

## 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  $\beta$  de símbolos terminais e não terminais,  $FIRST(\beta)$  é o conjunto de símbolos terminais que ocorrem no início de qualquer string derivada de  $\beta$ .
  - 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.
- ...

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

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

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

$$\begin{aligned} FIRST(Y) &= \{c\} \\ FIRST(X) &= \{a, c\} \\ FIRST(Z) &= \end{aligned}$$



# 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.
- ...

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

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

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

$$\begin{aligned} FIRST(Y) &= \{c\} \\ FIRST(X) &= \{a, c\} \\ FIRST(Z) &= \{a, c, d\} \end{aligned}$$

# 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.

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

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

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

$$\begin{aligned} FOLLOW(Z) &= \{\} \\ FOLLOW(Y) &= \{a, c, d\} \\ FOLLOW(X) &= \end{aligned}$$

# 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  $\beta$  na linha  $X$  e coluna  $t$ :
  - para cada  $t \in FIRST(\beta)$ ;
  - e se  $\beta$  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  $\beta$  na linha  $X$  e coluna  $t$ :
  - para cada  $t \in FIRST(\beta)$ ;
  - e se  $\beta$  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  $\beta$  na linha  $X$  e coluna  $t$ :
  - para cada  $t \in FIRST(\beta)$ ;
  - e se  $\beta$  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 <b>Y</b>	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  $\beta$  na linha  $X$  e coluna  $t$ :
  - para cada  $t \in FIRST(\beta)$ ;
  - e se  $\beta$  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 <b>Y</b>	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  $\beta$  na linha  $X$  e coluna  $t$ :
  - para cada  $t \in FIRST(\beta)$ ;
  - e se  $\beta$  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 <b>Y</b>	Y	Y
Y	$\epsilon$	<b><math>\epsilon</math></b> c	$\epsilon$
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  $\beta$  na linha  $X$  e coluna  $t$ :
  - para cada  $t \in FIRST(\beta)$ ;
  - e se  $\beta$  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 <b>Y</b>	Y	Y
Y	$\epsilon$	<b><math>\epsilon</math></b> c	$\epsilon$
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  $\beta$  na linha  $X$  e coluna  $t$ :
  - para cada  $t \in FIRST(\beta)$ ;
  - e se  $\beta$  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 <b>Y</b>	Y	Y
Y	$\epsilon$	<b><math>\epsilon</math> c</b>	$\epsilon$
Z	XYZ	XYZ	d <b>XYZ</b>

## 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	$\epsilon$	$\epsilon$	$\epsilon$	$\epsilon$	$\epsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$X \rightarrow \varepsilon$

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$Z \rightarrow f$

	a	b	c	d	e	f
S	XYZ		XYZ	XYZ		
X	aXb	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$	$\varepsilon$
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
  - $X \rightarrow ABC$
  - 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 $L \rightarrow S$
$S'_1 (3 L_5$	$, (x))\$$	

$$S' \rightarrow S \$$$

$$S \rightarrow ( L )$$

$$S \rightarrow x$$

$$L \rightarrow S$$

$$L \rightarrow L , S$$

- 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
  - 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
  - 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
$S'_1 (3 \ x_2$	$, (x ))\$$	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 $S \rightarrow (L)$
$S'_1 (3 \ L_5 ,8 \ S_9$	$)\$$	

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

- 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 $S \rightarrow (L)$
$S'_1 (3 L_5 ,8 S_9$	$)\$$	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
$S'_1 (3 L_5 )_7$	$\$$	

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

- 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 $S \rightarrow (L)$
$S'_1 (3 \text{ } L_5 ,8 \text{ } S_9$	$)\$$	reduz $L \rightarrow L, S$
$S'_1 (3 \text{ } L_5$	$)\$$	desloca
$S'_1 (3 \text{ } L_5 )_7$	$\$$	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
$S'_1 (3 \text{ } L_5 )7$	$\$$	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

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

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

# Parser desloca-reduz

$$S' \rightarrow S \$$$

$$S \rightarrow ( L )$$

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

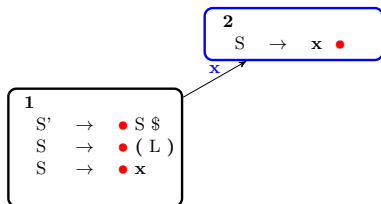
$$L \rightarrow S$$

$$L \rightarrow L , S$$

1

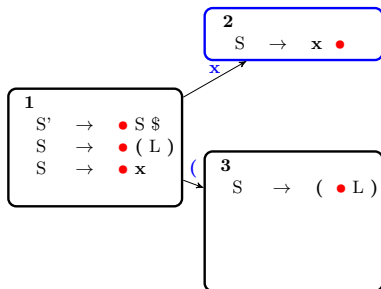
$$\begin{array}{lcl} S' & \rightarrow & \bullet S \$ \\ S & \rightarrow & \bullet ( L ) \\ S & \rightarrow & \bullet \mathbf{x} \end{array}$$

# Parser desloca-reduz



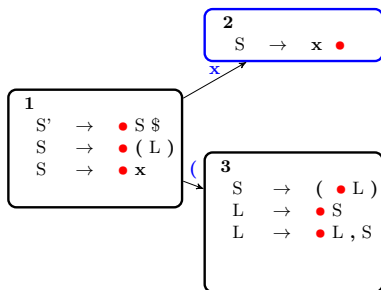
$$\begin{array}{l}
 S' \rightarrow S \$ \\
 S \rightarrow ( L ) \\
 S \rightarrow x \\
 L \rightarrow S \\
 L \rightarrow L , S
 \end{array}$$

# Parser desloca-reduz



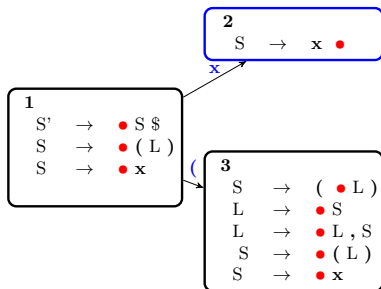
$$\begin{array}{l}
 S' \rightarrow S \$ \\
 S \rightarrow ( L ) \\
 S \rightarrow x \\
 L \rightarrow S \\
 L \rightarrow L , S
 \end{array}$$

