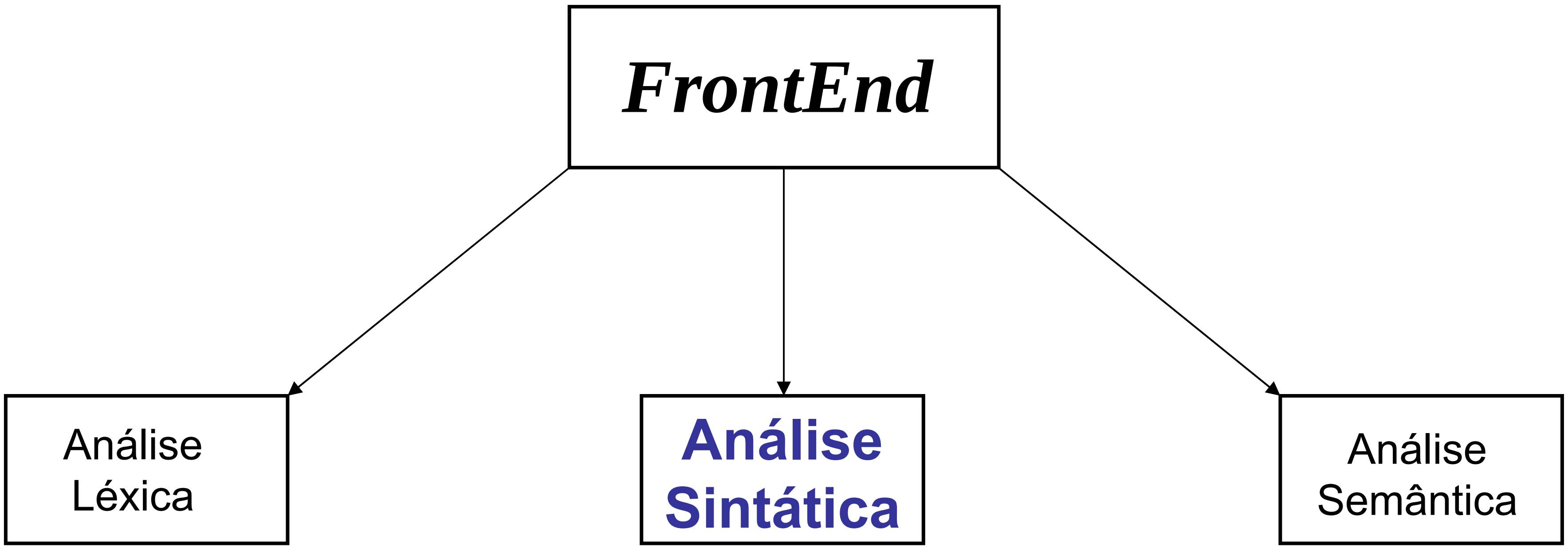
Análise Sintática


FrontEnd
Análise Léxica
Análise Sintática
Análise Semântica

Analisador Sintático (*Parser*)

- Recebe uma seqüência de tokens do analisador léxico e determina se a *string* pode ser gerada através da gramática da linguagem fonte.

- É esperado que ele reporte os erros de uma maneira inteligível

- Deve se recuperar de erros comuns, continuando a processar a entrada

Analisador Sintático (*Parser*)

- **ER**s são boas para definir a estrutura léxica de maneira declarativa.

- Será que são “poderosas” o suficiente para conseguir definir declarativamente a estrutura sintática de linguagens de programação ???

Analisador Sintático (*Parser*)

- As **ER**s devem ser capazes de expressar a sintaxe de linguagens de programação.

- E se forem dados nomes para abreviar as **ER**s?

EXPR = ab(c|d)e ➡ **EXPR** = a b **AUX** e
AUX = c | d

Analisador Sintático (*Parser*)

- Exemplo de **ER** usando abreviações:

  digits = $[0\text{-}9]^+$

  sum = (digits "+")* digits

  definem somas da forma **28+301+9**

- Como isso é implementado?
  - O analisador léxico substitui as abreviações antes de traduzir para um autômato finito
  - sum = $([0\text{-}9]^+$ "+")* $[0\text{-}9]^+$

Analisador Sintático (*Parser*)

- É possível usar a mesma idéia para definir uma linguagem para expressões que tenham parênteses balanceados?

(1+(245+2))

- Tentativa:

digits = $[0\text{-}9]^{+}$

sum = expr "+" expr

expr = "(" sum ")" | digits

Analisador Sintático (*Parser*)

digits = [0-9]$^{+}$
sum = expr “+” expr
expr = “(” sum “)” | digits

- O analisador léxico substituiria *sum* em *expr:*

  expr = “(” expr “+” expr “)” | digits

- Depois substituiria expr no próprio expr:

  expr = “(” **(** “(” expr “+” expr “)” | digits **)** “+” expr “)” | digits

- Continua tendo *expr’s* do lado direito!

