b$$

$$X \rightarrow$$

$$Y \rightarrow \mathbf{c} Y Z \mathbf{c} X$$

$$Y \rightarrow \mathbf{d}$$

$$Z \rightarrow \mathbf{e} Z Y \mathbf{e}$$

$$Z \rightarrow \mathbf{f}$$

Depois, use-a para verificar se *abdcdfcf* pertence à linguagem gerada pela gramática.

Solução

Exercício 1

Construa a tabela LL(1) para a gramática

$$S \rightarrow X Y Z$$

$$X \rightarrow \mathbf{a} X b$$

$$X \rightarrow$$

$$Y \rightarrow \mathbf{c} Y Z \mathbf{c} X$$

$$Y \rightarrow \mathbf{d}$$

$$Z \rightarrow \mathbf{e} Z Y \mathbf{e}$$

$$Z \rightarrow \mathbf{f}$$

Depois, use-a para verificar se *abdcdfcf* pertence à linguagem gerada pela gramática.

Solução

	anulável	FIRST	FOLLOW
S	Não	a c d	
X	Sim	a	b c d e f
Y	Não	c d	e f
Z	Não	e f	c d

Exercício 1

Construa a tabela LL(1) para a gramática

$$S \rightarrow X Y Z$$

$$X \rightarrow \mathbf{a} X b$$

$$X \rightarrow$$

$$Y \rightarrow \mathbf{c} Y Z \mathbf{c} X$$

$$Y \rightarrow \mathbf{d}$$

$$Z \rightarrow \mathbf{e} Z Y \mathbf{e}$$

$$Z \rightarrow \mathbf{f}$$

Depois, use-a para verificar se *abdcdfcf* pertence à linguagem gerada pela gramática.

Solução

	anulável	FIRST	FOLLOW
S	Não	a c d	
X	Sim	a	b c d e f
Y	Não	c d	e f
Z	Não	e f	c d

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ϵ	ϵ	ϵ	ϵ	ϵ
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abdcfcf	

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdcf	$S \rightarrow XYZ$

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdnfcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdnfcf	

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdnfcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdnfcf	$X \rightarrow aXb$

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdnfcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdnfcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdnfcf	

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdcf	consome a

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdcf	consome a
XbYZ	bcdcf	

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdnfcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdnfcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdnfcf	consome a
XbYZ	bcdnfcf	$X \rightarrow \varepsilon$

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdcf	consome a
XbYZ	bcdcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdcf	

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdcf	consome a
XbYZ	bcdcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdcf	consome b

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdcf	consome a
XbYZ	bcdcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdcf	consome b
YZ	cdcf	

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdcf	consome a
XbYZ	bcdcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdcf	consome b
YZ	cdcf	$Y \rightarrow cYZcX$

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdcf	consome a
XbYZ	bcdcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdcf	consome b
YZ	cdcf	$Y \rightarrow cYZcX$
cYZcXZ	cdcf	

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdcf	consome a
XbYZ	bcdcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdcf	consome b
YZ	cdcf	$Y \rightarrow cYZcX$
cYZcXZ	cdcf	consome c

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdcf	consome a
XbYZ	bcdcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdcf	consome b
YZ	cdcf	$Y \rightarrow cYZcX$
cYZcXZ	cdcf	consome c
YZcXZ	dfcf	

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdcf	consome a
XbYZ	bcdcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdcf	consome b
YZ	cdcf	$Y \rightarrow cYZcX$
cYZcXZ	cdcf	consome c
YZcXZ	dfcf	$Y \rightarrow d$

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdcf	consome a
XbYZ	bcdcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdcf	consome b
YZ	cdcf	$Y \rightarrow cYZcX$
cYZcXZ	cdcf	consome c
YZcXZ	dfcf	$Y \rightarrow d$
dZcXZ	dfcf	

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdcf	consome a
XbYZ	bcdcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdcf	consome b
YZ	cdcf	$Y \rightarrow cYZcX$
cYZcXZ	cdcf	consome c
YZcXZ	dfcf	$Y \rightarrow d$
dZcXZ	dfcf	consome d

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdcf	consome a
XbYZ	bcdcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdcf	consome b
YZ	cdcf	$Y \rightarrow cYZcX$
cYZcXZ	cdcf	consome c
YZcXZ	dfcf	$Y \rightarrow d$
dZcXZ	dfcf	consome d
ZcXZ	fcf	

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdcf	consome a
XbYZ	bcdcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdcf	consome b
YZ	cdcf	$Y \rightarrow cYZcX$
cYZcXZ	cdcf	consome c
YZcXZ	dfcf	$Y \rightarrow d$
dZcXZ	dfcf	consome d
ZcXZ	fcf	$Z \rightarrow f$

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdcf	consome a
XbYZ	bcdcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdcf	consome b
YZ	cdcf	$Y \rightarrow cYZcX$
cYZcXZ	cdcf	consome c
YZcXZ	dfcf	$Y \rightarrow d$
dZcXZ	dfcf	consome d
ZcXZ	fcf	$Z \rightarrow f$
fcXZ	fcf	

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdcf	consome a
XbYZ	bcdcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdcf	consome b
YZ	cdcf	$Y \rightarrow cYZcX$
cYZcXZ	cdcf	consome c
YZcXZ	dfcf	$Y \rightarrow d$
dZcXZ	dfcf	consome d
ZcXZ	fcf	$Z \rightarrow f$
fcXZ	fcf	consome f

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdnfcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdnfcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdnfcf	consome a
XbYZ	bcdnfcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdnfcf	consome b
YZ	cdnfcf	$Y \rightarrow cYZcX$
cYZcXZ	cdnfcf	consome c
YZcXZ	dnfcf	$Y \rightarrow d$
dZcXZ	dnfcf	consome d
ZcXZ	fnfcf	$Z \rightarrow f$
fcXZ	fnfcf	consome f
cXZ	cnfcf	

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdcf	consome a
XbYZ	bcdcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdcf	consome b
YZ	cdcf	$Y \rightarrow cYZcX$
cYZcXZ	cdcf	consome c
YZcXZ	dfcf	$Y \rightarrow d$
dZcXZ	dfcf	consome d
ZcXZ	fcf	$Z \rightarrow f$
fcXZ	fcf	consome f
cXZ	cf	consome c

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdnfcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdnfcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdnfcf	consome a
XbYZ	bcdnfcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdnfcf	consome b
YZ	cdnfcf	$Y \rightarrow cYZcX$
cYZcXZ	cdnfcf	consome c
YZcXZ	dnfcf	$Y \rightarrow d$
dZcXZ	dnfcf	consome d
ZcXZ	fnfcf	$Z \rightarrow f$
fcXZ	fnfcf	consome f
cXZ	cnfcf	consome c
XZ	fnfcf	

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdnfcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdnfcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdnfcf	consome a
XbYZ	bcdnfcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdnfcf	consome b
YZ	cdnfcf	$Y \rightarrow cYZcX$
cYZcXZ	cdnfcf	consome c
YZcXZ	dnfcf	$Y \rightarrow d$
dZcXZ	dnfcf	consome d
ZcXZ	fnfcf	$Z \rightarrow f$
fcXZ	fnfcf	consome f
cXZ	cnfcf	consome c
XZ	fnfcf	$X \rightarrow \varepsilon$

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdnfcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdnfcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdnfcf	consome a
XbYZ	bcdnfcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdnfcf	consome b
YZ	cdnfcf	$Y \rightarrow cYZcX$
cYZcXZ	cdnfcf	consome c
YZcXZ	dnfcf	$Y \rightarrow d$
dZcXZ	dnfcf	consome d
ZcXZ	fnfcf	$Z \rightarrow f$
fcXZ	fnfcf	consome f
cXZ	cnfcf	consome c
XZ	fnfcf	$X \rightarrow \varepsilon$
Z	fnfcf	

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdnfcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdnfcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdnfcf	consome a
XbYZ	bcdfcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdfcf	consome b
YZ	cdfcf	$Y \rightarrow cYZcX$
cYZcXZ	cdfcf	consome c
YZcXZ	dfcf	$Y \rightarrow d$
dZcXZ	dfcf	consome d
ZcXZ	fcf	$Z \rightarrow f$
fcXZ	fcf	consome f
cXZ	cf	consome c
XZ	f	$X \rightarrow \varepsilon$
Z	f	$Z \rightarrow f$

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdcf	consome a
XbYZ	bcdcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdcf	consome b
YZ	cdcf	$Y \rightarrow cYZcX$
cYZcXZ	cdcf	consome c
YZcXZ	dfcf	$Y \rightarrow d$
dZcXZ	dfcf	consome d
ZcXZ	fcf	$Z \rightarrow f$
fcXZ	fcf	consome f
cXZ	cf	consome c
XZ	f	$X \rightarrow \varepsilon$
Z	f	$Z \rightarrow f$
f	f	

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdnfcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdnfcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdnfcf	consome a
XbYZ	bcdnfcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdnfcf	consome b
YZ	cdnfcf	$Y \rightarrow cYZcX$
cYZcXZ	cdnfcf	consome c
YZcXZ	dnfcf	$Y \rightarrow d$
dZcXZ	dnfcf	consome d
ZcXZ	fnfcf	$Z \rightarrow f$
fcXZ	fnfcf	consome f
cXZ	cnfcf	consome c
XZ	fnfcf	$X \rightarrow \varepsilon$
Z	fnfcf	$Z \rightarrow f$
f	fnfcf	consome f

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdcf	consome a
XbYZ	bcdcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdcf	consome b
YZ	cdcf	$Y \rightarrow cYZcX$
cYZcXZ	cdcf	consome c
YZcXZ	dfcf	$Y \rightarrow d$
dZcXZ	dfcf	consome d
ZcXZ	fcf	$Z \rightarrow f$
fcXZ	fcf	consome f
cXZ	cf	consome c
XZ	f	$X \rightarrow \varepsilon$
Z	f	$Z \rightarrow f$
f	f	consome f

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Solução - continuação

Pilha	Entrada	Ação
S	abcdcf	$S \rightarrow XYZ$
XYZ	abcdcf	$X \rightarrow aXb$
aXbYZ	abcdcf	consome a
XbYZ	bcdcf	$X \rightarrow \varepsilon$
bYZ	bcdcf	consome b
YZ	cdcf	$Y \rightarrow cYZcX$
cYZcXZ	cdcf	consome c
YZcXZ	dfcf	$Y \rightarrow d$
dZcXZ	dfcf	consome d
ZcXZ	fcf	$Z \rightarrow f$
fcXZ	fcf	consome f
cXZ	cf	consome c
XZ	f	$X \rightarrow \varepsilon$
Z	f	$Z \rightarrow f$
f	f	consome f
		aceita

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	ε	ε	ε	ε	ε
Y			cYZcX	d		
Z					eZYe	f

Tabela do parser preditivo

- Mais que uma entrada por célula indica que o parser preditivo não é possível.
- Gramáticas LL(1):
 - O primeiro L (left) indica que a entrada é varrida da esquerda para direita;
 - O segundo L indica que a derivação é mais à esquerda;
 - Precisa olhar 1 símbolo na entrada para decidir qual regra usar;
 - Se for possível construir uma tabela preditiva com no máximo uma entrada por célula.
- Generalizando a noção de FIRST para os primeiros k símbolos de uma string
 - podemos ter gramáticas LL(2), LL(3), ..., LL(k)

Parsers LR(k)

- O primeiro L significa que a entrada é varrida da esquerda para a direita;
- O R significa que a derivação é mais à direita;
- Precisa olhar k símbolos antecipadamente na entrada para decidir a regra a ser usada.

Parser desloca-reduz

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	$(x, (x))\$$	

$$S' \rightarrow S \$$$

$$S \rightarrow (L)$$

$$S \rightarrow x$$

$$L \rightarrow S$$

$$L \rightarrow L , S$$

- Desloca
 - Símbolo da entrada para a pilha
- Reduz
 - $X \rightarrow ABC$
 - Desempilha C, B e A do topo da pilha.
 - Empilha X.

Parser desloca-reduz

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	$(x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3$	$x, (x))\$$	

$$S' \rightarrow S \$$$

$$S \rightarrow (L)$$

$$S \rightarrow x$$

$$L \rightarrow S$$

$$L \rightarrow L , S$$

- Desloca
 - Símbolo da entrada para a pilha
- Reduz
 - $X \rightarrow ABC$
 - Desempilha C, B e A do topo da pilha.
 - Empilha X.