# Parser desloca-reduz



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

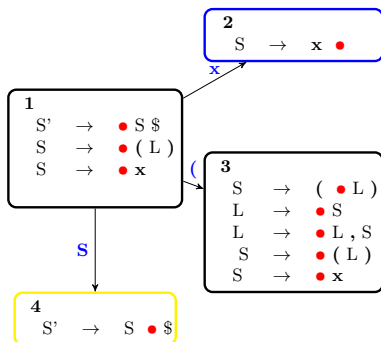
# Parser desloca-reduz



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



## Parser desloca-reduz



$$S' \rightarrow S \$$$

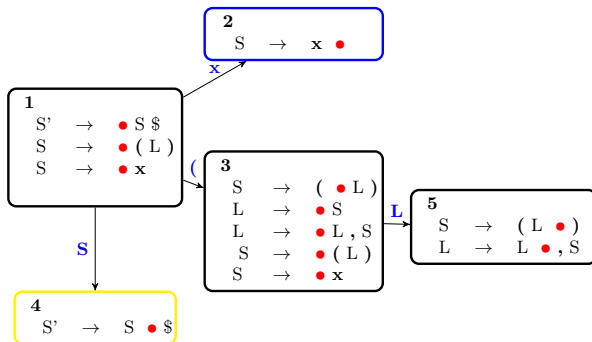
$$S \rightarrow ( L )$$

$$S \rightarrow x$$

$$L \rightarrow S$$

$$L \rightarrow L , S$$

## Parser desloca-reduz



$$S' \rightarrow S \$$$

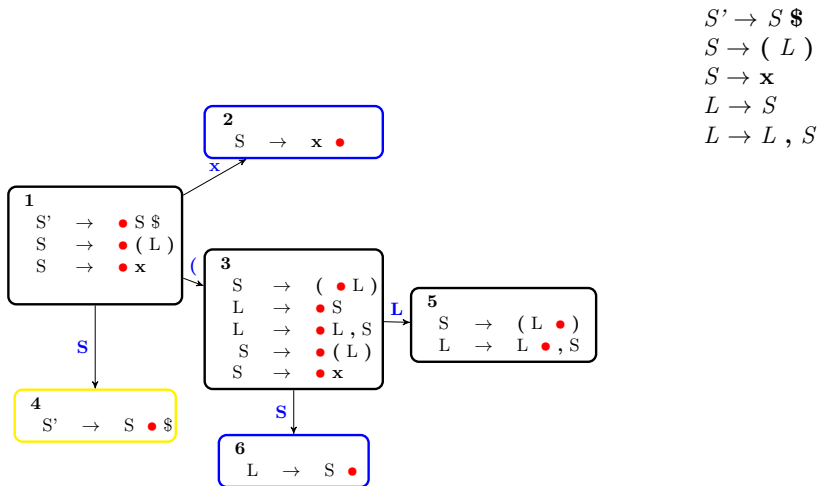
$$S \rightarrow ( L )$$

$$S \rightarrow x$$

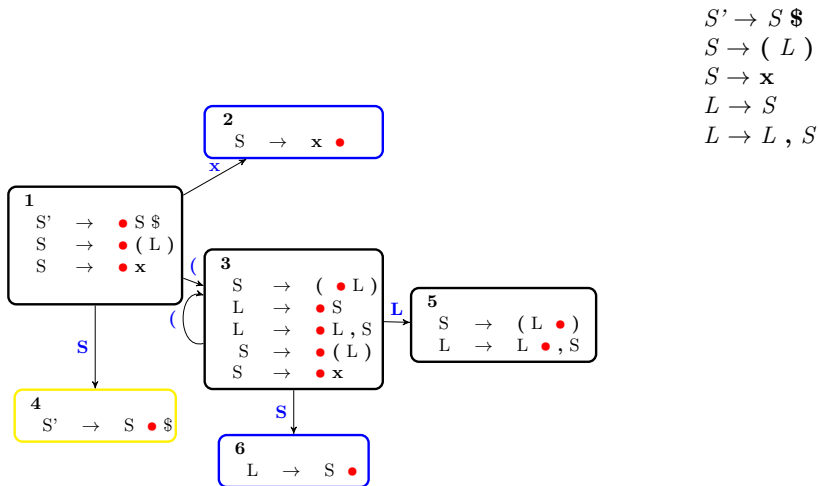
$$L \rightarrow S$$

$$L \rightarrow L , S$$

## Parser desloca-reduz



## Parser desloca-reduz



$$S' \rightarrow S \$$$

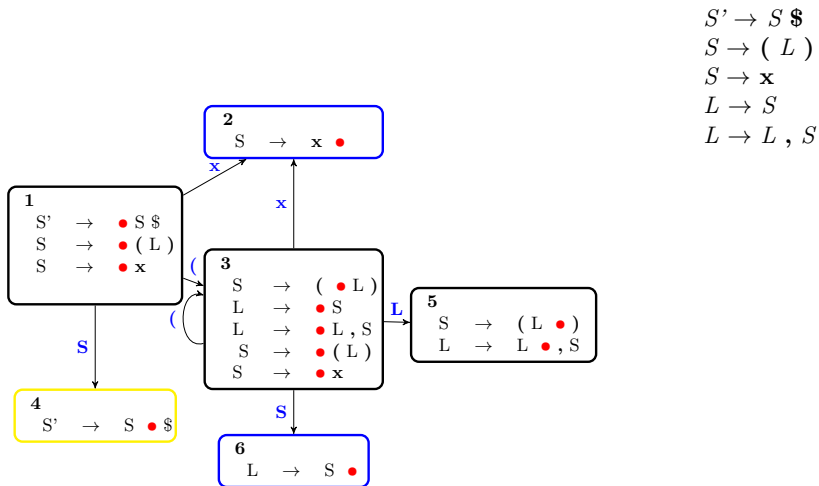
$$S \rightarrow ( L )$$

$$S \rightarrow x$$

$$L \rightarrow S$$

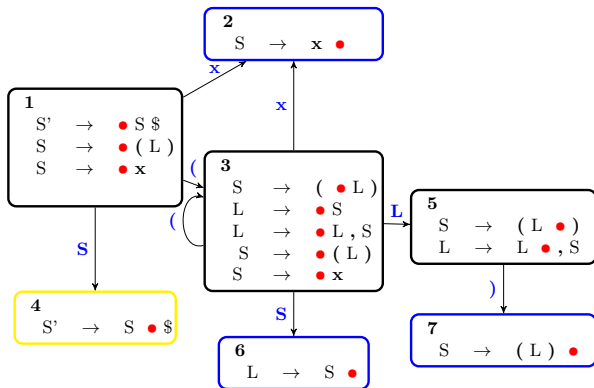
$$L \rightarrow L , S$$

# Parser desloca-reduz



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

## Parser desloca-reduz



$$S' \rightarrow S \$$$

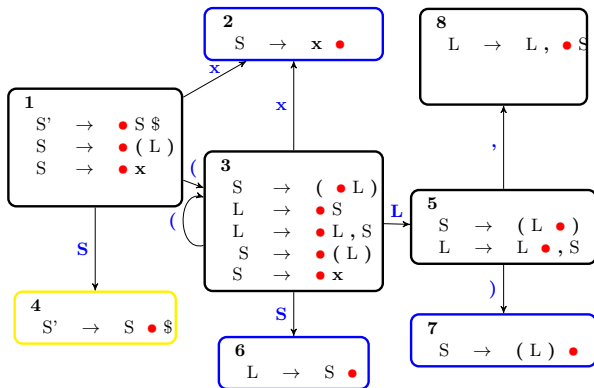
$$S \rightarrow ( L )$$

$$S \rightarrow x$$