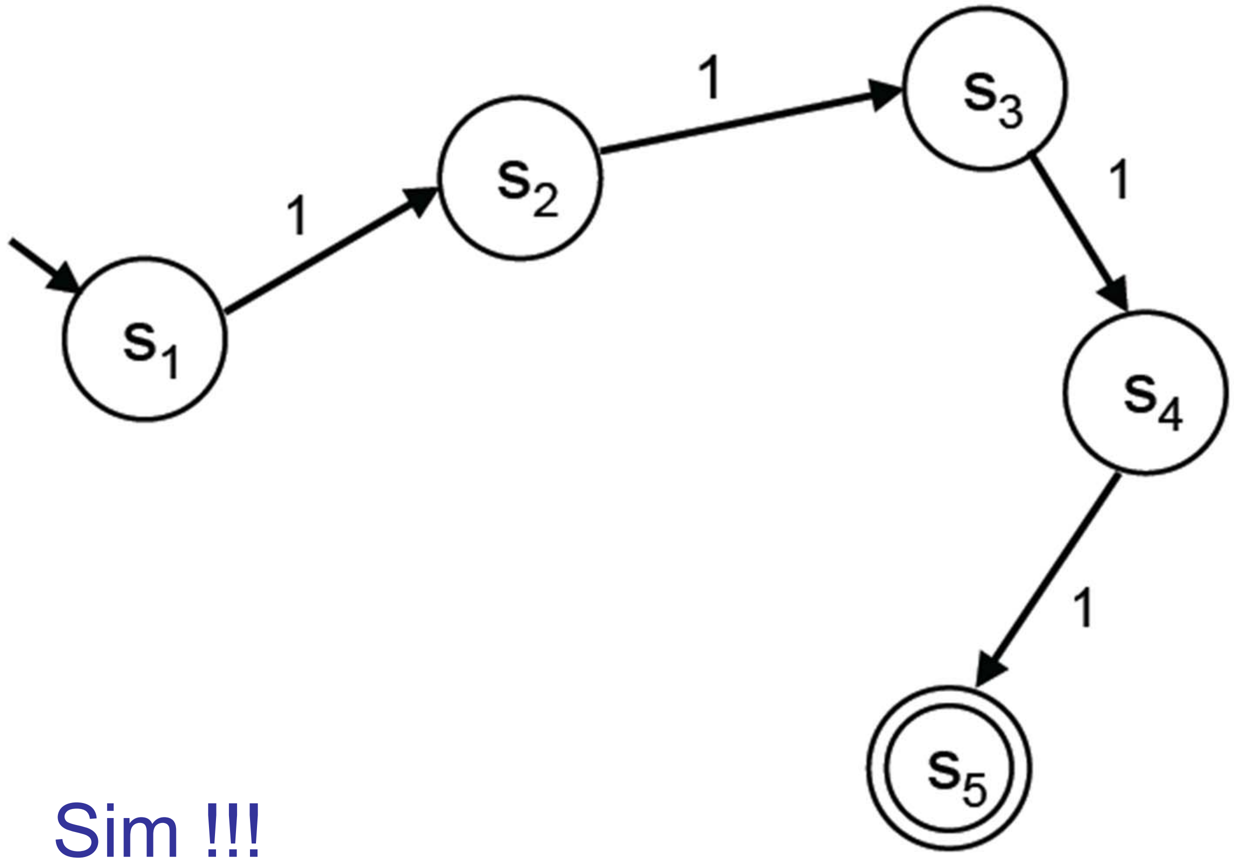
Analisador Sintático (*Parser*)

- As abreviações não acrescentam a ERs o poder de expressar recursão.

- É isso que se precisa para expressar a recursão mútua entre sum e expr e também expressar a sintaxe de linguagens de programação.