Parser desloca-reduz

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	$(x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3$	$x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3$ x_2	$, (x))\$$	

$S' \rightarrow S \$$
 $S \rightarrow (L)$
 $S \rightarrow x$
 $L \rightarrow S$
 $L \rightarrow L , S$

- Desloca
 - Símbolo da entrada para a pilha
- Reduz

$X \rightarrow ABC$

 - Desempilha C, B e A do topo da pilha.
 - Empilha X.

Parser desloca-reduz

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	$(x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3$	$x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3$ x_2	$, (x))\$$	reduz $S \rightarrow x$
$S'_1 (3$ S_6	$, (x))\$$	

$$S' \rightarrow S \$$$

$$S \rightarrow (L)$$

$$S \rightarrow x$$

$$L \rightarrow S$$

$$L \rightarrow L , S$$

- Desloca
 - Símbolo da entrada para a pilha
- Reduz
 - Desempilha C, B e A do topo da pilha.
 - Empilha X.

Parser desloca-reduz

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	$(x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3$	$x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3$ x_2	$, (x))\$$	reduz $S \rightarrow x$
$S'_1 (3$ S_6	$, (x))\$$	reduz $L \rightarrow S$
$S'_1 (3 L_5$	$, (x))\$$	

$$S' \rightarrow S \$$$

$$S \rightarrow (L)$$

$$S \rightarrow x$$

$$L \rightarrow S$$

$$L \rightarrow L , S$$

- Desloca
 - Símbolo da entrada para a pilha
- Reduz
 - Desempilha C, B e A do topo da pilha.
 - Empilha X.

Parser desloca-reduz

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	$(x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3$	$x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3$ x_2	$, (x))\$$	reduz $S \rightarrow x$
$S'_1 (3$ S_6	$, (x))\$$	reduz $L \rightarrow S$
$S'_1 (3$ L_5	$, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3$ $L_5 ,8$	$(x))\$$	

$$S' \rightarrow S \$$$

$$S \rightarrow (L)$$

$$S \rightarrow x$$

$$L \rightarrow S$$

$$L \rightarrow L , S$$

- Desloca
 - Símbolo da entrada para a pilha
- Reduz
 - Desempilha C, B e A do topo da pilha.
 - Empilha X.

Parser desloca-reduz

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	$(x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3$	$x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \ x_2$	$, (x))\$$	reduz $S \rightarrow x$
$S'_1 (3 \ S_6$	$, (x))\$$	reduz $L \rightarrow S$
$S'_1 (3 \ L_5$	$, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \ L_5 ,8$	$(x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \ L_5 ,8 (3$	$x))\$$	

 $S' \rightarrow S \$$ $S \rightarrow (L)$ $S \rightarrow x$ $L \rightarrow S$ $L \rightarrow L , S$

- Desloca
 - Símbolo da entrada para a pilha
- Reduz
 - $X \rightarrow ABC$
 - Desempilha C, B e A do topo da pilha.
 - Empilha X.

Parser desloca-reduz

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	$(x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3$	$x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \ x_2$	$, (x))\$$	reduz $S \rightarrow x$
$S'_1 (3 \ S_6$	$, (x))\$$	reduz $L \rightarrow S$
$S'_1 (3 \ L_5$	$, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \ L_5 ,8$	$(x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \ L_5 ,8 (3$	$x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \ L_5 ,8 (3 \ x_2$	$))\$$	

$$S' \rightarrow S \$$$

$$S \rightarrow (L)$$

$$S \rightarrow x$$

$$L \rightarrow S$$

$$L \rightarrow L , S$$

- Desloca
 - Símbolo da entrada para a pilha
- Reduz
 - $X \rightarrow ABC$
 - Desempilha C, B e A do topo da pilha.
 - Empilha X.

Parser desloca-reduz

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	$(x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3$	$x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \ x_2$	$, (x))\$$	reduz $S \rightarrow x$
$S'_1 (3 \ S_6$	$, (x))\$$	reduz $L \rightarrow S$
$S'_1 (3 \ L_5$	$, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \ L_5 ,8$	$(x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \ L_5 ,8 (3$	$x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \ L_5 ,8 (3 \ x_2$	$))\$$	reduz $S \rightarrow x$
$S'_1 (3 \ L_5 ,8 (3 \ S_6$	$))\$$	

 $S' \rightarrow S \$$ $S \rightarrow (L)$ $S \rightarrow x$ $L \rightarrow S$ $L \rightarrow L , S$

- Desloca
 - Símbolo da entrada para a pilha
- Reduz
 - $X \rightarrow ABC$
 - Desempilha C, B e A do topo da pilha.
 - Empilha X.

Parser desloca-reduz

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	$(x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3$	$x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \ x_2$	$, (x))\$$	reduz $S \rightarrow x$
$S'_1 (3 \ S_6$	$, (x))\$$	reduz $L \rightarrow S$
$S'_1 (3 \ L_5$	$, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \ L_5 ,8$	$(x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \ L_5 ,8 (3$	$x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \ L_5 ,8 (3 \ x_2$	$))\$$	reduz $S \rightarrow x$
$S'_1 (3 \ L_5 ,8 (3 \ S_6$	$))\$$	reduz $L \rightarrow S$
$S'_1 (3 \ L_5 ,8 (3 \ L_5$	$))\$$	

 $S' \rightarrow S \$$ $S \rightarrow (L)$ $S \rightarrow x$ $L \rightarrow S$ $L \rightarrow L , S$

- Desloca
 - Símbolo da entrada para a pilha
- Reduz
 - $X \rightarrow ABC$
 - Desempilha C, B e A do topo da pilha.
 - Empilha X.

Parser desloca-reduz

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	$(x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3$	$x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \ x_2$	$, (x))\$$	reduz $S \rightarrow x$
$S'_1 (3 \ S_6$	$, (x))\$$	reduz $L \rightarrow S$
$S'_1 (3 \ L_5$	$, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \ L_5 ,8$	$(x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \ L_5 ,8 (3$	$x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \ L_5 ,8 (3 \ x_2$	$))\$$	reduz $S \rightarrow x$
$S'_1 (3 \ L_5 ,8 (3 \ S_6$	$))\$$	reduz $L \rightarrow S$
$S'_1 (3 \ L_5 ,8 (3 \ L_5$	$))\$$	desloca
$S'_1 (3 \ L_5 ,8 (3 \ L_5)7$	$)\$$	

 $S' \rightarrow S \$$ $S \rightarrow (L)$ $S \rightarrow x$ $L \rightarrow S$ $L \rightarrow L , S$

- Desloca
 - Símbolo da entrada para a pilha
- Reduz
 - $X \rightarrow ABC$
 - Desempilha C, B e A do topo da pilha.
 - Empilha X.

Parser desloca-reduz

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	$(x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3$	$x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \text{ } x_2$	$, (x))\$$	reduz $S \rightarrow x$
$S'_1 (3 \text{ } S_6$	$, (x))\$$	reduz $L \rightarrow S$
$S'_1 (3 \text{ } L_5$	$, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \text{ } L_5 ,8$	$(x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \text{ } L_5 ,8 (3$	$x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \text{ } L_5 ,8 (3 \text{ } x_2$	$))\$$	reduz $S \rightarrow x$
$S'_1 (3 \text{ } L_5 ,8 (3 \text{ } S_6$	$))\$$	reduz $L \rightarrow S$
$S'_1 (3 \text{ } L_5 ,8 (3 \text{ } L_5$	$))\$$	desloca
$S'_1 (3 \text{ } L_5 ,8 (3 \text{ } L_5)7$	$)\$$	reduz $S \rightarrow (L)$
$S'_1 (3 \text{ } L_5 ,8 \text{ } S_9$	$)\$$	

 $S' \rightarrow S \$$ $S \rightarrow (L)$ $S \rightarrow x$ $L \rightarrow S$ $L \rightarrow L , S$

- Desloca
 - Símbolo da entrada para a pilha
- Reduz
 - $X \rightarrow ABC$
 - Desempilha C, B e A do topo da pilha.
 - Empilha X.

Parser desloca-reduz

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	$(x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3$	$x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \text{ } x_2$	$, (x))\$$	reduz $S \rightarrow x$
$S'_1 (3 \text{ } S_6$	$, (x))\$$	reduz $L \rightarrow S$
$S'_1 (3 L_5$	$, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3 L_5 ,8$	$(x))\$$	desloca
$S'_1 (3 L_5 ,8 (3$	$x))\$$	desloca
$S'_1 (3 L_5 ,8 (3 \text{ } x_2$	$))\$$	reduz $S \rightarrow x$
$S'_1 (3 L_5 ,8 (3 \text{ } S_6$	$))\$$	reduz $L \rightarrow S$
$S'_1 (3 L_5 ,8 (3 L_5$	$))\$$	desloca
$S'_1 (3 L_5 ,8 (3 L_5)7$	$)\$$	reduz $S \rightarrow (L)$
$S'_1 (3 \text{ } L_5 ,8 \text{ } S_9$	$)\$$	reduz $L \rightarrow L, S$
$S'_1 (3 L_5$	$)\$$	

 $S' \rightarrow S \$$ $S \rightarrow (L)$ $S \rightarrow x$ $L \rightarrow S$ $L \rightarrow L , S$

- Desloca
 - Símbolo da entrada para a pilha
- Reduz
 - $X \rightarrow ABC$
 - Desempilha C, B e A do topo da pilha.
 - Empilha X.

Parser desloca-reduz

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	$(x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3$	$x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \text{ } x_2$	$, (x))\$$	reduz $S \rightarrow x$
$S'_1 (3 \text{ } S_6$	$, (x))\$$	reduz $L \rightarrow S$
$S'_1 (3 L_5$	$, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3 L_5 ,8$	$(x))\$$	desloca
$S'_1 (3 L_5 ,8 (3$	$x))\$$	desloca
$S'_1 (3 L_5 ,8 (3 \text{ } x_2$	$))\$$	reduz $S \rightarrow x$
$S'_1 (3 L_5 ,8 (3 \text{ } S_6$	$))\$$	reduz $L \rightarrow S$
$S'_1 (3 L_5 ,8 (3 L_5$	$))\$$	desloca
$S'_1 (3 L_5 ,8 (3 L_5)7$	$)\$$	reduz $S \rightarrow (L)$
$S'_1 (3 \text{ } L_5 ,8 \text{ } S_9$	$)\$$	reduz $L \rightarrow L, S$
$S'_1 (3 L_5$	$)\$$	desloca
$S'_1 (3 \text{ } L_5)7$	$\$$	

 $S' \rightarrow S \$$ $S \rightarrow (L)$ $S \rightarrow x$ $L \rightarrow S$ $L \rightarrow L , S$

- Desloca
 - Símbolo da entrada para a pilha
- Reduz
 - $X \rightarrow ABC$
 - Desempilha C, B e A do topo da pilha.
 - Empilha X.

Parser desloca-reduz

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	$(x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3$	$x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \text{ } x_2$	$, (x))\$$	reduz $S \rightarrow x$
$S'_1 (3 \text{ } S_6$	$, (x))\$$	reduz $L \rightarrow S$
$S'_1 (3 L_5$	$, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3 L_5 ,8$	$(x))\$$	desloca
$S'_1 (3 L_5 ,8 (3$	$x))\$$	desloca
$S'_1 (3 L_5 ,8 (3 \text{ } x_2$	$))\$$	reduz $S \rightarrow x$
$S'_1 (3 L_5 ,8 (3 \text{ } S_6$	$))\$$	reduz $L \rightarrow S$
$S'_1 (3 L_5 ,8 (3 L_5$	$))\$$	desloca
$S'_1 (3 L_5 ,8 (3 L_5)_7$	$)\$$	reduz $S \rightarrow (L)$
$S'_1 (3 \text{ } L_5 ,8 \text{ } S_9$	$)\$$	reduz $L \rightarrow L, S$
$S'_1 (3 L_5$	$)\$$	desloca
$S'_1 (3 L_5)_7$	$\$$	reduz $S \rightarrow (L)$
$S'_1 S_4$	$\$$	

 $S' \rightarrow S \$$ $S \rightarrow (L)$ $S \rightarrow x$ $L \rightarrow S$ $L \rightarrow L , S$

- Desloca
 - Símbolo da entrada para a pilha
- Reduz
 - $X \rightarrow ABC$
 - Desempilha C, B e A do topo da pilha.
 - Empilha X.