$$L \rightarrow S$$

$$L \rightarrow L , S$$

## Parser desloca-reduz



$$S' \rightarrow S \$$$

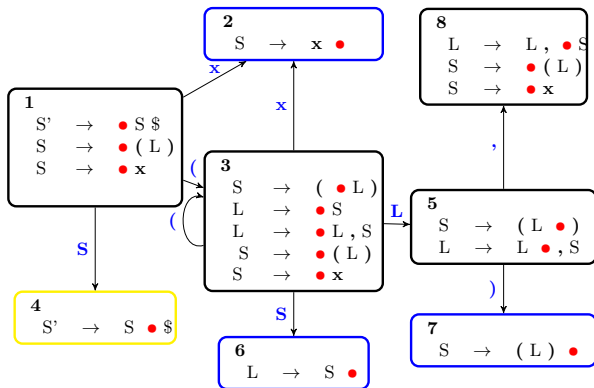
$$S \rightarrow ( L )$$

$$S \rightarrow x$$

$$L \rightarrow S$$

$$L \rightarrow L , S$$

## Parser desloca-reduz



$$S' \rightarrow S \$$$

$$S \rightarrow ( L )$$

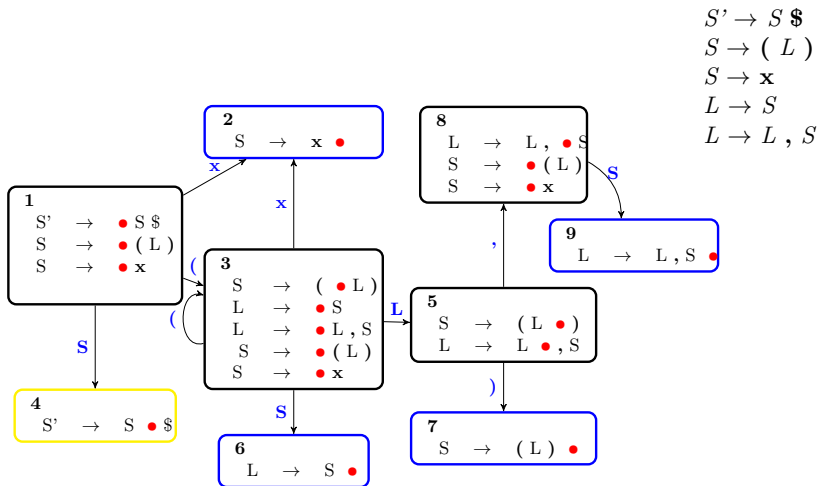
$$S \rightarrow x$$

$$L \rightarrow S$$

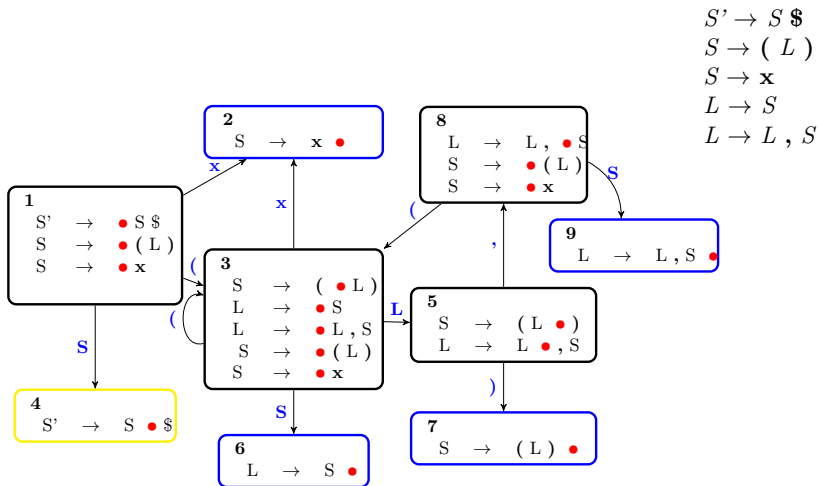
$$L \rightarrow L , S$$



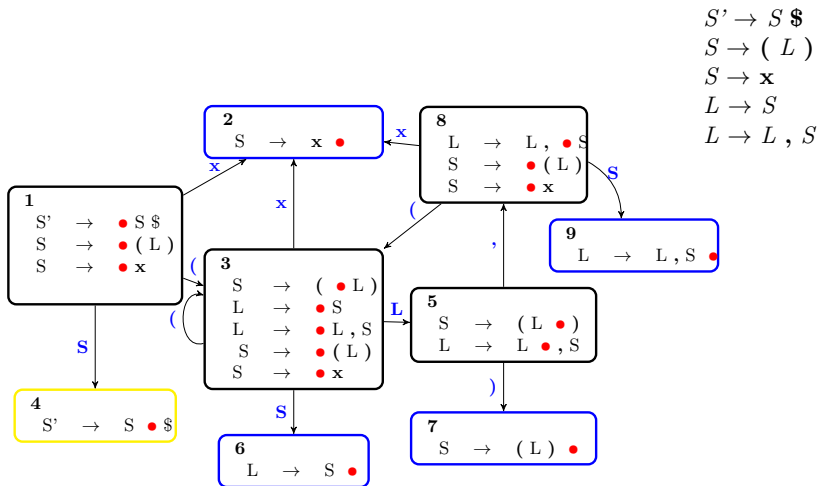
## Parser desloca-reduz



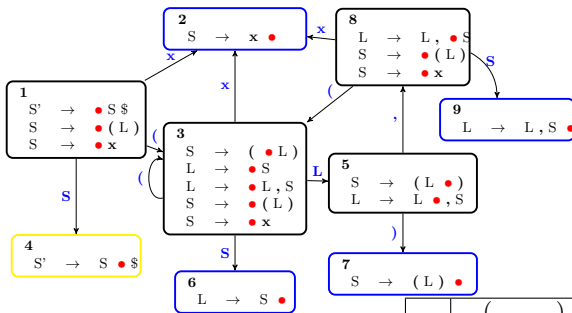
## Parser desloca-reduz



## 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			g7	g5
4					a		
5		s6		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

$$S' \rightarrow E \$$$

$$E \rightarrow E + T$$

$$E \rightarrow T$$

$$T \rightarrow - T$$

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

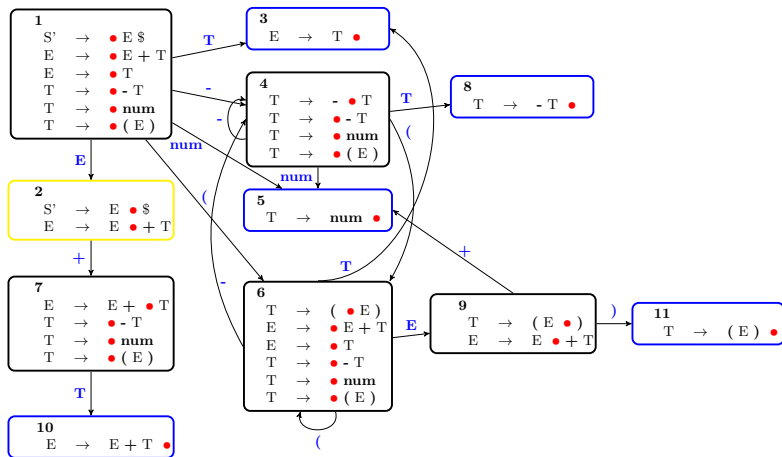
$$T \rightarrow ( E )$$

Depois, use-a para verificar se

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

pertence à linguagem gerada pela gramática.