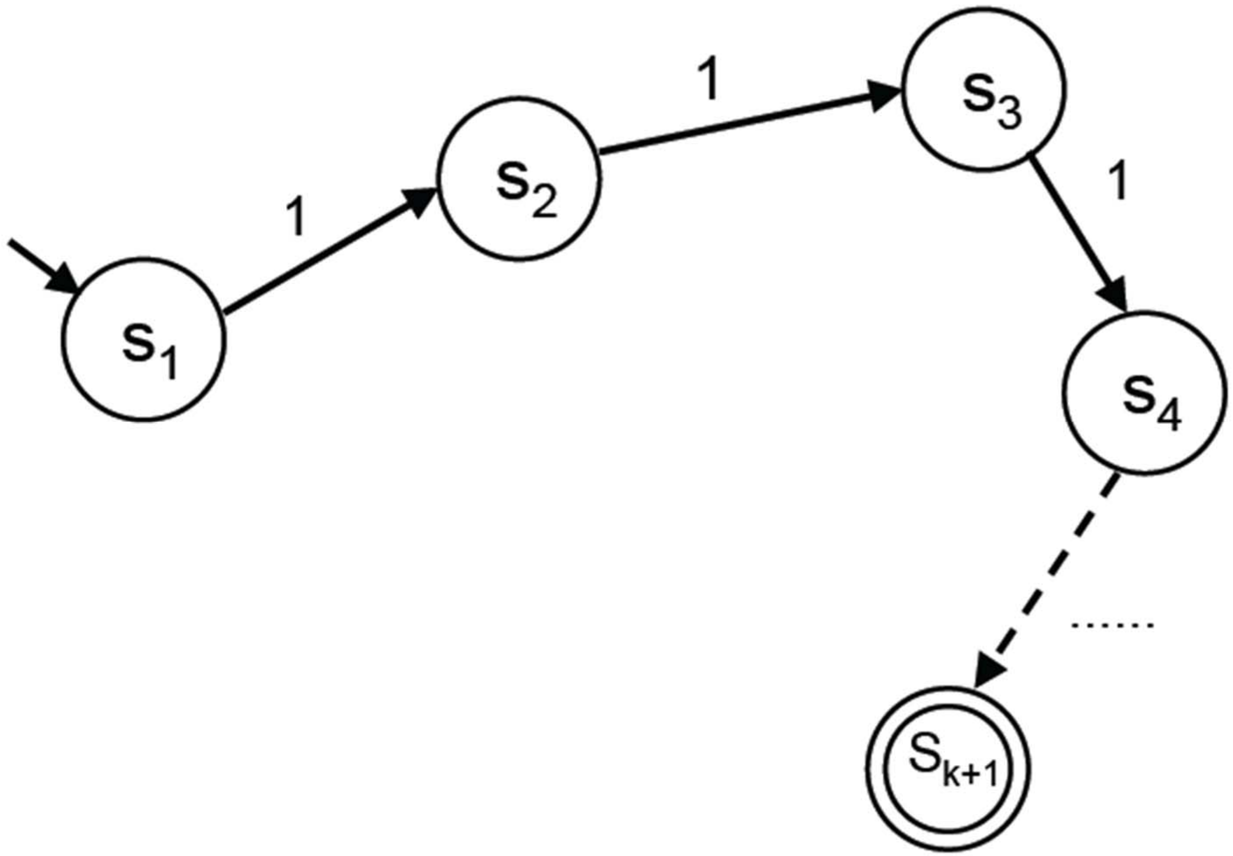
- **O que está faltando?**

É possível contar 4 “1”s com um DFA?

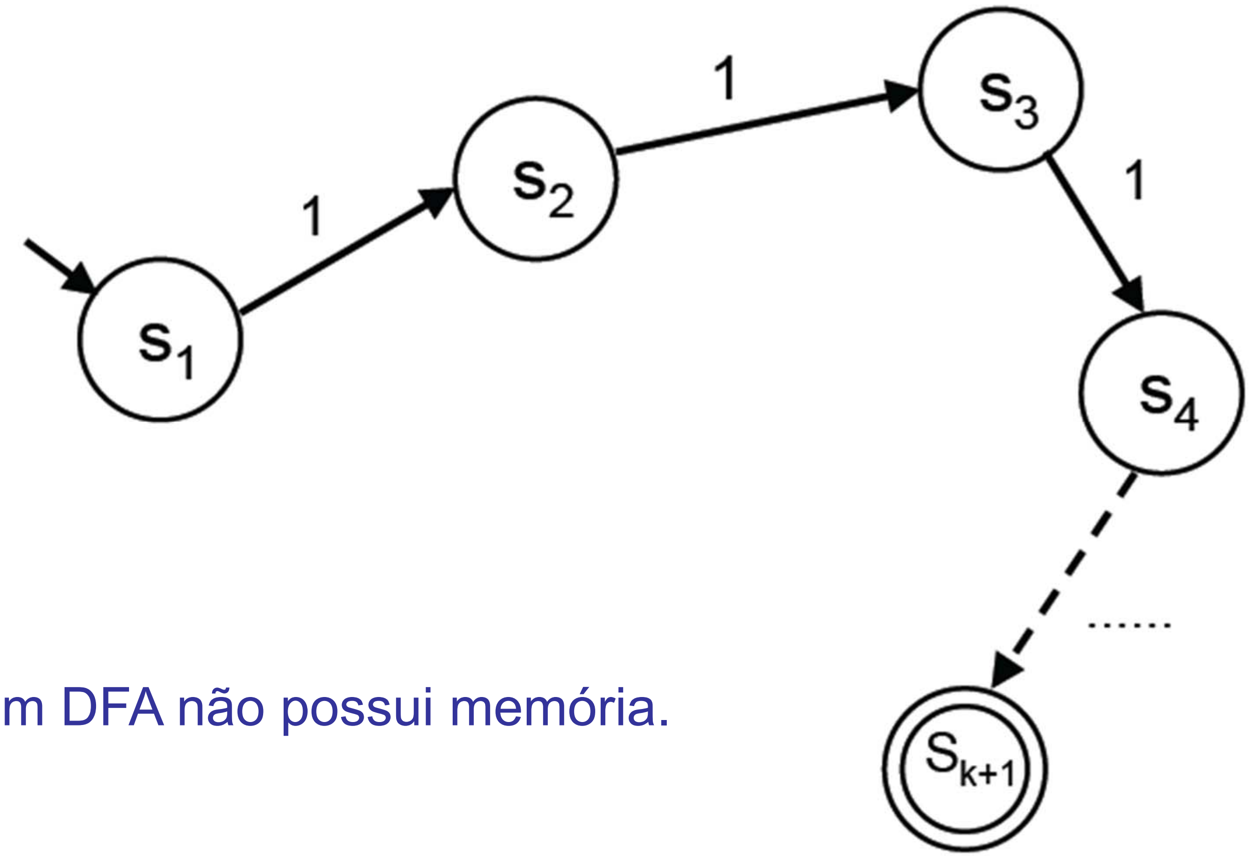


Sim !!!

É possível contar k “1”s com um DFA?