Parser desloca-reduz

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	$(x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3$	$x, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3 \text{ } x_2$	$, (x))\$$	reduz $S \rightarrow x$
$S'_1 (3 \text{ } S_6$	$, (x))\$$	reduz $L \rightarrow S$
$S'_1 (3 L_5$	$, (x))\$$	desloca
$S'_1 (3 L_5 ,8$	$(x))\$$	desloca
$S'_1 (3 L_5 ,8 (3$	$x))\$$	desloca
$S'_1 (3 L_5 ,8 (3 \text{ } x_2$	$))\$$	reduz $S \rightarrow x$
$S'_1 (3 L_5 ,8 (3 \text{ } S_6$	$))\$$	reduz $L \rightarrow S$
$S'_1 (3 L_5 ,8 (3 L_5$	$))\$$	desloca
$S'_1 (3 L_5 ,8 (3 L_5)_7$	$) \$$	reduz $S \rightarrow (L)$
$S'_1 (3 \text{ } L_5 ,8 \text{ } S_9$	$) \$$	reduz $L \rightarrow L, S$
$S'_1 (3 L_5$	$) \$$	desloca
$S'_1 (3 L_5)_7$	$\$$	reduz $S \rightarrow (L)$
$S'_1 S_4$	$\$$	aceita

$S' \rightarrow S \$$
 $S \rightarrow (L)$
 $S \rightarrow x$
 $L \rightarrow S$
 $L \rightarrow L , S$

- Desloca
 - Símbolo da entrada para a pilha
- Reduz
 - $X \rightarrow ABC$
 - Desempilha C, B e A do topo da pilha.
 - Empilha X.

Parser desloca-reduz

$$S' \rightarrow S \$$$

$$S \rightarrow (L)$$

$$S \rightarrow \mathbf{x}$$

$$L \rightarrow S$$

$$L \rightarrow L , S$$

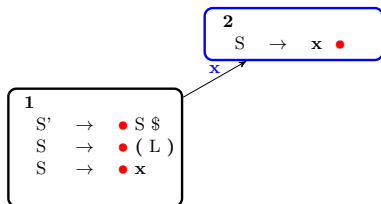
1
 $S' \rightarrow \bullet S \$$

Parser desloca-reduz

$$\begin{aligned} S' &\rightarrow S \$ \\ S &\rightarrow (L) \\ S &\rightarrow \mathbf{x} \\ L &\rightarrow S \\ L &\rightarrow L , S \end{aligned}$$

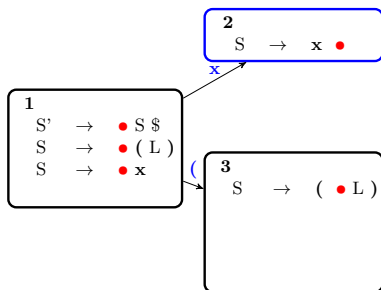
1
$S' \rightarrow \bullet S \$$
$S \rightarrow \bullet (L)$
$S \rightarrow \bullet \mathbf{x}$

Parser desloca-reduz



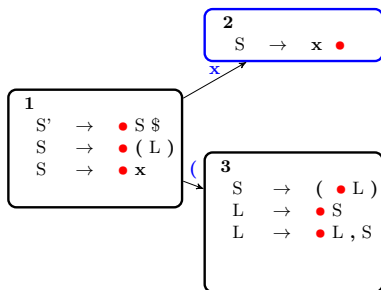
$$\begin{array}{l}
 S' \rightarrow S \$ \\
 S \rightarrow (L) \\
 S \rightarrow x \\
 L \rightarrow S \\
 L \rightarrow L , S
 \end{array}$$

Parser desloca-reduz



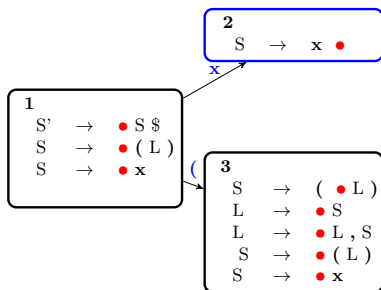
$$\begin{array}{l}
 S' \rightarrow S \$ \\
 S \rightarrow (L) \\
 S \rightarrow x \\
 L \rightarrow S \\
 L \rightarrow L , S
 \end{array}$$

Parser desloca-reduz



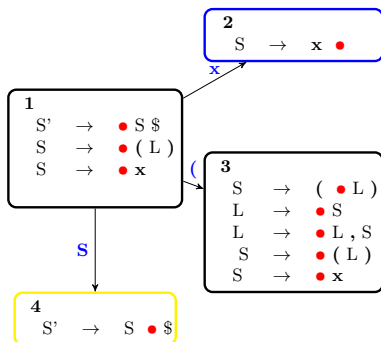
$$\begin{aligned}
 S' &\rightarrow S \$ \\
 S &\rightarrow (L) \\
 S &\rightarrow x \\
 L &\rightarrow S \\
 L &\rightarrow L , S
 \end{aligned}$$

Parser desloca-reduz



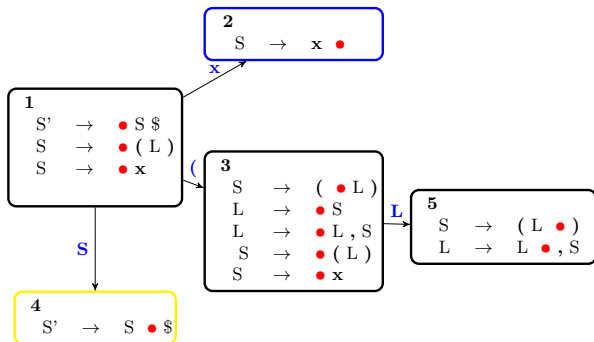
$$\begin{aligned}
 S' &\rightarrow S \$ \\
 S &\rightarrow (L) \\
 S &\rightarrow x \\
 L &\rightarrow S \\
 L &\rightarrow L , S
 \end{aligned}$$

Parser desloca-reduz



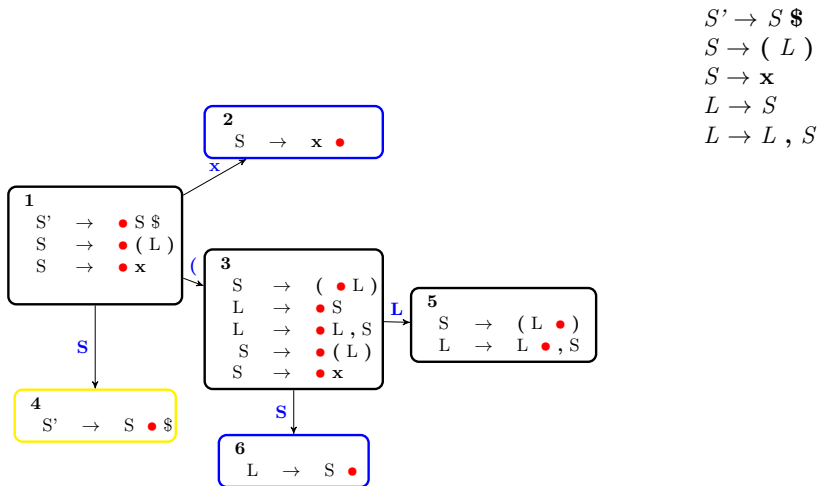
$$\begin{aligned}
 S' &\rightarrow S \$ \\
 S &\rightarrow (L) \\
 S &\rightarrow x \\
 L &\rightarrow S \\
 L &\rightarrow L , S
 \end{aligned}$$

Parser desloca-reduz



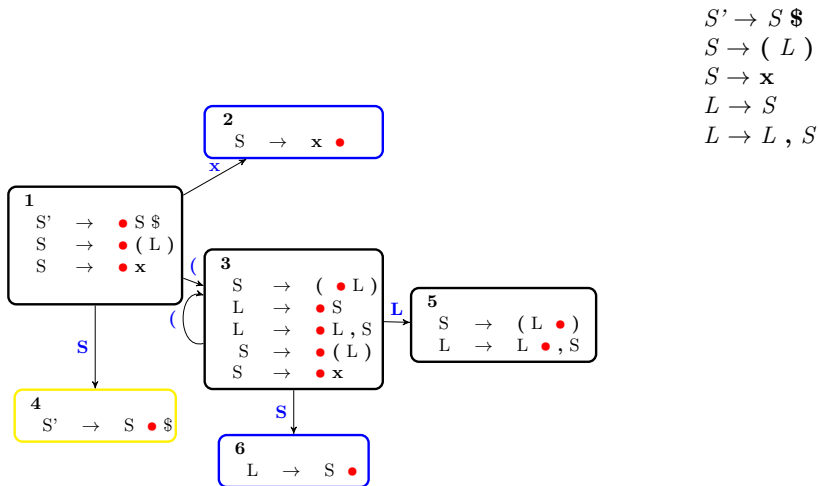
$$\begin{array}{l} S' \rightarrow S \$ \\ S \rightarrow (L) \\ S \rightarrow x \\ L \rightarrow S \\ L \rightarrow L , S \end{array}$$

Parser desloca-reduz



$$\begin{aligned} S' &\rightarrow S \$ \\ S &\rightarrow (L) \\ S &\rightarrow x \\ L &\rightarrow S \\ L &\rightarrow L , S \end{aligned}$$

Parser desloca-reduz



$$S' \rightarrow S \$$$

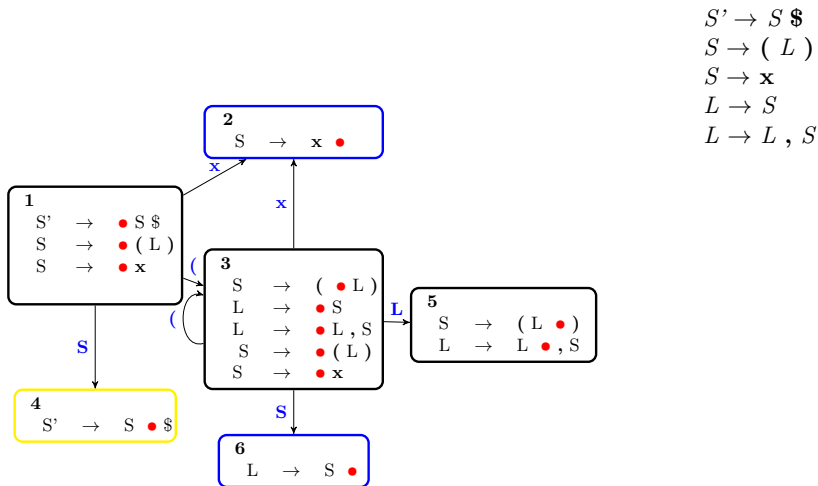
$$S \rightarrow (L)$$

$$S \rightarrow x$$

$$L \rightarrow S$$

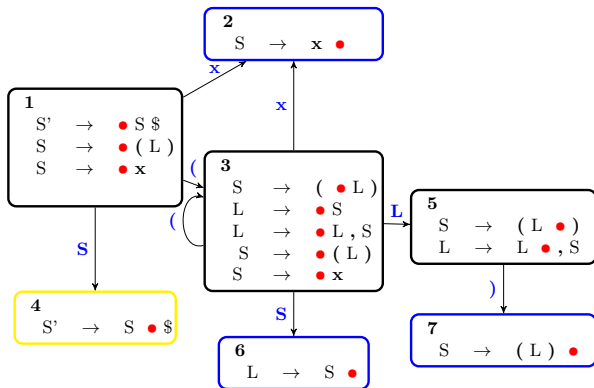
$$L \rightarrow L , S$$

Parser desloca-reduz



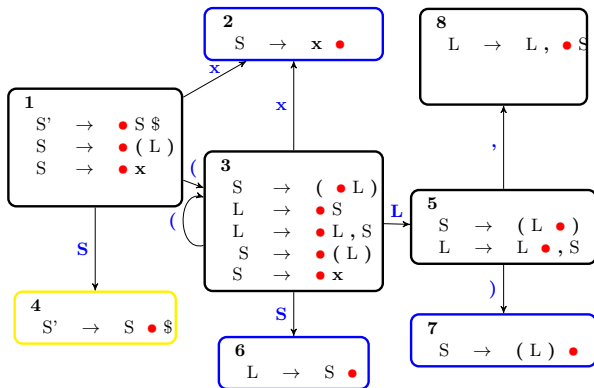
$S' \rightarrow S \$$
 $S \rightarrow (L)$
 $S \rightarrow x$
 $L \rightarrow S$
 $L \rightarrow L , S$