# Solução



# Parser SLR

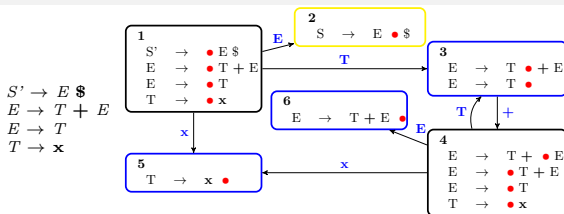


Tabela LR(0)

	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)		



# Parser SLR

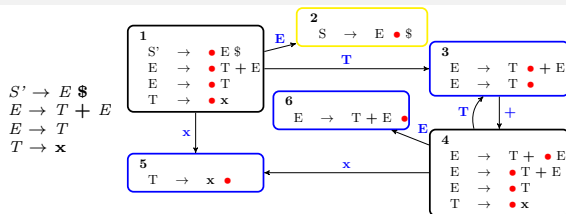


Tabela LR(0)

	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.

$$S' \rightarrow C \$$$

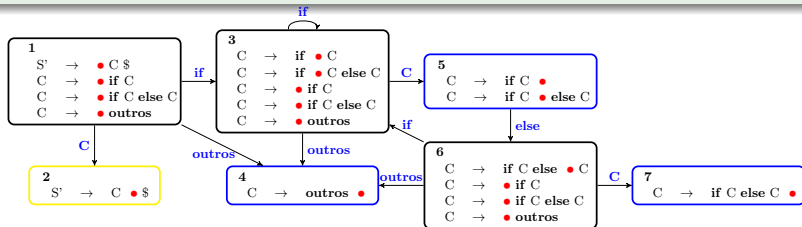
$$C \rightarrow \text{if } C$$

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

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

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

`if if outros else outros`



# Continuação da solução

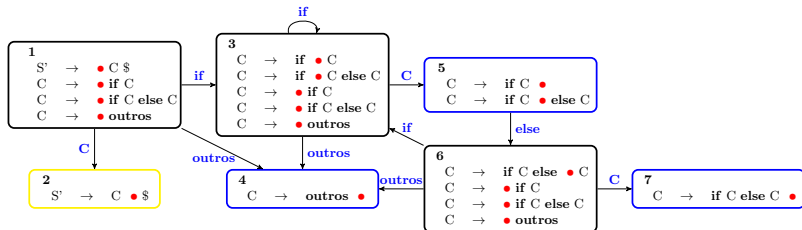


Tabela LR(0)

	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

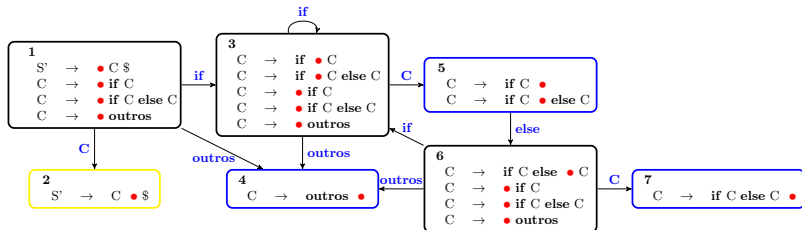


Tabela LR(0)

	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 \$	

	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.

# 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 \$	s3
$S'_1 if_3$	if outr else outr \$	

	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.

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

Optando por deslocar em detrimento de reduzir.



# 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 \$	s3
						$S'_1 if_3$	if outr else outr \$	s3
						$S'_1 if_3 if_3$	outr else outr \$	s4
						$S'_1 if_3 if_3$ <b>outr<sub>4</sub></b>	else outr \$	
1	if	else	outros	\$	C			
1	s3		s4		g2			
2				a				
3	s3		s4		g5			
4		r(3)		r(3)				
5		r(1) <b>s6</b>		r(1)				
6	s3		s4		g7			
7		r(2)		r(2)				

Optando por deslocar em detrimento de reduzir.

# 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
$S'_1 if_3 if_3$ <b>outr<sub>4</sub></b>	else outr \$	r(3)
$S'_1 if_3 if_3 C_5$	else outr \$	

# 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)		$S'_1 if_3 if_3$ <b>outr<sub>4</sub></b>	else outr \$	r(3)
5		r(1) <b>s6</b>		r(1)		$S'_1 if_3 if_3 C_5$	else outr \$	<b>s6</b>
6	s3		s4		g7	$S'_1 if_3 if_3 C_5 else_6$	outr \$	
7		r(2)		r(2)				

Optando por deslocar em detrimento de reduzir.

# 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 <sub>3</sub>	if outr else outr \$	s3
3	s3		s4		g5	$S'_1$ if <sub>3</sub> if <sub>3</sub>	outr else outr \$	s4
4		r(3)		r(3)		$S'_1$ if <sub>3</sub> if <sub>3</sub> <b>outr<sub>4</sub></b>	else outr \$	r(3)
5		r(1) <b>s6</b>		r(1)		$S'_1$ if <sub>3</sub> if <sub>3</sub> C <sub>5</sub>	else outr \$	<b>s6</b>
6	s3		s4		g7	$S'_1$ if <sub>3</sub> if <sub>3</sub> C <sub>5</sub> else <sub>6</sub>	outr \$	s4
7		r(2)		r(2)		$S'_1$ if <sub>3</sub> if <sub>3</sub> C <sub>5</sub> else <sub>6</sub> <b>outr<sub>4</sub></b>	\$	

Optando por deslocar em detrimento de reduzir.