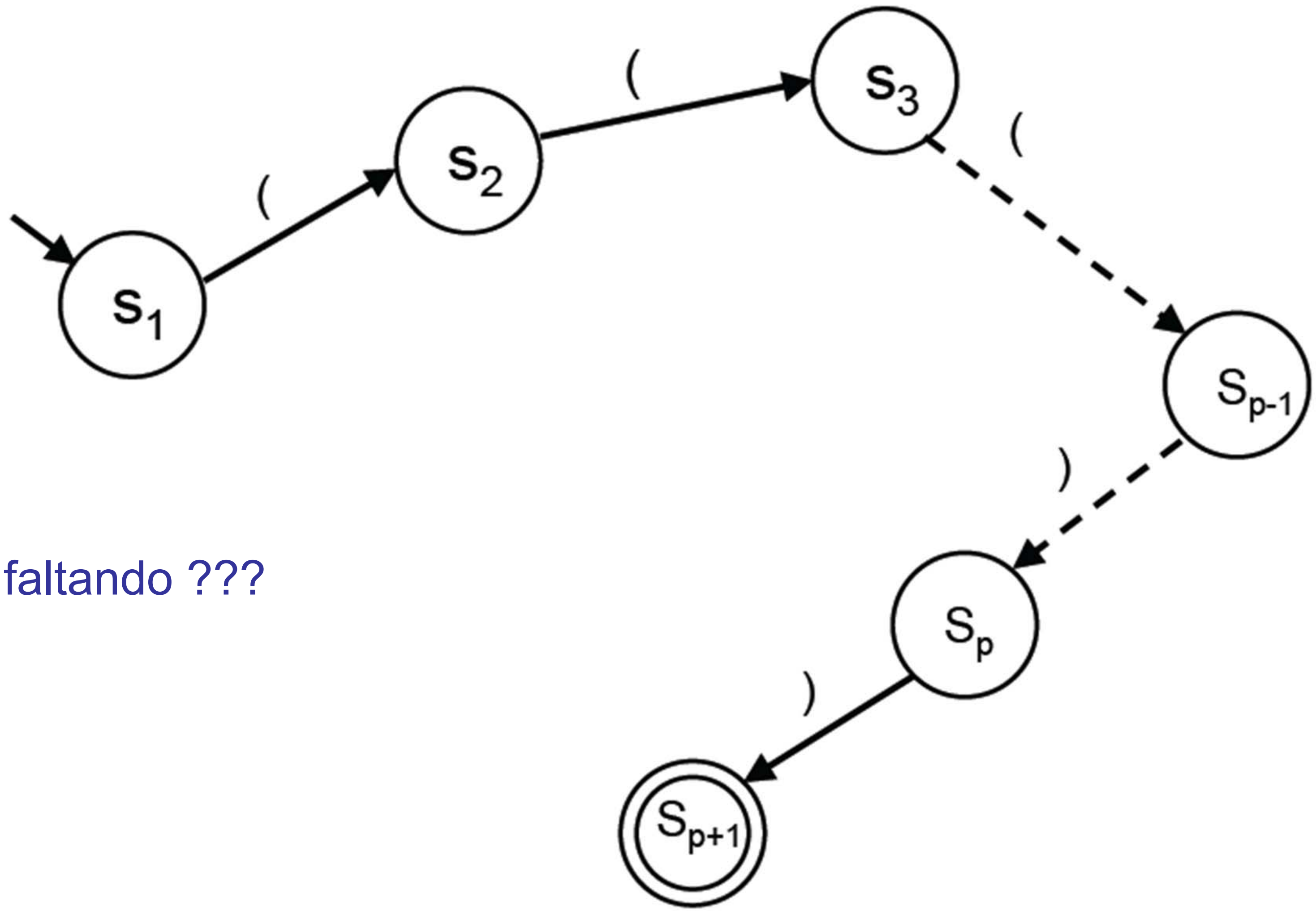


É possível contar k "1"s com um DFA?



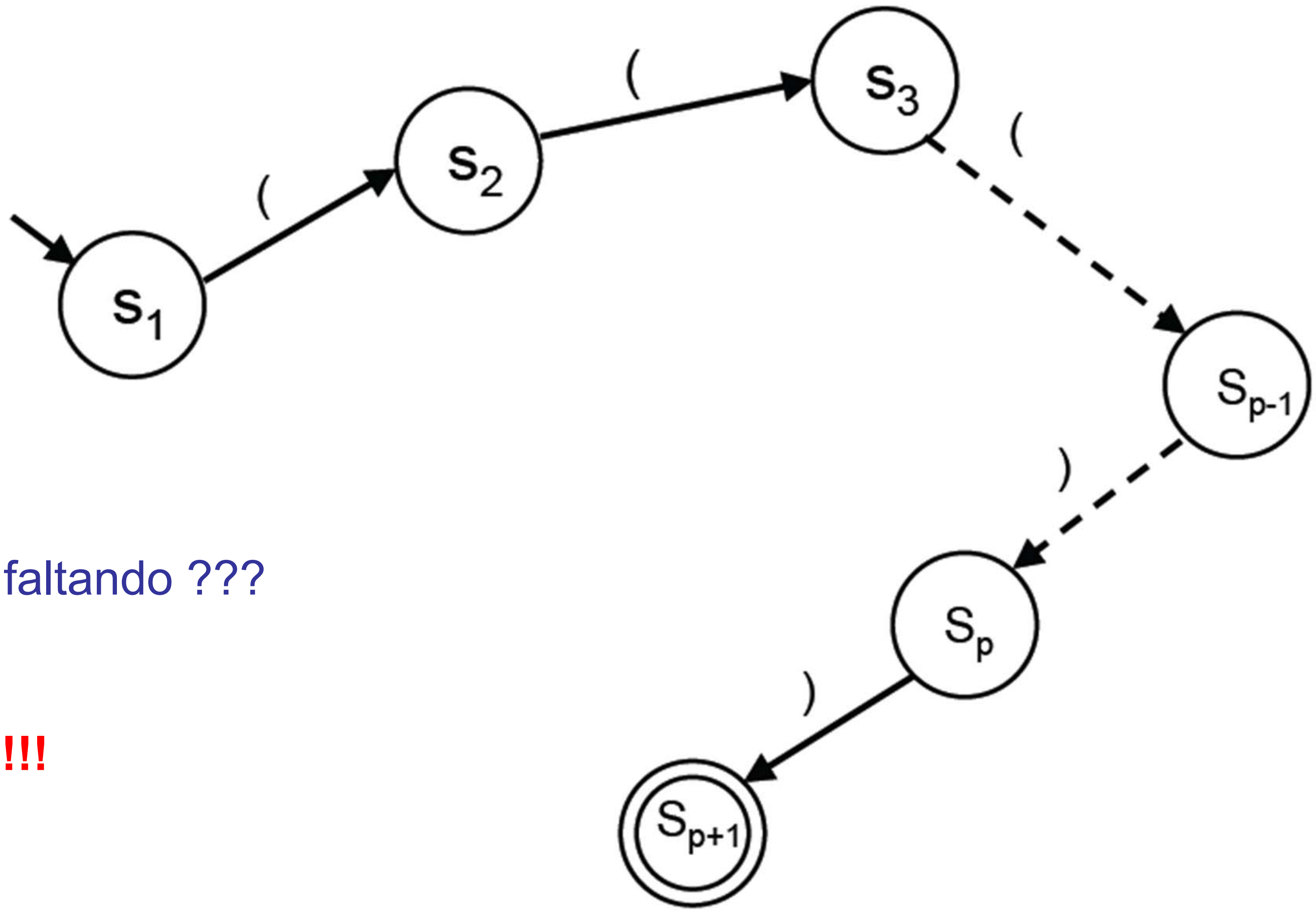
Não, pois um DFA não possui memória.