Parser desloca-reduz



$$\begin{aligned}
 S' &\rightarrow S \$ \\
 S &\rightarrow (L) \\
 S &\rightarrow x \\
 L &\rightarrow S \\
 L &\rightarrow L , S
 \end{aligned}$$

Parser desloca-reduz



$$S' \rightarrow S \$$$

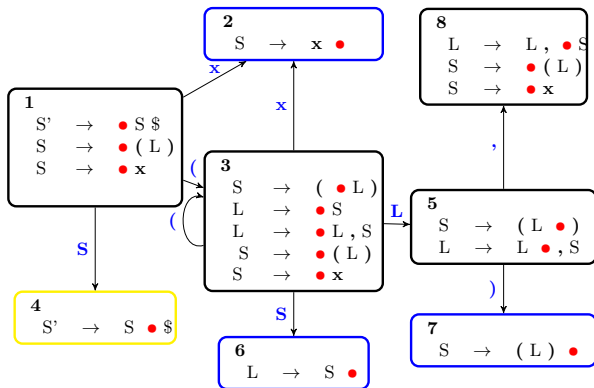
$$S \rightarrow (L)$$

$$S \rightarrow x$$

$$L \rightarrow S$$

$$L \rightarrow L , S$$

Parser desloca-reduz



$$S' \rightarrow S \$$$

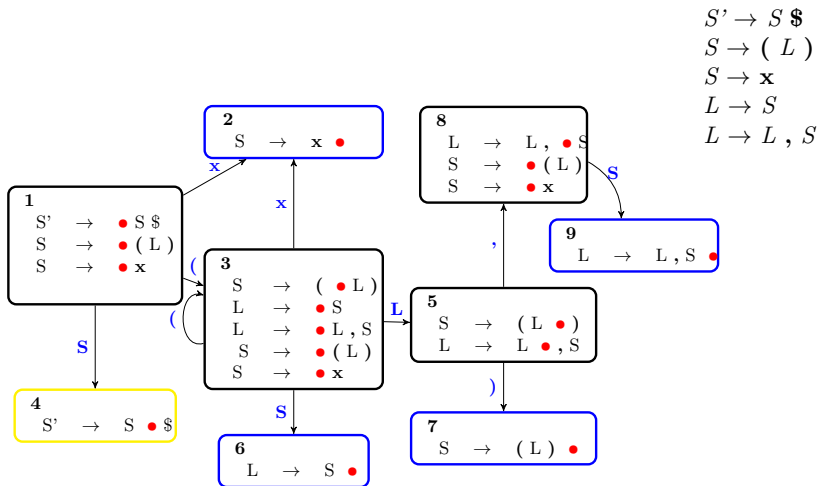
$$S \rightarrow (L)$$

$$S \rightarrow x$$

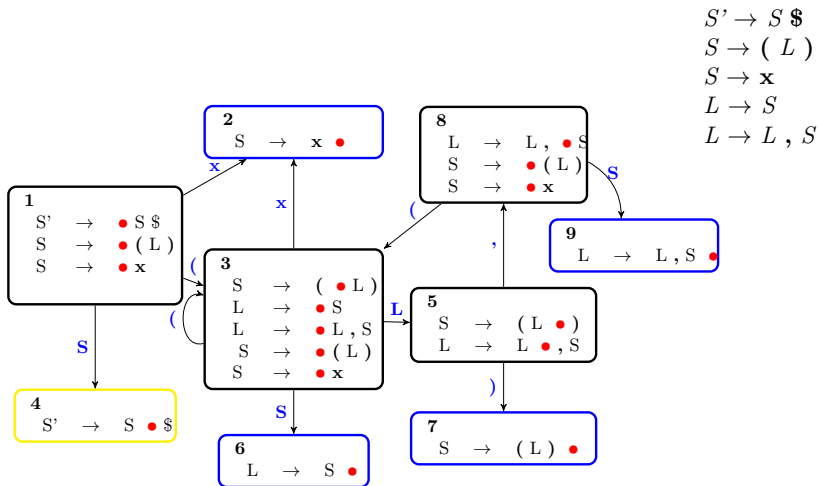
$$L \rightarrow S$$

$$L \rightarrow L , S$$

Parser desloca-reduz



Parser desloca-reduz



Parser desloca-reduz

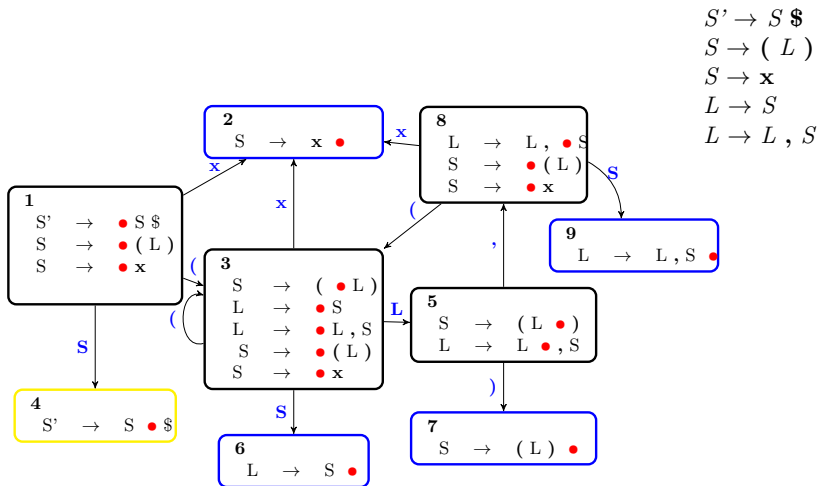
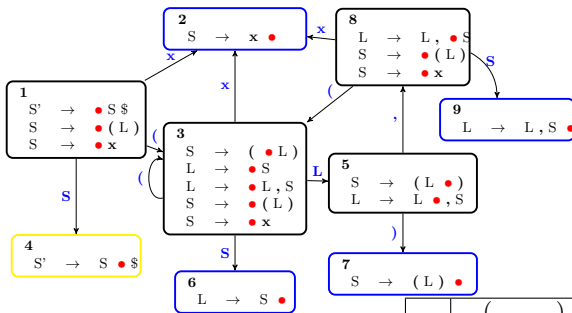


Tabela de análise sintática LR(0)



$0 S' \rightarrow S \$$
 $1 S \rightarrow (L)$
 $2 S \rightarrow x$
 $3 L \rightarrow S$
 $4 L \rightarrow L , S$

	()	x	,	\$	S	L
1	s3		s2			g4	
2	r(2)	r(2)	r(2)	r(2)	r(2)		
3	s3		s2			g6	g5
4					a		
5			s7		s8		
6	r(3)	r(3)	r(3)	r(3)	r(3)		
7	r(1)	r(1)	r(1)	r(1)	r(1)		
8	s3		s2			g9	
9	r(4)	r(4)	r(4)	r(4)	r(4)		

Funcionamento do parser LR

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	(x, (x))\$	desloca
S'_1 (3	x, (x))\$	desloca
S'_1 (3 x_2	, (x))\$	reduz $S \rightarrow x$
S'_1 (3 S_6	, (x))\$	reduz $L \rightarrow S$
S'_1 (3 L_5	, (x))\$	desloca
S'_1 (3 L_5 ,8	(x))\$	desloca
S'_1 (3 L_5 ,8 (3	x))\$	desloca
S'_1 (3 L_5 ,8 (3 x_2))\$	reduz $S \rightarrow x$
S'_1 (3 L_5 ,8 (3 S_6))\$	reduz $L \rightarrow S$
S'_1 (3 L_5 ,8 (3 L_5))\$	desloca
S'_1 (3 L_5 ,8 (3 L_5)7)\$	reduz $S \rightarrow (L)$
S'_1 (3 L_5 ,8 S_9)\$	reduz $L \rightarrow L, S$
S'_1 (3 L_5)\$	desloca
S'_1 (3 L_5)7	\$	reduz $S \rightarrow (L)$
S'_1 S_4	\$	aceita

$0 S' \rightarrow S \$$
 $1 S \rightarrow (L)$
 $2 S \rightarrow x$
 $3 L \rightarrow S$
 $4 L \rightarrow L , S$

	()	x	,	\$	S	L
1	s3		s2			g4	
2	r(2)	r(2)	r(2)	r(2)	r(2)		
3	s3		s2			g6	g5
4					a		
5		s7		s8			
6	r(3)	r(3)	r(3)	r(3)	r(3)		
7	r(1)	r(1)	r(1)	r(1)	r(1)		
8	s3		s2			g9	
9	r(4)	r(4)	r(4)	r(4)	r(4)		

Exercício 2

Construa a tabela LR(0) para a gramática

$$S' \rightarrow E \$$$

$$E \rightarrow E + T$$

$$E \rightarrow T$$

$$T \rightarrow - T$$

$$T \rightarrow \mathbf{num}$$

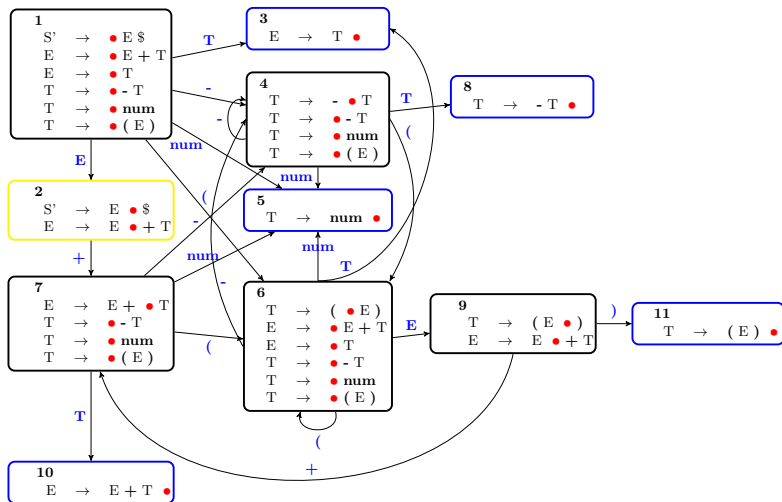
$$T \rightarrow (E)$$

Depois, use-a para verificar se

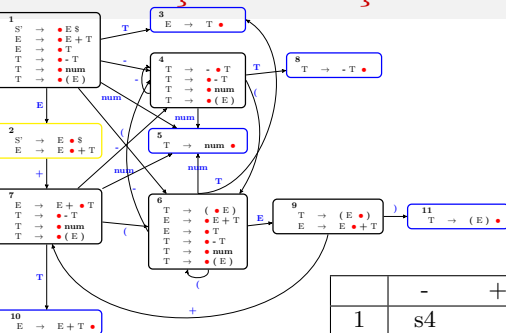
$$- (num + num) + num$$

pertence à linguagem gerada pela gramática.