# 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 <sub>3</sub>	if outr else outr \$	s3
3	s3		s4		g5	$S'_1$ if <sub>3</sub> if <sub>3</sub>	outr else outr \$	s4
4		r(3)		r(3)		$S'_1$ if <sub>3</sub> if <sub>3</sub> <b>outr<sub>4</sub></b>	else outr \$	r(3)
5		r(1) <b>s6</b>		r(1)		$S'_1$ if <sub>3</sub> if <sub>3</sub> C <sub>5</sub>	else outr \$	<b>s6</b>
6	s3		s4		g7	$S'_1$ if <sub>3</sub> if <sub>3</sub> C <sub>5</sub> else <sub>6</sub>	outr \$	s4
7		r(2)		r(2)		$S'_1$ if <sub>3</sub> if <sub>3</sub> C <sub>5</sub> else <sub>6</sub> <b>outr<sub>4</sub></b>	\$	r(3)
						$S'_1$ if <sub>3</sub> <b>if<sub>3</sub> C<sub>5</sub> else<sub>6</sub> C<sub>7</sub></b>	\$	

Optando por deslocar em detrimento de reduzir.

# 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) <b>s6</b>		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
$S'_1 if_3 if_3$ <b>outr<sub>4</sub></b>	else outr \$	r(3)
$S'_1 if_3 if_3 C_5$	else outr \$	<b>s6</b>
$S'_1 if_3 if_3 C_5 else_6$	outr \$	s4
$S'_1 if_3 if_3 C_5 else_6$ <b>outr<sub>4</sub></b>	\$	r(3)
$S'_1 if_3$ <b>if<sub>3</sub> C<sub>5</sub> else<sub>6</sub> C<sub>7</sub></b>	\$	r(2)
$S'_1$ <b>if<sub>3</sub> C<sub>5</sub></b>	\$	

# 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) <b>s6</b>		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 <sub>3</sub>	if outr else outr \$	s3
$S'_1$ if <sub>3</sub> if <sub>3</sub>	outr else outr \$	s4
$S'_1$ if <sub>3</sub> if <sub>3</sub> <b>outr<sub>4</sub></b>	else outr \$	r(3)
$S'_1$ if <sub>3</sub> if <sub>3</sub> C <sub>5</sub>	else outr \$	<b>s6</b>
$S'_1$ if <sub>3</sub> if <sub>3</sub> C <sub>5</sub> else <sub>6</sub>	outr \$	s4
$S'_1$ if <sub>3</sub> if <sub>3</sub> C <sub>5</sub> else <sub>6</sub> <b>outr<sub>4</sub></b>	\$	r(3)
$S'_1$ if <sub>3</sub> <b>if<sub>3</sub> C<sub>5</sub> else<sub>6</sub> C<sub>7</sub></b>	\$	r(2)
$S'_1$ <b>if<sub>3</sub> C<sub>5</sub></b>	\$	r(1)
$S'_1$ C <sub>2</sub>	\$	

# 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 \$**

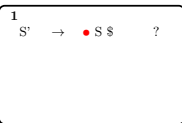
	if	else	outros	\$	C
1	s3		s4		g2
2				a	
3	s3		s4		g5
4		r(3)		r(3)	
5		r(1) <b>s6</b>		r(1)	
6	s3		s4		g7
7		r(2)		r(2)	

Optando por deslocar em detrimento de reduzir.

Pilha	Entrada	Ação
$S'_1$	if if outr else outr \$	s3
$S'_1$ if <sub>3</sub>	if outr else outr \$	s3
$S'_1$ if <sub>3</sub> if <sub>3</sub>	outr else outr \$	s4
$S'_1$ if <sub>3</sub> if <sub>3</sub> <b>outr<sub>4</sub></b>	else outr \$	r(3)
$S'_1$ if <sub>3</sub> if <sub>3</sub> C <sub>5</sub>	else outr \$	<b>s6</b>
$S'_1$ if <sub>3</sub> if <sub>3</sub> C <sub>5</sub> else <sub>6</sub>	outr \$	s4
$S'_1$ if <sub>3</sub> if <sub>3</sub> C <sub>5</sub> else <sub>6</sub> <b>outr<sub>4</sub></b>	\$	r(3)
$S'_1$ if <sub>3</sub> <b>if<sub>3</sub> C<sub>5</sub> else<sub>6</sub> C<sub>7</sub></b>	\$	r(2)
$S'_1$ <b>if<sub>3</sub> C<sub>5</sub></b>	\$	r(1)
$S'_1$ C <sub>2</sub>	\$	<b>aceita</b>



## 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)

<b>1</b>					
$S'$	$\rightarrow$	$\bullet S \$$	$?$		
$S$	$\rightarrow$	$\bullet V = E$	$\$$		
$S$	$\rightarrow$	$\bullet E$	$\$$		
$E$	$\rightarrow$	$\bullet V$	$\$$		

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

$$1 S \rightarrow V = E$$

$$2 S \rightarrow E$$

$$3 E \rightarrow V$$

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

$$5 V \rightarrow * E$$

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

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

$$1 S \rightarrow V = E$$

$$2 S \rightarrow E$$

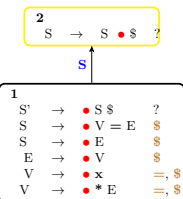
$$3 E \rightarrow V$$

$$4 V \rightarrow x$$

$$5 V \rightarrow * E$$

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)



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

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

$$2 \ S \rightarrow E$$

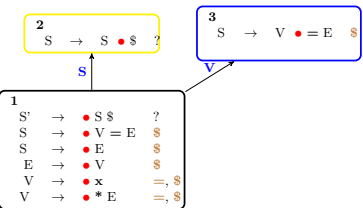
$$3 \ E \rightarrow V$$

$$4 \ V \rightarrow x$$

$$5 \ V \rightarrow * E$$

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.

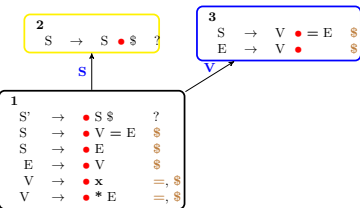
## Parser LR(1)



- 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)

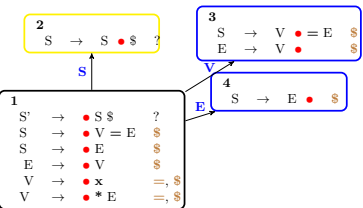


- 0  $S' \rightarrow S \$$
- 1  $S \rightarrow V = E$
- 2  $S \rightarrow E$
- 3  $E \rightarrow V$
- 4  $V \rightarrow x$
- 5  $V \rightarrow * E$

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.



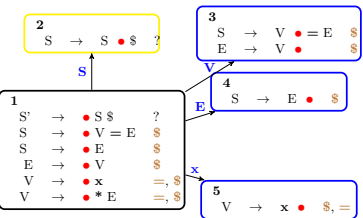
## Parser LR(1)



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

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.

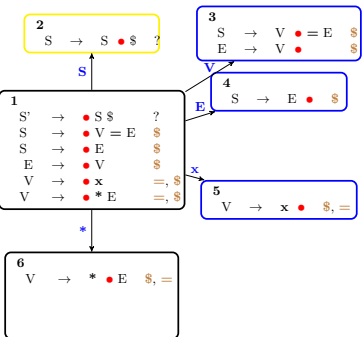
## Parser LR(1)



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

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.