Como então casar ((…)) para um k qualquer?



O que está faltando ???

Como então casar ((…)) para um k qualquer?

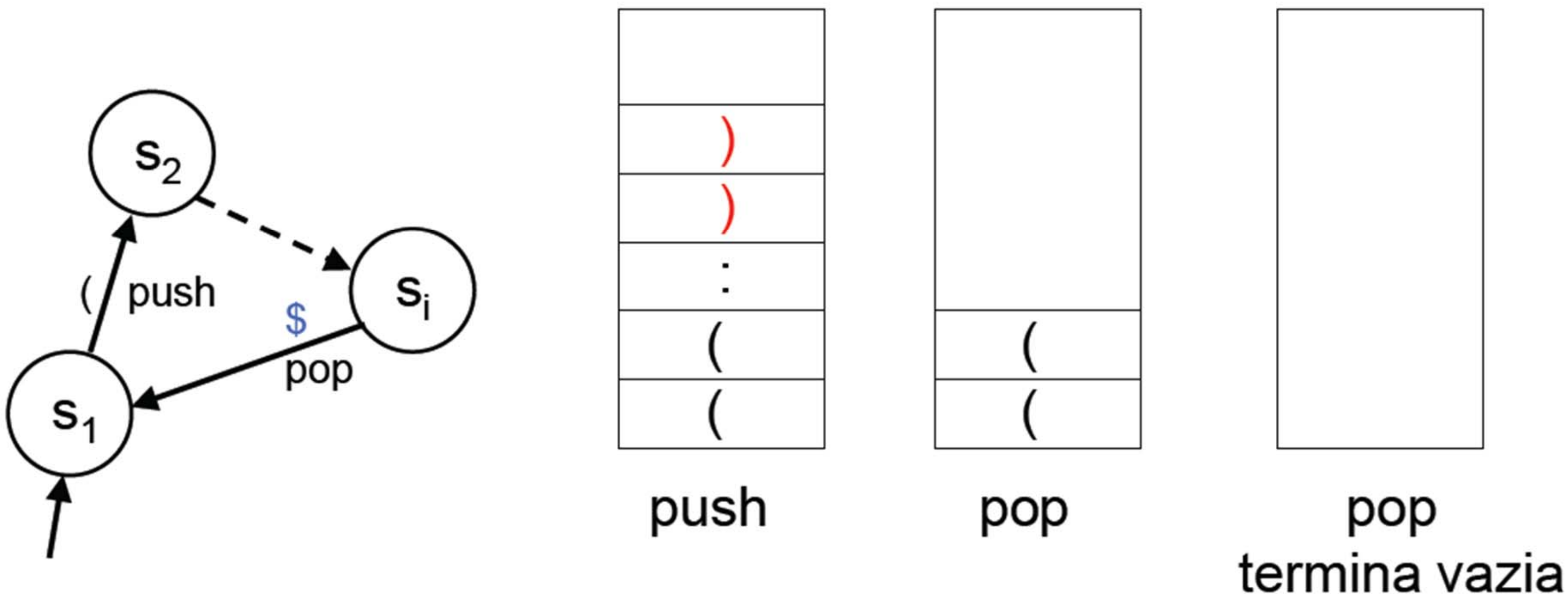


O que está faltando ???

Uma Pilha !!!

Contando com uma Pilha

input: ((.......)) $



Context Free Grammars

Descrevem uma linguagem através de um conjunto de produções da forma:

```
symbol -> symbol symbol symbol … symbol
```

onde existem zero ou mais símbolos no lado direito.