Solução



Continuação da solução



0 $S' \rightarrow E \$$

1 $E \rightarrow E + T$

2 $E \rightarrow T$

3 $T \rightarrow - T$

4 $T \rightarrow$

num

5 $T \rightarrow (E)$

	-	+	()	num	\$	E	T
1	s4		s6		s5		g2	g3
2		s7				a		
3	r(2)	r(2)	r(2)	r(2)	r(2)	r(2)		
4	s4		s6					g8
5	r(4)	r(4)	r(4)	r(4)	r(4)	r(4)		
6	s4		s6		s5		g9	g3
7	s4		s6		s5			g10
8	r(3)	r(3)	r(3)	r(3)	r(3)	r(3)		
9		s7	s11					
10	r(1)	r(1)	r(1)	r(1)	r(1)	r(1)		
11	r(5)	r(5)	r(5)	r(5)	r(5)	r(5)		

Parser SLR

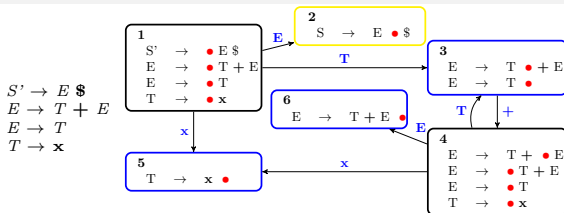


Tabela LR(0)

	x	+	\$	E	T
1	s5			g2	g3
2			a		
3	r(2)	r(2)	s4		
4	s5			g6	g3
5	r(3)	r(3)	r(3)		
6	r(1)	r(1)	r(1)		

Parser SLR

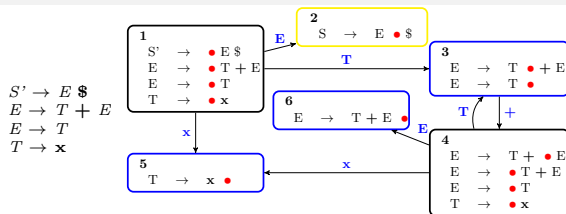


Tabela LR(0)

	x	+	\$	E	T
1	s5			g2	g3
2			a		
3	r(2)	r(2)	s4	r(2)	
4	s5			g6	g3
5	r(3)	r(3)	r(3)		
6	r(1)	r(1)	r(1)		

- O parser Simple LR (SLR) só reduz com $X \rightarrow \beta$ se o símbolo corrente pertencer ao $FOLLOW(X)$

	x	+	\$	E	T
1	s5			g2	g3
2			a		
3		s4	r(2)		
4	s5			g6	g3
5		r(3)	r(3)		
6			r(1)		

Exercício 3

Verifique que a gramática a seguir não é LR(0) e depois construa a tabela SLR para ela. Isso resolve o conflito? Justifique.

$$S' \rightarrow C \$$$
$$C \rightarrow \text{if } C$$
$$C \rightarrow \text{if } C \text{ else } C$$
$$C \rightarrow \text{outros}$$

De qualquer forma, use a tabela SLR para analisar a sentença:

`if if outros else outros`

Exercício 3

Verifique que a gramática a seguir não é LR(0) e depois construa a tabela SLR para ela. Isso resolve o conflito? Justifique.

$$S' \rightarrow C \$$$

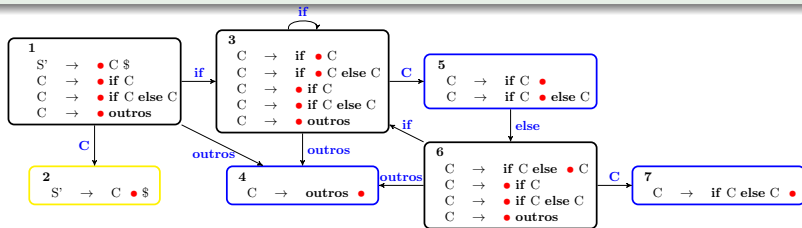
$$C \rightarrow \text{if } C$$

$$C \rightarrow \text{if } C \text{ else } C$$

$$C \rightarrow \text{outros}$$

De qualquer forma, use a tabela SLR para analisar a sentença:

if if outros else outros



Continuação da solução

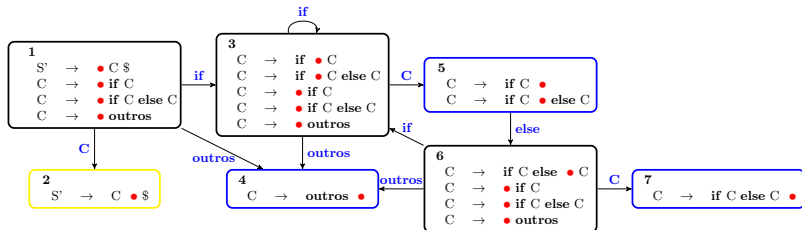


Tabela LR(0)

	if	else	outros	\$	C
1	s3		s4		g2
2				a	
3	s3		s4		g5
4	r(3)	r(3)	r(3)	r(3)	
5	r(1)	r(1) s6	r(1)	r(1)	
6	s3		s4		g7
7	r(2)	r(2)	r(2)	r(2)	

Continuação da solução

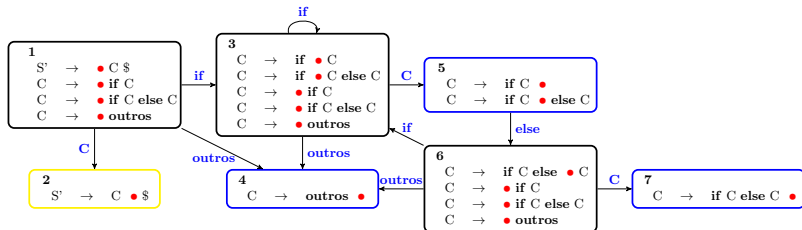


Tabela LR(0)

	if	else	outros	\$	C
1	s3		s4		g2
2				a	
3	s3		s4		g5
4	r(3)	r(3)	r(3)	r(3)	
5	r(1)	r(1) s6	r(1)	r(1)	
6	s3		s4		g7
7	r(2)	r(2)	r(2)	r(2)	

Tabela SLR

	if	else	outros	\$	C
1	s3		s4		g2
2				a	
3	s3		s4		g5
4		r(3)		r(3)	
5		r(1) s6		r(1)	
6	s3		s4		g7
7		r(2)		r(2)	

$$\text{Follow}(C) = \{ \$, \text{else} \}$$

Continuação da solução

A gramática é ambígua e assim, não pode ser SLR. Vamos usá-la assim mesmo para analisar a sentença: **if if outros else outros \$**

	Pilha				Entrada	Ação
	S'_1				if if outr else outr \$	
1	if	else	outros	\$		C
2	s3		s4			g2
3	s3		s4			g5
4		r(3)		r(3)		
5		r(1) s6		r(1)		
6	s3		s4			g7
7		r(2)		r(2)		

Optando por deslocar em detrimento de reduzir.

0 $S' \rightarrow C \$$

1 $C \rightarrow \text{if } C$

2 $C \rightarrow \text{if } C \text{ else } C$

3 $C \rightarrow \text{outros}$

Continuação da solução

A gramática é ambígua e assim, não pode ser SLR. Vamos usá-la assim mesmo para analisar a sentença: **if if outros else outros \$**

	if	else	outros	\$	C	Pilha	Entrada	Ação
1	s3		s4		g2	S'_1	if if outr else outr \$	s3
2				a		S'_1 if ₃		
3	s3		s4		g5		if outr else outr \$	
4		r(3)		r(3)				
5		r(1) s6		r(1)				
6	s3		s4		g7			
7		r(2)		r(2)				

Optando por deslocar em detrimento de reduzir.

0 $S' \rightarrow C \$$

1 $C \rightarrow \text{if } C$

2 $C \rightarrow \text{if } C \text{ else } C$

3 $C \rightarrow \text{outros}$

Continuação da solução

A gramática é ambígua e assim, não pode ser SLR. Vamos usá-la assim mesmo para analisar a sentença: **if if outros else outros \$**

	if	else	outros	\$	C	Pilha	Entrada	Ação
1	s3		s4		g2	S'_1	if if outr else outr \$	s3
2				a		$S'_1 \text{ if}_3$	if outr else outr \$	s3
3	s3		s4		g5	$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3$	outr else outr \$	
4		r(3)		r(3)				
5		r(1) s6		r(1)				
6	s3		s4		g7			
7		r(2)		r(2)				

Optando por deslocar em detrimento de reduzir.

0 $S' \rightarrow C \$$

1 $C \rightarrow \text{if } C$

2 $C \rightarrow \text{if } C \text{ else } C$

3 $C \rightarrow \text{outros}$

Continuação da solução

A gramática é ambígua e assim, não pode ser SLR. Vamos usá-la assim mesmo para analisar a sentença: **if if outros else outros \$**

	if	else	outros	\$	C
1	s3		s4		g2
2				a	
3	s3		s4		g5
4		r(3)		r(3)	
5		r(1) s6		r(1)	
6	s3		s4		g7
7		r(2)		r(2)	

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	if if outr else outr \$	s3
S'_1 if ₃	if outr else outr \$	s3
S'_1 if ₃ if ₃	outr else outr \$	s4
S'_1 if ₃ if ₃ outr₄	else outr \$	

Optando por deslocar em detrimento de reduzir.

0 $S' \rightarrow C \$$

1 $C \rightarrow \text{if } C$

2 $C \rightarrow \text{if } C \text{ else } C$

3 $C \rightarrow \text{outros}$

Continuação da solução

A gramática é ambígua e assim, não pode ser SLR. Vamos usá-la assim mesmo para analisar a sentença: **if if outros else outros \$**

	if	else	outros	\$	C	Pilha	Entrada	Ação
1	s3		s4		g2	S'_1	if if outr else outr \$	s3
2				a		S'_1 if ₃	if outr else outr \$	s3
3	s3		s4		g5	S'_1 if ₃ if ₃	outr else outr \$	s4
4		r(3)		r(3)		S'_1 if ₃ if ₃ outr₄	else outr \$	r(3)
5		r(1) s6		r(1)		S'_1 if ₃ if ₃ C ₅	else outr \$	
6	s3		s4		g7			
7		r(2)		r(2)				

Optando por deslocar em detrimento de reduzir.

0 $S' \rightarrow C \$$

1 $C \rightarrow \text{if } C$

2 $C \rightarrow \text{if } C \text{ else } C$

3 $C \rightarrow \text{outros}$

Continuação da solução

A gramática é ambígua e assim, não pode ser SLR. Vamos usá-la assim mesmo para analisar a sentença: **if if outros else outros \$**

	if	else	outros	\$	C
1	s3		s4		g2
2				a	
3	s3		s4		g5
4		r(3)		r(3)	
5		r(1) s6		r(1)	
6	s3		s4		g7
7		r(2)		r(2)	

Optando por deslocar em detrimento de reduzir.

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	if if outr else outr \$	s3
$S'_1 if_3$	if outr else outr \$	s3
$S'_1 if_3 if_3$	outr else outr \$	s4
$S'_1 if_3 if_3$ outr₄	else outr \$	r(3)
$S'_1 if_3 if_3 C_5$	else outr \$	s6
$S'_1 if_3 if_3 C_5 else_6$	outr \$	

0 $S' \rightarrow C \$$

1 $C \rightarrow \text{if } C$

2 $C \rightarrow \text{if } C \text{ else } C$

3 $C \rightarrow \text{outros}$

Continuação da solução

A gramática é ambígua e assim, não pode ser SLR. Vamos usá-la assim mesmo para analisar a sentença: **if if outros else outros \$**

	if	else	outros	\$	C	Pilha	Entrada	Ação
1	s3		s4		g2	S'_1	if if outr else outr \$	s3
2				a		S'_1 if ₃	if outr else outr \$	s3
3	s3		s4		g5	S'_1 if ₃ if ₃	outr else outr \$	s4
4		r(3)		r(3)		S'_1 if ₃ if ₃ outr ₄	else outr \$	r(3)
5		r(1) s6		r(1)		S'_1 if ₃ if ₃ C ₅	else outr \$	s6
6	s3		s4		g7	S'_1 if ₃ if ₃ C ₅ else ₆	outr \$	s4
7		r(2)		r(2)		S'_1 if ₃ if ₃ C ₅ else ₆ outr ₄	\$	

Optando por deslocar em detrimento de reduzir.

0 $S' \rightarrow C \$$

1 $C \rightarrow \text{if } C$

2 $C \rightarrow \text{if } C \text{ else } C$

3 $C \rightarrow \text{outros}$

Continuação da solução

A gramática é ambígua e assim, não pode ser SLR. Vamos usá-la assim mesmo para analisar a sentença: **if if outros else outros \$**

	if	else	outros	\$	C
1	s3		s4		g2
2				a	
3	s3		s4		g5
4		r(3)		r(3)	
5		r(1) s6		r(1)	
6	s3		s4		g7
7		r(2)		r(2)	

Optando por deslocar em detrimento de reduzir.

$0 S' \rightarrow C \$$

$1 C \rightarrow \text{if } C$

$2 C \rightarrow \text{if } C \text{ else } C$

$3 C \rightarrow \text{outros}$

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	if if outr else outr \$	s3
$S'_1 \text{ if}_3$	if outr else outr \$	s3
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3$	outr else outr \$	s4
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3 \text{ outr}_4$	else outr \$	r(3)
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3 C_5$	else outr \$	s6
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3 C_5 \text{ else}_6$	outr \$	s4
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3 C_5 \text{ else}_6 \text{ outr}_4$	\$	r(3)
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3 C_5 \text{ else}_6 C_7$	\$	

Continuação da solução

A gramática é ambígua e assim, não pode ser SLR. Vamos usá-la assim mesmo para analisar a sentença: **if if outros else outros \$**

	if	else	outros	\$	C
1	s3		s4		g2
2				a	
3	s3		s4		g5
4		r(3)		r(3)	
5		r(1) s6		r(1)	
6	s3		s4		g7
7		r(2)		r(2)	

Optando por deslocar em detrimento de reduzir.