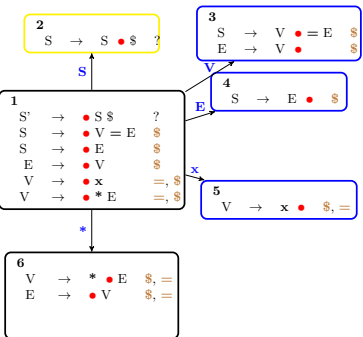
## Parser LR(1)



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

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.

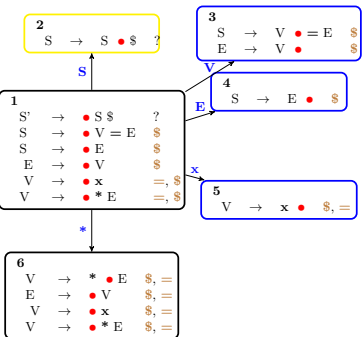
## Parser LR(1)



- 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.

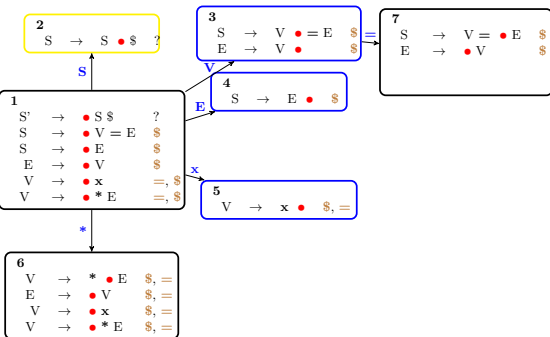
## Parser LR(1)



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

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.

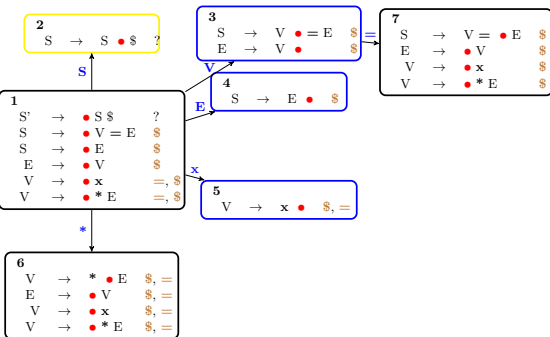
## Parser LR(1)



- 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.

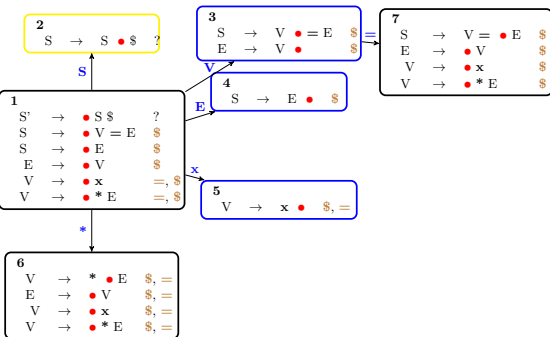
## Parser LR(1)



- 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)

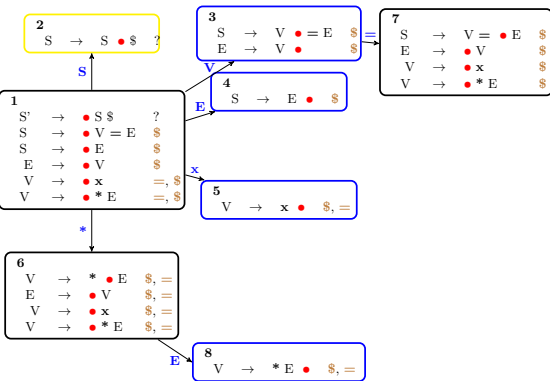


- 0  $S' \rightarrow S \$$
- 1  $S \rightarrow V = E$
- 2  $S \rightarrow E$
- 3  $E \rightarrow V$
- 4  $V \rightarrow x$
- 5  $V \rightarrow * E$

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.



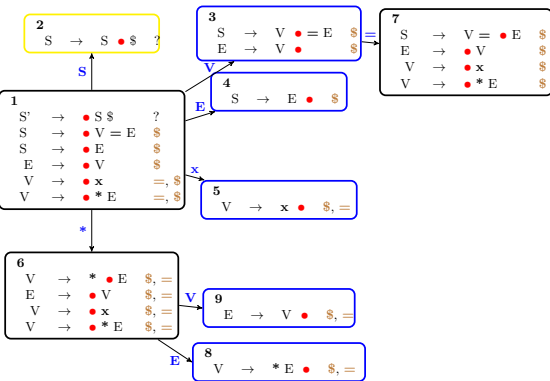
## Parser LR(1)



- 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.

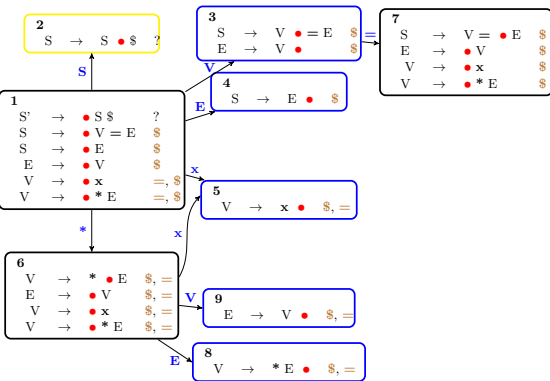
## Parser LR(1)



- 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 produção  $X \rightarrow \gamma$ ,  
 para todo  $w \in FIRST(\beta z)$ , inclua  
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$  ao estado.

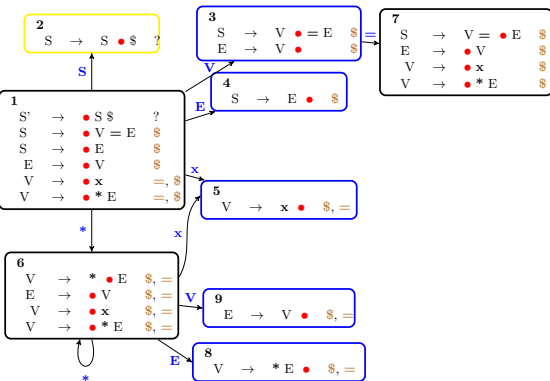
## Parser LR(1)



- 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.

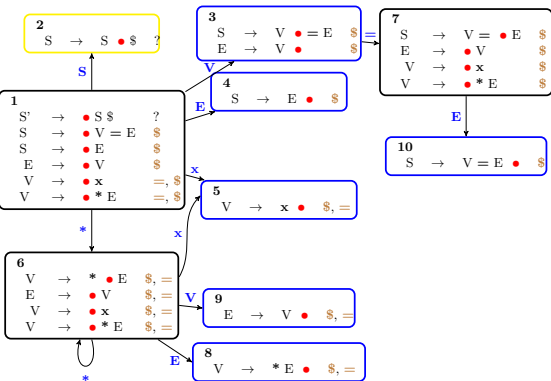
## Parser LR(1)



- 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.