Produções funcionam como regras de substituição:

Símbolos:

- **terminais**: pertencem ao alfabeto da linguagem
- **não-terminais**: aparecem do lado esquerdo de alguma produção
- Nenhum **terminal** aparece do lado esquerdo de uma produção
- Existe um **não-terminal** definido como **símbolo inicial.** Normalmente é o da primeira regra

Context Free Grammars

- Gerar cadeias da linguagem:
  1. Escreva a variável inicial.
  2. Encontre uma variável escrita e uma regra para essa variável. Substitua essa variável pelo lado direito da regra.
  3. Repita 2 até não restar variáveis

$$
\begin{aligned}
&1.\ A \rightarrow 0A1 \\
&2.\ A \rightarrow B \\
&3.\ B \rightarrow \#
\end{aligned}
$$

Context Free Grammars

A sequência de substituições é chamada de derivação.

Ex:

$A \rightarrow 0A1$

$A \rightarrow B$

$B \rightarrow \#$

- 000#111
- $A \rightarrow 0A1 \rightarrow 00A11 \rightarrow 000A111 \rightarrow 000B111 \rightarrow 000\#111$

Linguagem: O conjunto de todas as cadeias que podem ser geradas dessa maneira

Context Free Grammars

1. *SENTENCE* → *NOUN-PHRASE VERB-PHRASE*
2. *NOUN-PHRASE* → *CMPLX-NOUN* | *CMPLX-NOUN PREP-PHRASE*
3. *VERB-PHRASE* → *CMPLX-VERB* | *CMPLX-VERB PREP-PHRASE*
4. *PREP-PHRASE* → *PREP CMPLX-NOUN*
5. *CMPLX-NOUN* → *ARTICLE NOUN*
6. *CMPLX-VERB* → *VERB* | *VERB NOUN-PHRASE*
7. *ARTICLE* → a | the
8. *NOUN* → boy | girl | flower
9. *VERB* → touches | likes | sees
10. *PREP* → with

Como é a derivação para:

a boy sees

Context Free Grammars

1. $S \rightarrow S$ **;** S
2. $S \rightarrow$ **id :=** E
3. $S \rightarrow$ **print(**L**)**
4. $E \rightarrow$ **id**
5. $E \rightarrow$ **num**
6. $E \rightarrow E$ **+** E
7. $E \rightarrow$ **(**S**,** E**)**
8. $L \rightarrow E$
9. $L \rightarrow L$ **,** E

```
id := num; id := id + (id := num + num, id)
```

Possível código fonte:

```
a : = 7; b : = c + (d : = 5 + 6, d)
```

Derivações

`a : = 7; b : = c + (d : = 5 + 6, d)`

$\underline{S}$
S ; $\underline{S}$
$\underline{S}$; id := E
id := $\underline{E}$; id := E
id := num ; id := $\underline{E}$
id := num ; id := $\underline{E}$ + E
id := num ; id := $\underline{E}$ + (S, E)
id := num ; id := id + ($\underline{S}$, E)
id := num ; id := id + (id := $\underline{E}$, E)
id := num ; id := id + (id := E + E, $\underline{E}$)
id := num ; id := id + (id := $\underline{E}$ + E, id)
id := num ; id := id + (id := num + $\underline{E}$, id)
id := num ; id := id + (id := num + num, id)

1. $S \rightarrow S$ **;** S
2. $S \rightarrow$ **id :=** E
3. $S \rightarrow$ **print(**L**)**
4. $E \rightarrow$ **id**
5. $E \rightarrow$ **num**
6. $E \rightarrow E$ **+** E
7. $E \rightarrow$ **(**S, E**)**
8. $L \rightarrow E$
9. $L \rightarrow L$, E

Derivações

- ***left-most:*** o não terminal mais a esquerda é sempre o expandido;

- ***right-most:*** idem para o mais a direita.

- Qual é o caso do exemplo anterior?