0 $S' \rightarrow C \$$

1 $C \rightarrow \text{if } C$

2 $C \rightarrow \text{if } C \text{ else } C$

3 $C \rightarrow \text{outros}$

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	if if outr else outr \$	s3
$S'_1 \text{ if}_3$	if outr else outr \$	s3
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3$	outr else outr \$	s4
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3 \text{ outr}_4$	else outr \$	r(3)
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3 C_5$	else outr \$	s6
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3 C_5 \text{ else}_6$	outr \$	s4
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3 C_5 \text{ else}_6 \text{ outr}_4$	\$	r(3)
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3 C_5 \text{ else}_6 C_7$	\$	r(2)
$S'_1 \text{ if}_3 C_5$	\$	

Continuação da solução

A gramática é ambígua e assim, não pode ser SLR. Vamos usá-la assim mesmo para analisar a sentença: **if if outros else outros \$**

	if	else	outros	\$	C
1	s3		s4		g2
2				a	
3	s3		s4		g5
4		r(3)		r(3)	
5		r(1) s6		r(1)	
6	s3		s4		g7
7		r(2)		r(2)	

Optando por deslocar em detrimento de reduzir.

0 $S' \rightarrow C \$$

1 $C \rightarrow \text{if } C$

2 $C \rightarrow \text{if } C \text{ else } C$

3 $C \rightarrow \text{outros}$

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	if if outr else outr \$	s3
$S'_1 \text{ if}_3$	if outr else outr \$	s3
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3$	outr else outr \$	s4
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3 \text{ outr}_4$	else outr \$	r(3)
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3 C_5$	else outr \$	s6
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3 C_5 \text{ else}_6$	outr \$	s4
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3 C_5 \text{ else}_6 \text{ outr}_4$	\$	r(3)
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3 C_5 \text{ else}_6 C_7$	\$	r(2)
$S'_1 \text{ if}_3 C_5$	\$	r(1)
$S'_1 C_2$	\$	

Continuação da solução

A gramática é ambígua e assim, não pode ser SLR. Vamos usá-la assim mesmo para analisar a sentença: **if if outros else outros \$**

	if	else	outros	\$	C
1	s3		s4		g2
2				a	
3	s3		s4		g5
4		r(3)		r(3)	
5		r(1) s6		r(1)	
6	s3		s4		g7
7		r(2)		r(2)	

Optando por deslocar em detrimento de reduzir.

$0 S' \rightarrow C \$$

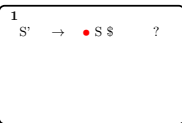
$1 C \rightarrow \text{if } C$

$2 C \rightarrow \text{if } C \text{ else } C$

$3 C \rightarrow \text{outros}$

Pilha	Entrada	Ação
S'_1	if if outr else outr \$	s3
$S'_1 \text{ if}_3$	if outr else outr \$	s3
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3$	outr else outr \$	s4
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3 \text{ outr}_4$	else outr \$	r(3)
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3 C_5$	else outr \$	s6
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3 C_5 \text{ else}_6$	outr \$	s4
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3 C_5 \text{ else}_6 \text{ outr}_4$	\$	r(3)
$S'_1 \text{ if}_3 \text{ if}_3 C_5 \text{ else}_6 C_7$	\$	r(2)
$S'_1 \text{ if}_3 C_5$	\$	r(1)
$S'_1 C_2$	\$	aceita

Parser LR(1)



$$0 \ S' \rightarrow S \$$$

$$1 \ S \rightarrow V = E$$

$$2 \ S \rightarrow E$$

$$3 \ E \rightarrow V$$

$$4 \ V \rightarrow \mathbf{x}$$

$$5 \ V \rightarrow * E$$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$ no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$, para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

Parser LR(1)

1					
S'	\rightarrow	$\bullet S \$$	$?$		
S	\rightarrow	$\bullet V = E$	$\$$		
S	\rightarrow	$\bullet E$	$\$$		

$$0 S' \rightarrow S \$$$

$$1 S \rightarrow V = E$$

$$2 S \rightarrow E$$

$$3 E \rightarrow V$$

$$4 V \rightarrow x$$

$$5 V \rightarrow * E$$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$
 no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$,
 para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

Parser LR(1)

1					
S'	\rightarrow	$\bullet S \$$	$?$		
S	\rightarrow	$\bullet V = E$	$\$$		
S	\rightarrow	$\bullet E$	$\$$		
E	\rightarrow	$\bullet V$	$\$$		

$$0 S' \rightarrow S \$$$

$$1 S \rightarrow V = E$$

$$2 S \rightarrow E$$

$$3 E \rightarrow V$$

$$4 V \rightarrow \mathbf{x}$$

$$5 V \rightarrow * E$$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X \beta, z)$
 no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$,
 para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

Parser LR(1)

1					
S'	\rightarrow	\bullet	$S \$$	$?$	
S	\rightarrow	\bullet	$V = E$	$\$$	
S	\rightarrow	\bullet	E	$\$$	
E	\rightarrow	\bullet	V	$\$$	
V	\rightarrow	\bullet	x	$=$	
V	\rightarrow	\bullet	$* E$	$=$	

$$0 S' \rightarrow S \$$$

$$1 S \rightarrow V = E$$

$$2 S \rightarrow E$$

$$3 E \rightarrow V$$

$$4 V \rightarrow x$$

$$5 V \rightarrow * E$$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$
 no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$,
 para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

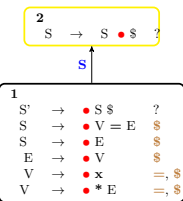
Parser LR(1)

1				
S'	\rightarrow	$\bullet S \$$	$?$	
S	\rightarrow	$\bullet V = E$	$\$$	
S	\rightarrow	$\bullet E$	$\$$	
E	\rightarrow	$\bullet V$	$\$$	
V	\rightarrow	$\bullet x$	$=, \$$	
V	\rightarrow	$\bullet * E$	$=, \$$	

 $0 S' \rightarrow S \$$
 $1 S \rightarrow V = E$
 $2 S \rightarrow E$
 $3 E \rightarrow V$
 $4 V \rightarrow x$
 $5 V \rightarrow * E$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$
 no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$,
 para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

Parser LR(1)



$$0 S' \rightarrow S \$$$

$$1 S \rightarrow V = E$$

$$2 S \rightarrow E$$

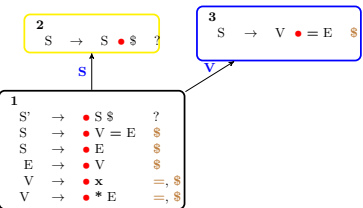
$$3 E \rightarrow V$$

$$4 V \rightarrow x$$

$$5 V \rightarrow * E$$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$
 no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$,
 para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

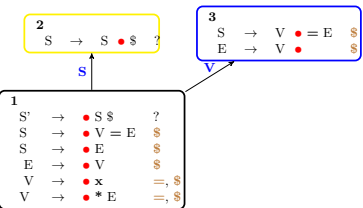
Parser LR(1)



- 0 $S' \rightarrow S \$$
- 1 $S \rightarrow V = E$
- 2 $S \rightarrow E$
- 3 $E \rightarrow V$
- 4 $V \rightarrow x$
- 5 $V \rightarrow * E$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$ no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$, para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

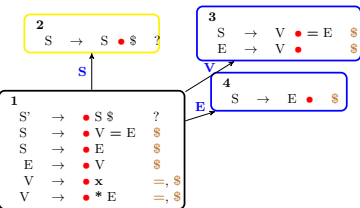
Parser LR(1)



$0 S' \rightarrow S \$$
 $1 S \rightarrow V = E$
 $2 S \rightarrow E$
 $3 E \rightarrow V$
 $4 V \rightarrow x$
 $5 V \rightarrow * E$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$ no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$, para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

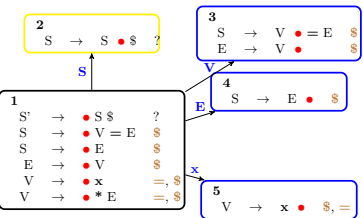
Parser LR(1)



0 $S' \rightarrow S \$$
 1 $S \rightarrow V = E$
 2 $S \rightarrow E$
 3 $E \rightarrow V$
 4 $V \rightarrow x$
 5 $V \rightarrow * E$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$ no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$, para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

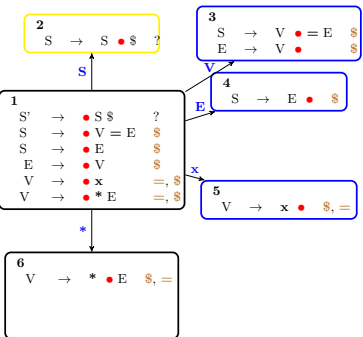
Parser LR(1)



$0 S' \rightarrow S \$$
 $1 S \rightarrow V = E$
 $2 S \rightarrow E$
 $3 E \rightarrow V$
 $4 V \rightarrow x$
 $5 V \rightarrow * E$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$ no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$, para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

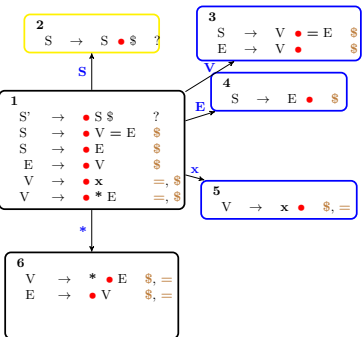
Parser LR(1)



- 0 $S' \rightarrow S \$$
- 1 $S \rightarrow V = E$
- 2 $S \rightarrow E$
- 3 $E \rightarrow V$
- 4 $V \rightarrow x$
- 5 $V \rightarrow * E$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$
 no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$,
 para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

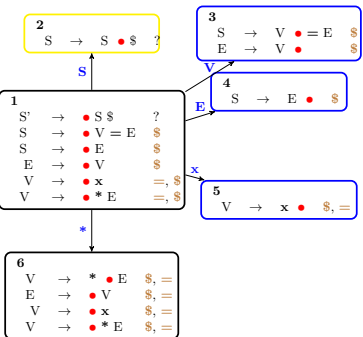
Parser LR(1)



$0 S' \rightarrow S \$$
 $1 S \rightarrow V = E$
 $2 S \rightarrow E$
 $3 E \rightarrow V$
 $4 V \rightarrow x$
 $5 V \rightarrow * E$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$
 no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$,
 para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

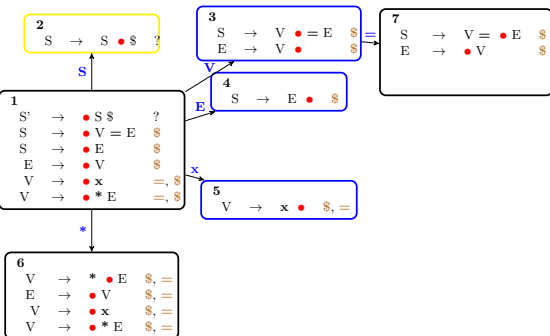
Parser LR(1)



$0 S' \rightarrow S \$$
 $1 S \rightarrow V = E$
 $2 S \rightarrow E$
 $3 E \rightarrow V$
 $4 V \rightarrow x$
 $5 V \rightarrow * E$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$
 no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$,
 para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

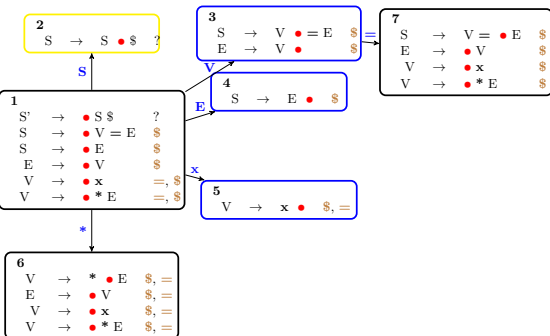
Parser LR(1)