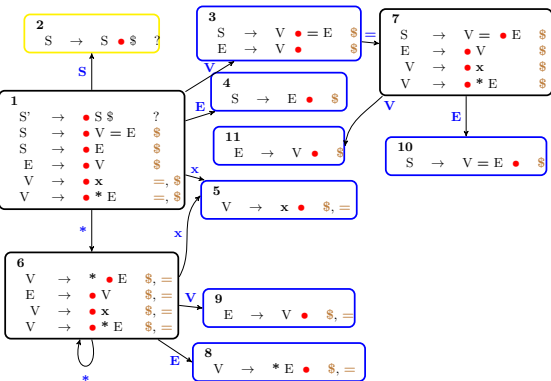
## Parser LR(1)



- 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.

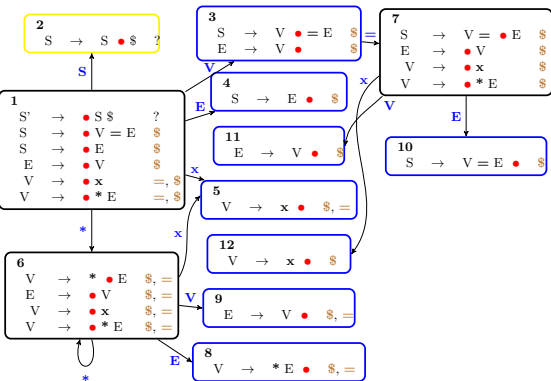
## Parser LR(1)



- 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.

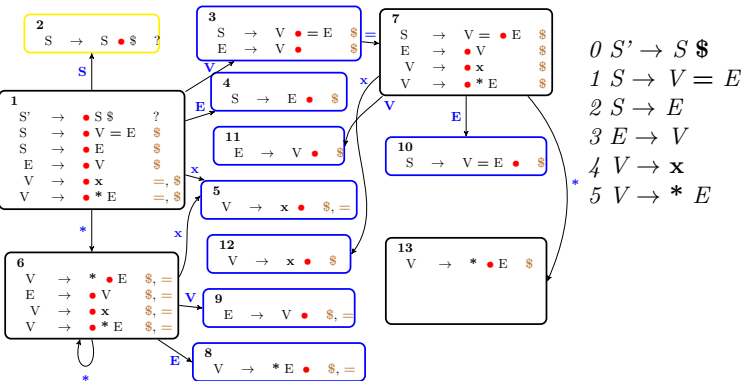
## Parser LR(1)



- 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.

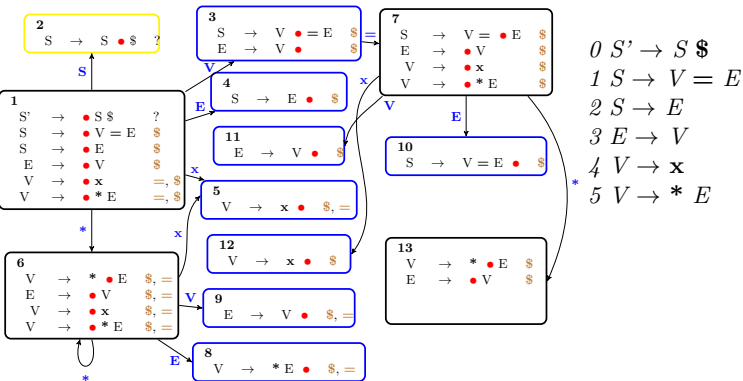
## Parser LR(1)



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.



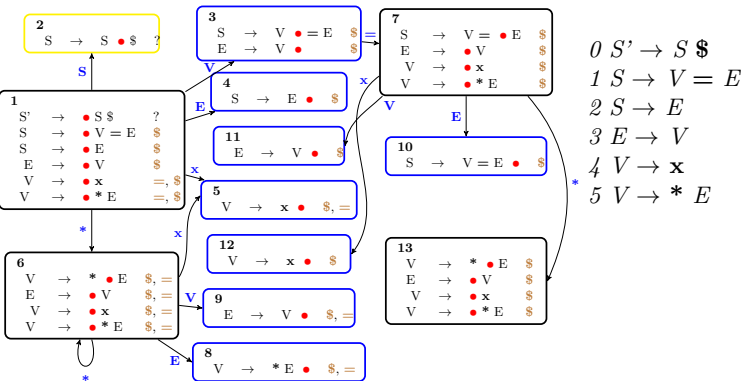
## Parser LR(1)



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

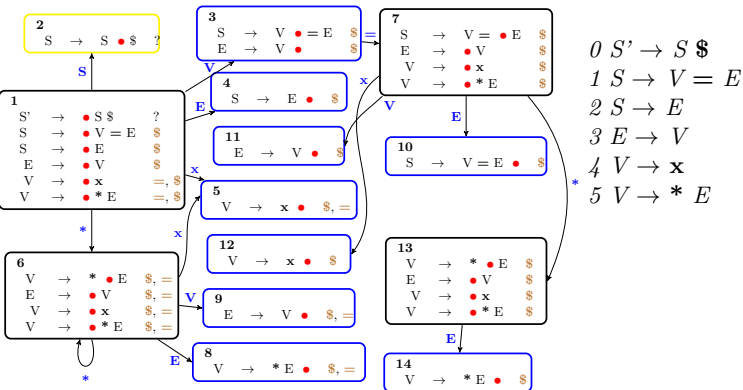
Para qualquer item  $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$   
 no estado, para toda produo  $X \rightarrow \gamma$ ,  
 para todo  $w \in FIRST(\beta z)$ , inclua  
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$  ao estado.

## Parser LR(1)



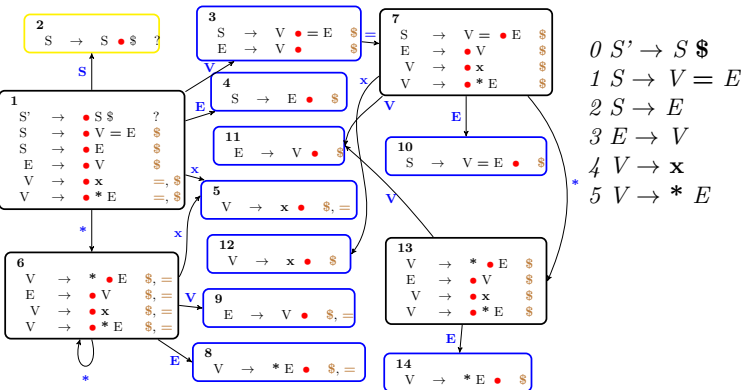
Para qualquer item  $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$   
 no estado, para toda produo  $X \rightarrow \gamma$ ,  
 para todo  $w \in FIRST(\beta z)$ , inclua  
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$  ao estado.