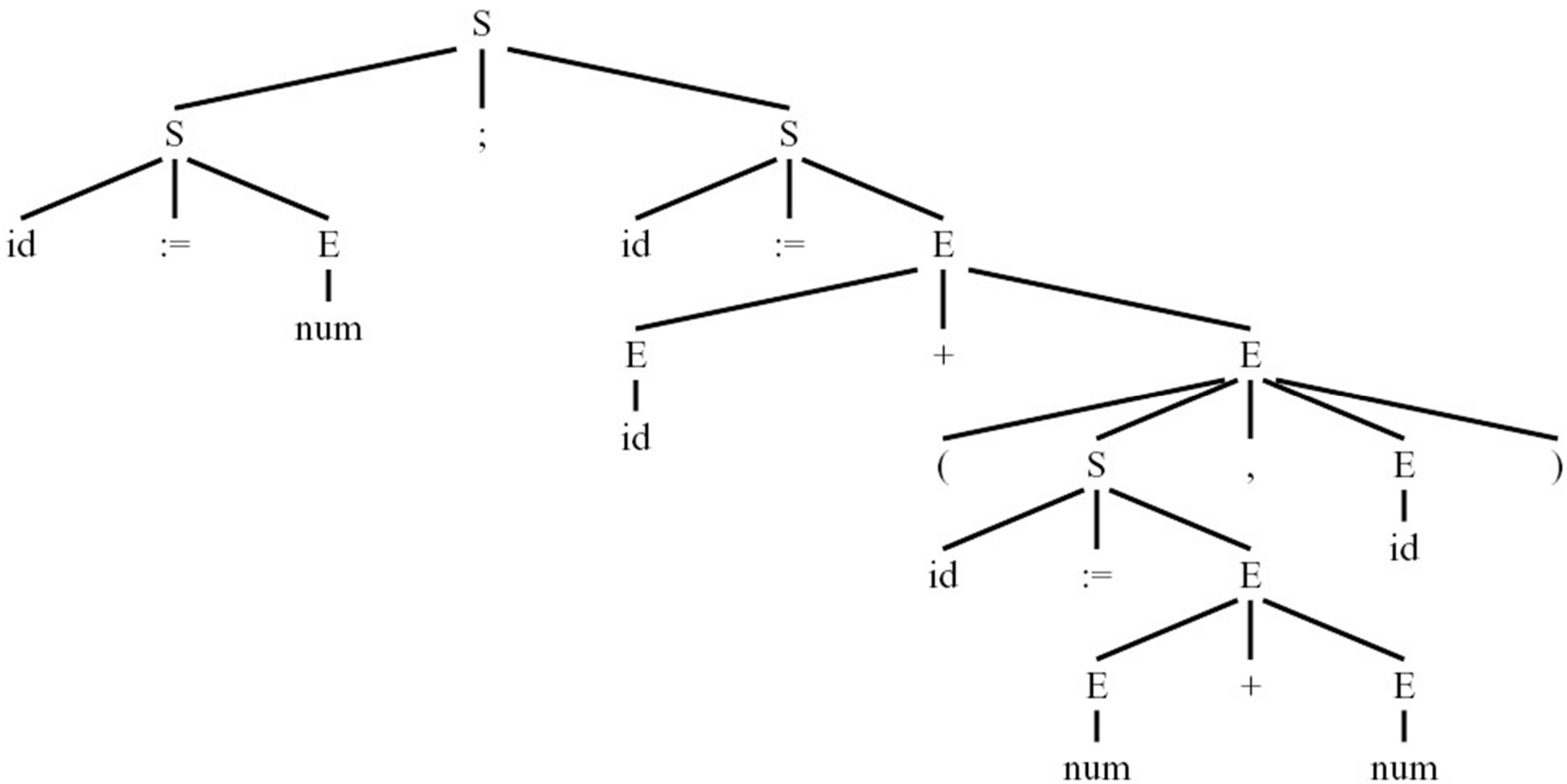
Parse Trees

- Constrói-se uma árvore conectando-se cada símbolo em uma derivação; da qual ele foi derivado.

- Duas derivações diferentes podem levar a uma mesma *parse tree.*

Parse Trees

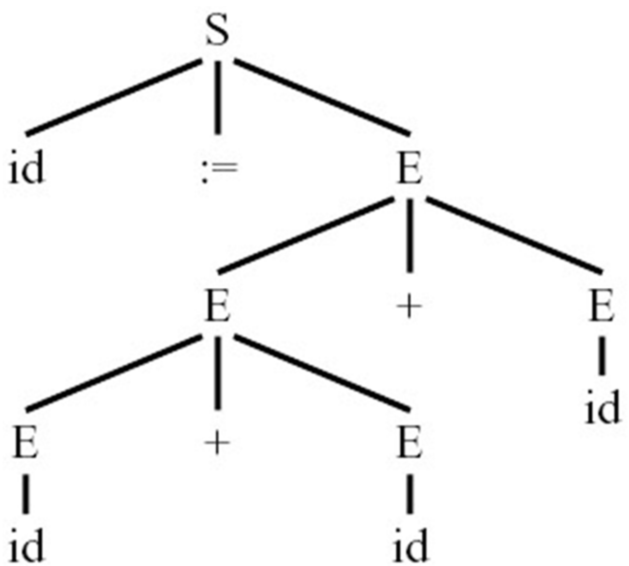
`a : = 7; b : = c + (d : = 5 + 6, d)`

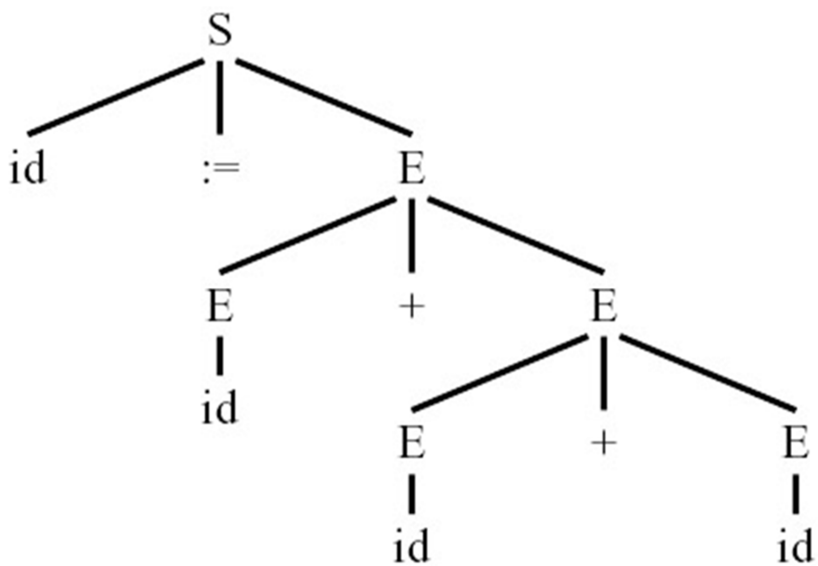


Gramáticas Ambíguas

Gramáticas Ambíguas: Podem derivar uma sentença com duas *parse trees* diferentes

id := id+id+id





É ambígua?