- 0 $S' \rightarrow S \$$
- 1 $S \rightarrow V = E$
- 2 $S \rightarrow E$
- 3 $E \rightarrow V$
- 4 $V \rightarrow x$
- 5 $V \rightarrow * E$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$
 no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$,
 para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

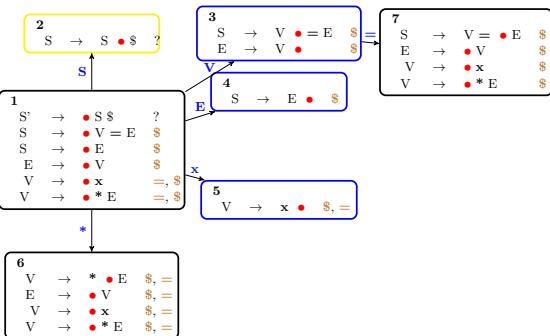
Parser LR(1)



- 0 $S' \rightarrow S \$$
- 1 $S \rightarrow V = E$
- 2 $S \rightarrow E$
- 3 $E \rightarrow V$
- 4 $V \rightarrow x$
- 5 $V \rightarrow * E$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$
 no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$,
 para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

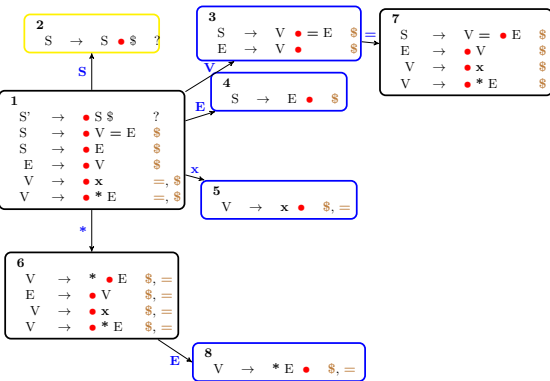
Parser LR(1)



- 0 $S' \rightarrow S \$$
- 1 $S \rightarrow V = E$
- 2 $S \rightarrow E$
- 3 $E \rightarrow V$
- 4 $V \rightarrow x$
- 5 $V \rightarrow * E$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X \beta, z)$
 no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$,
 para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

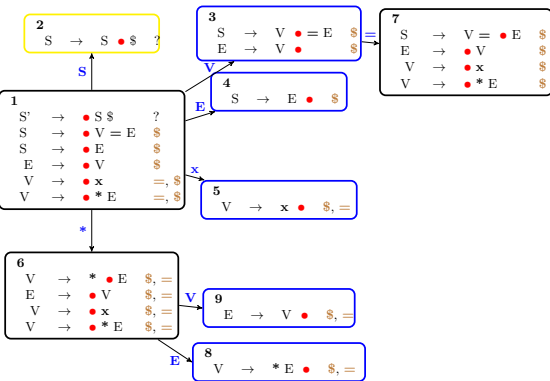
Parser LR(1)



- 0 $S' \rightarrow S \$$
- 1 $S \rightarrow V = E$
- 2 $S \rightarrow E$
- 3 $E \rightarrow V$
- 4 $V \rightarrow x$
- 5 $V \rightarrow * E$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$
 no estado, para toda produo $X \rightarrow \gamma$,
 para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

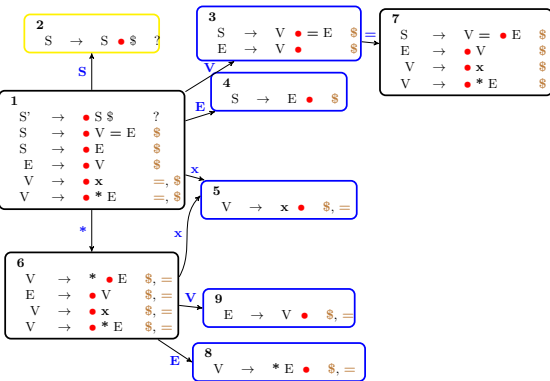
Parser LR(1)



- 0 $S' \rightarrow S \$$
- 1 $S \rightarrow V = E$
- 2 $S \rightarrow E$
- 3 $E \rightarrow V$
- 4 $V \rightarrow x$
- 5 $V \rightarrow * E$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$
 no estado, para toda produo $X \rightarrow \gamma$,
 para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

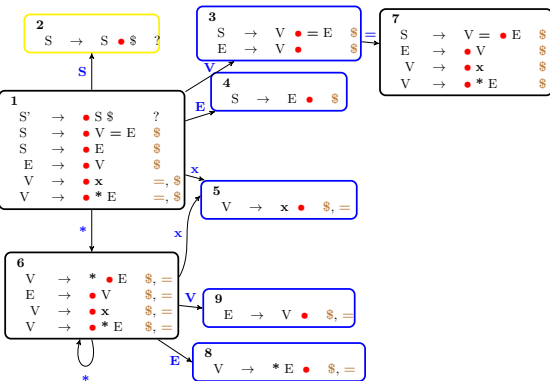
Parser LR(1)



- 0 $S' \rightarrow S \$$
- 1 $S \rightarrow V = E$
- 2 $S \rightarrow E$
- 3 $E \rightarrow V$
- 4 $V \rightarrow x$
- 5 $V \rightarrow * E$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$
 no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$,
 para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

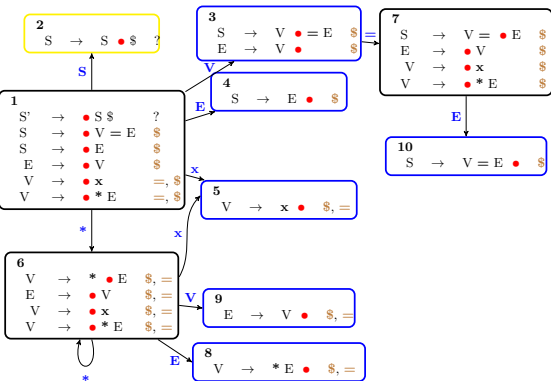
Parser LR(1)



- 0 $S' \rightarrow S \$$
- 1 $S \rightarrow V = E$
- 2 $S \rightarrow E$
- 3 $E \rightarrow V$
- 4 $V \rightarrow x$
- 5 $V \rightarrow * E$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$
 no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$,
 para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

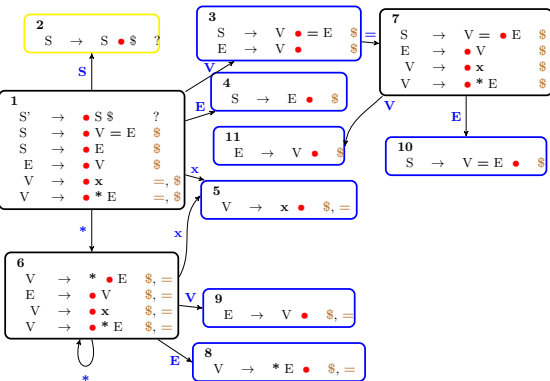
Parser LR(1)



$0 S' \rightarrow S \$$
 $1 S \rightarrow V = E$
 $2 S \rightarrow E$
 $3 E \rightarrow V$
 $4 V \rightarrow x$
 $5 V \rightarrow * E$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$ no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$, para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

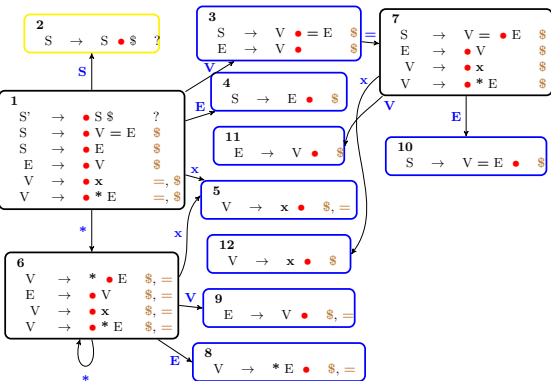
Parser LR(1)



- 0 $S' \rightarrow S \$$
- 1 $S \rightarrow V = E$
- 2 $S \rightarrow E$
- 3 $E \rightarrow V$
- 4 $V \rightarrow x$
- 5 $V \rightarrow * E$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$ no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$, para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

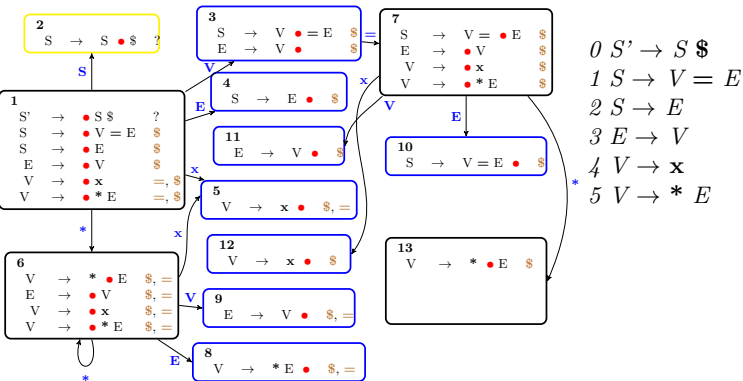
Parser LR(1)



- 0 $S' \rightarrow S \$$
- 1 $S \rightarrow V = E$
- 2 $S \rightarrow E$
- 3 $E \rightarrow V$
- 4 $V \rightarrow x$
- 5 $V \rightarrow * E$

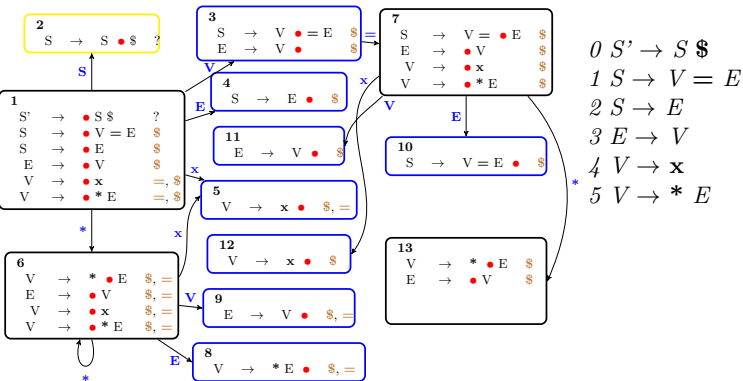
Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$ no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$, para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

Parser LR(1)



Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$
 no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$,
 para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

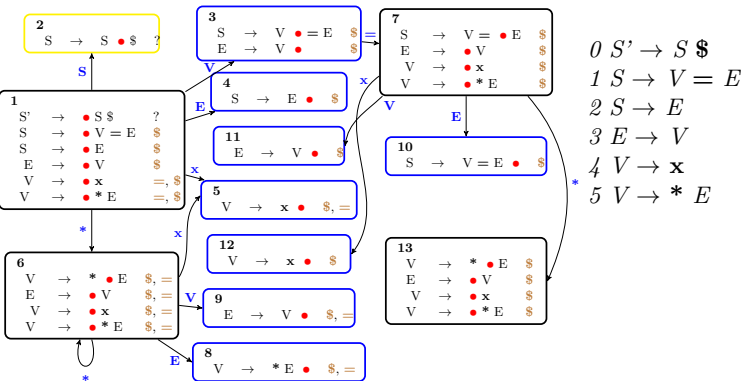
Parser LR(1)



- 0 $S' \rightarrow S \$$
- 1 $S \rightarrow V = E$
- 2 $S \rightarrow E$
- 3 $E \rightarrow V$
- 4 $V \rightarrow x$
- 5 $V \rightarrow * E$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$
 no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$,
 para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

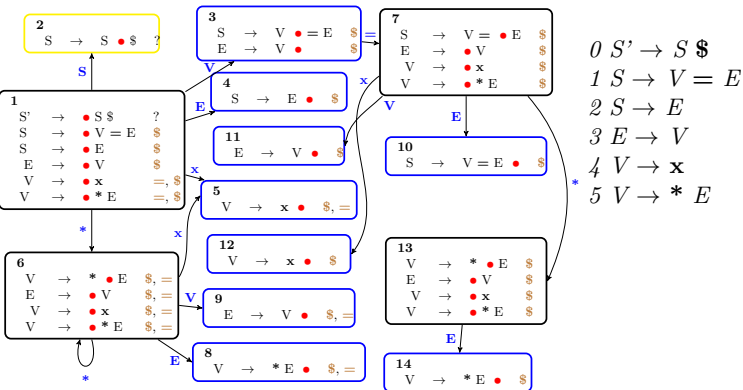
Parser LR(1)