## Parser LR(1)



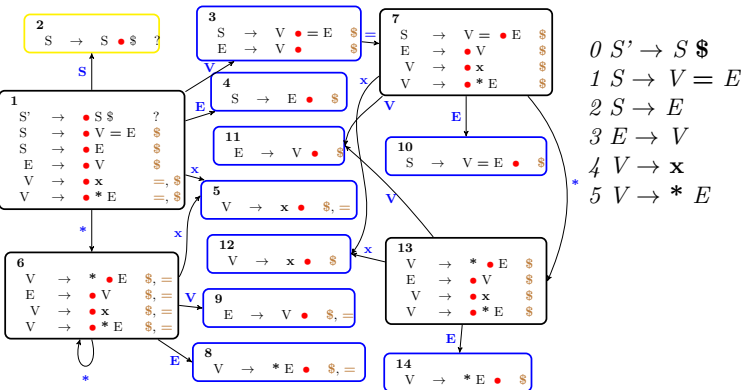
Para qualquer item  $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$   
 no estado, para toda produão  $X \rightarrow \gamma$ ,  
 para todo  $w \in FIRST(\beta z)$ , inclua  
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$  ao estado.

## Parser LR(1)



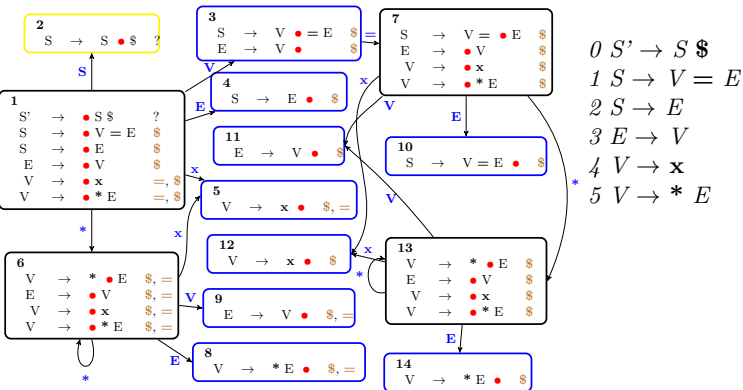
Para qualquer item  $(A \rightarrow \alpha \cdot X\beta, z)$   
 no estado, para toda produão  $X \rightarrow \gamma$ ,  
 para todo  $w \in FIRST(\beta z)$ , inclua  
 $(X \rightarrow \cdot \gamma, w)$  ao estado.

## Parser LR(1)



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.

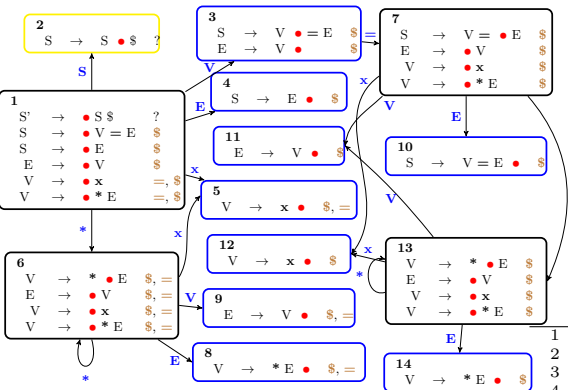
## Parser LR(1)



- 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.

## 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.

$$S' \rightarrow S \$$$

$$S \rightarrow A$$

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

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

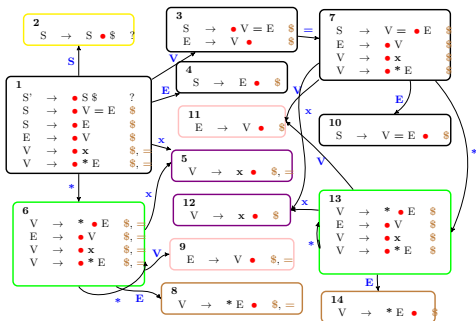
$$A \rightarrow B$$

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



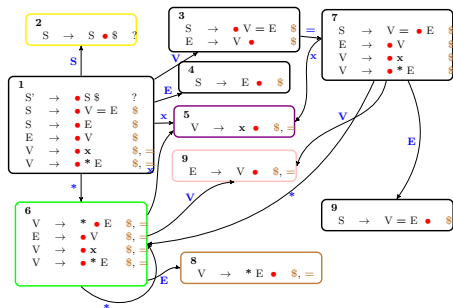
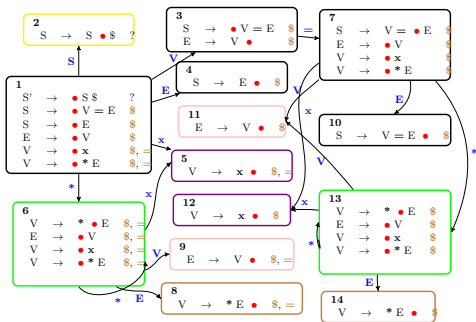
# Parser LALR(1)

- 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`

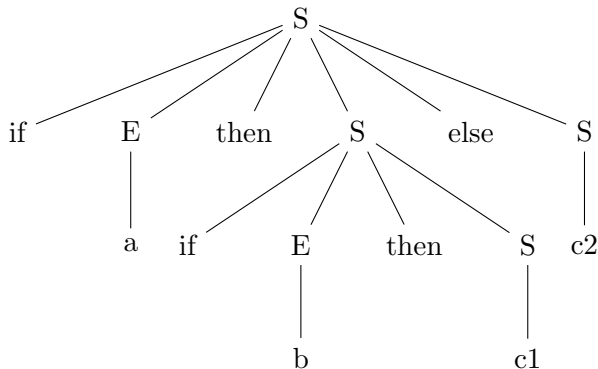
# Resolução de ambiguidade em gramáticas

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

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

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

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



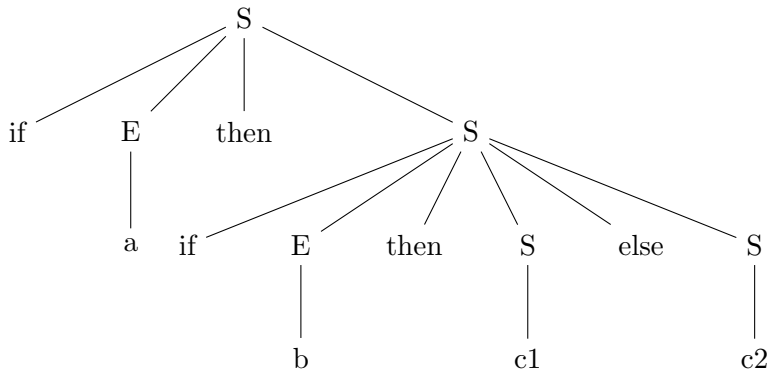
# Resolução de ambiguidade em gramáticas

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

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

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

```
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
```