- 0 $S' \rightarrow S \$$
- 1 $S \rightarrow V = E$
- 2 $S \rightarrow E$
- 3 $E \rightarrow V$
- 4 $V \rightarrow x$
- 5 $V \rightarrow * E$

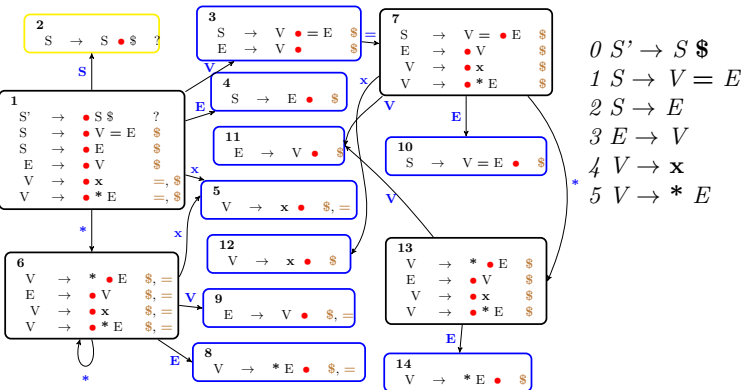
Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$ no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$, para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

Parser LR(1)



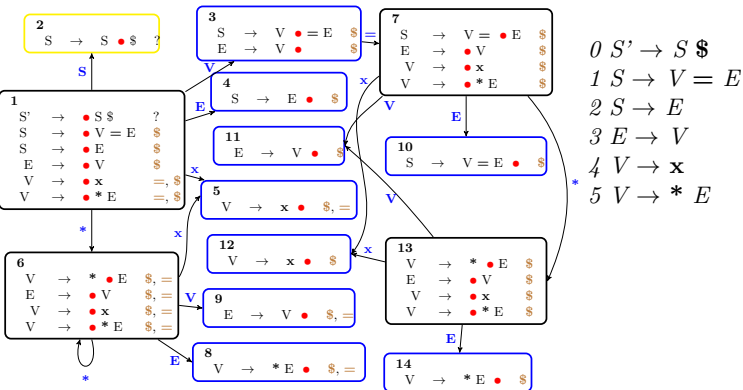
Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$ no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$, para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

Parser LR(1)



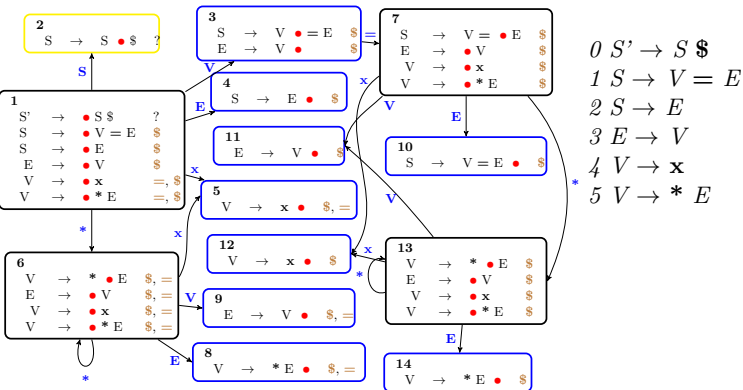
Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$
 no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$,
 para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

Parser LR(1)



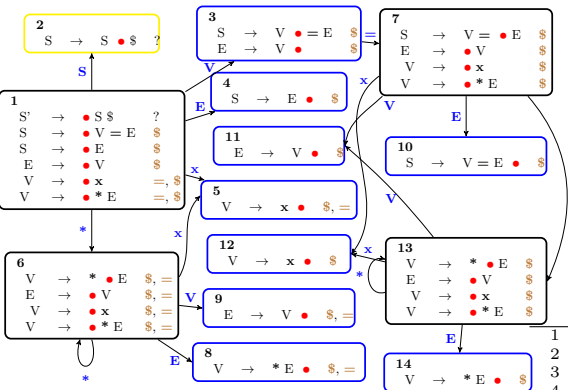
Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$
 no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$,
 para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

Parser LR(1)



Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$
 no estado, para toda produão $X \rightarrow \gamma$,
 para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

Parser LR(1)



$0 S' \rightarrow S \$$
 $1 S \rightarrow V = E$
 $2 S \rightarrow E$
 $3 E \rightarrow V$
 $4 V \rightarrow x$
 $5 V \rightarrow * E$

Para qualquer item $(A \rightarrow \alpha \cdot X \beta, z)$ no estado, para toda produção $X \rightarrow \gamma$, para todo $w \in FIRST(\beta z)$, inclua $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$ ao estado.

	x	*	=	\$	S	E	V
1	s5	s6			g2	g4	g3
2				a			
3			s7	r(3)			
4				r(2)			
5			r(4)	r(4)			
6	s5	s6				g8	g9
7	s12	s13				g10	g11
8			r(5)	r(5)			
9			r(3)	r(3)			
10				r(1)			
11				r(3)			
12				r(4)			
13	s12	s13				g14	g11
14				r(5)			

Exercício 4

Construa a tabela LR(1) para a gramática abaixo.

$$S' \rightarrow S \$$$

$$S \rightarrow A$$

$$S \rightarrow \mathbf{x} \mathbf{b}$$

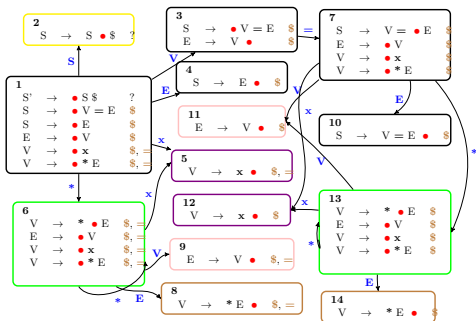
$$A \rightarrow \mathbf{a} A \mathbf{b}$$

$$A \rightarrow B$$

$$B \rightarrow \mathbf{x}$$

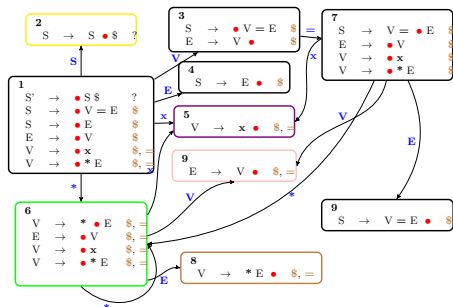
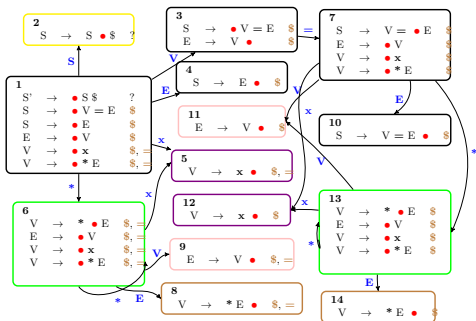
Parser LALR(1)

- Ignorando os conjuntos de *lookahead*, os estados (5 e 12), (6 e 13), (8 e 14) e (9 e 11) são iguais.
 - podemos simplificar a tabela caso isso não origine conflitos.



Parser LALR(1)

- Ignorando os conjuntos de *lookahead*, os estados (5 e 12), (6 e 13), (8 e 14) e (9 e 11) são iguais.
 - podemos simplificar a tabela caso isso não origine conflitos.



Parser LALR(1)

- Ignorando os conjuntos de *lookahead* os estados (6 e 13), (7 e 12), (8 e 11) e (10 e 14) são iguais.
 - podemos simplificar a tabela caso isso não origine conflitos.

	x	*	=	\$	S	E	V
1	s8	s6			g2	g5	g3
2				a			
3			s4	r(3)			
4	s11	s13				g9	g7
5				r(2)			
6	s8	s6				g10	g12
7				r(3)			
8			r(4)	r(4)			
9				r(1)			
10			r(5)	r(5)			
11				r(4)			
12			r(3)	r(3)			
13	s11	s13				g14	g7
14				r(5)			

	x	*	=	\$	S	E	V
1	s8	s6			g2	g5	g3
2				a			
3			s4	r(3)			
4	s8	s6				g9	g7
5				r(2)			
6	s8	s6				g10	g7
7			r(3)	r(3)			
8			r(4)	r(4)			
9				r(1)			
10			r(5)	r(5)			

Exercício 5

Construa a tabela LALR(1) para a gramática abaixo.

$$S' \rightarrow S \$$$

$$S \rightarrow A$$

$$S \rightarrow \mathbf{x} \mathbf{b}$$

$$A \rightarrow \mathbf{a} A \mathbf{b}$$

$$A \rightarrow B$$

$$B \rightarrow \mathbf{x}$$

Resolução de ambiguidade em gramáticas

$S \rightarrow \text{if } E \text{ then } S \text{ else } S$

$S \rightarrow \text{if } E \text{ then } S$

$S \rightarrow \textit{Outros}$

- Como seria a árvore sintática para o comando

`if a then if b then c1 else c2`

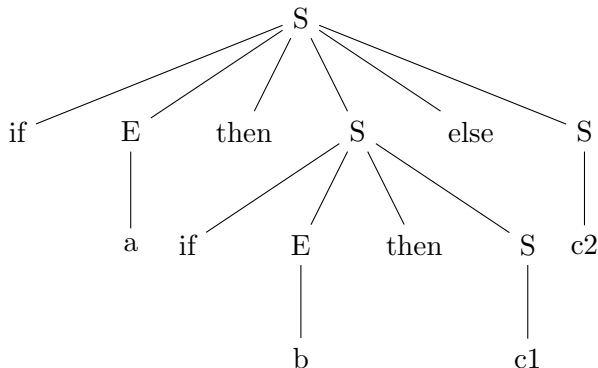
Resolução de ambiguidade em gramáticas

$$S \rightarrow \text{if } E \text{ then } S \text{ else } S$$

$$S \rightarrow \text{if } E \text{ then } S$$

$$S \rightarrow \text{Outros}$$

```
if a then { if b then c1 } else c2
```



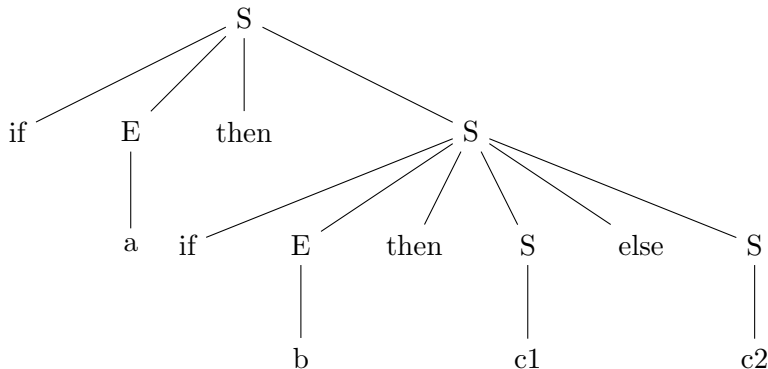
Resolução de ambiguidade em gramáticas

$$S \rightarrow \text{if } E \text{ then } S \text{ else } S$$

$$S \rightarrow \text{if } E \text{ then } S$$

$$S \rightarrow \text{Outros}$$

```
if a then { if b then c1  else c2 }
```



Conflito

- Há um conflito do tipo desloca-reduz (shift-reduce)

$S \rightarrow \text{if } E \text{ then } S \bullet \text{ else}$

$S \rightarrow \text{if } E \text{ then } S \bullet \text{ else } S \text{ qualquer}$

- Existem várias formas para tratar o conflito, uma forma:

$S \rightarrow M$

$S \rightarrow U$

$M \rightarrow \text{if } E \text{ then } M \text{ else } M$

$M \rightarrow \text{outros}$

$U \rightarrow \text{if } E \text{ then } S$

$U \rightarrow \text{if } E \text{ then } M \text{ else } U$

Conflito

 $S \rightarrow M$
 $S \rightarrow U$
 $M \rightarrow \text{if } E \text{ then } M \text{ else } M$
 $M \rightarrow \text{Outros}$
 $U \rightarrow \text{if } E \text{ then } S$
 $U \rightarrow \text{if } E \text{ then } M \text{ else } U$

```
if a then if b then c1 else c2
```