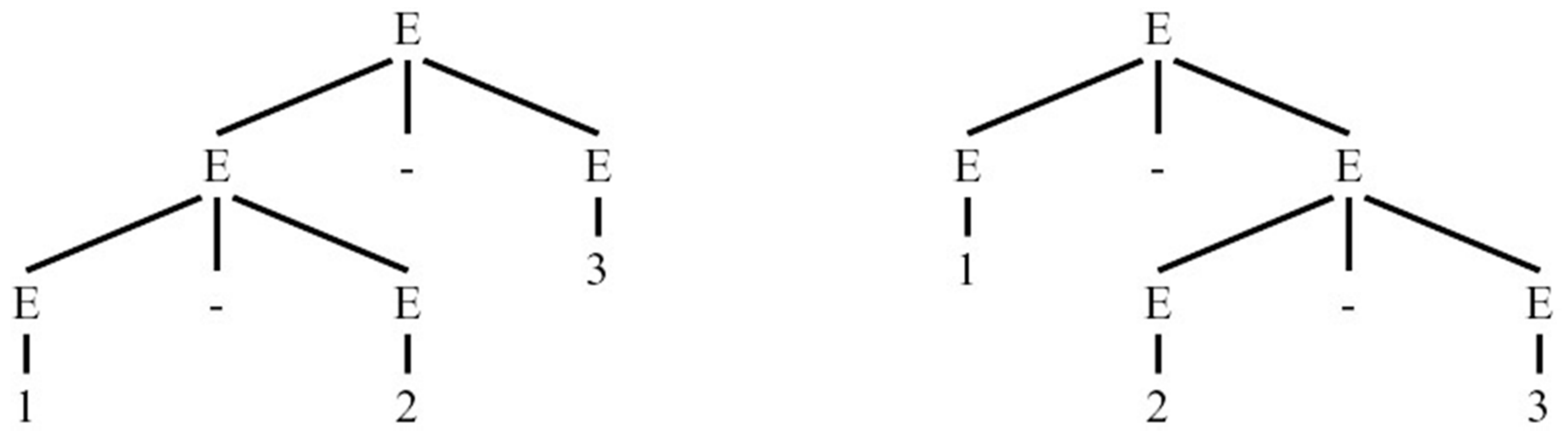
$$\begin{aligned} E &\rightarrow \textbf{id} \\ E &\rightarrow \textbf{num} \\ E &\rightarrow E * E \\ E &\rightarrow E \,/\, E \\ E &\rightarrow E + E \\ E &\rightarrow E - E \\ E &\rightarrow (E) \end{aligned}$$

Construa *Parse Trees* para as seguintes expressões:

1-2-3

1+2*3

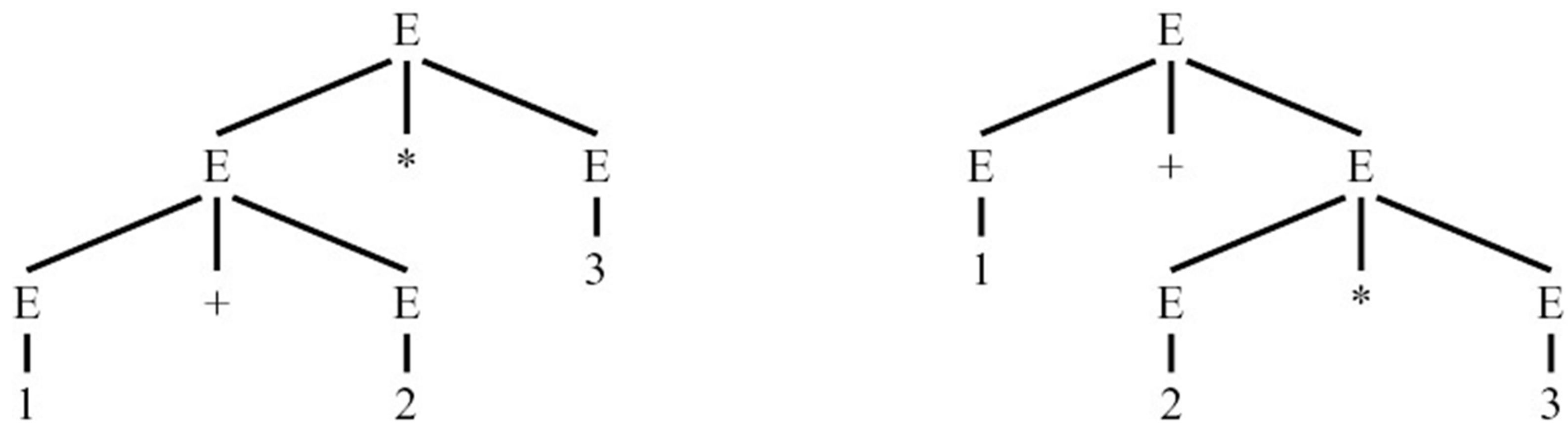
Exemplo: 1-2-3



Ambígua!

(1-2)-3 = -4 e 1-(2-3) = 2

Exemplo: 1+2*3



Ambígua!

(1+2)*3 = 9 e 1+(2*3) = 7

Gramáticas Ambíguas

- Gera uma mesma cadeia com duas árvores sintáticas diferentes
- Pode-se formalizar assim:
  - Gramáticas ambíguas geram alguma cadeia ambiguamente
  - Uma cadeia é gerada ambiguamente se possui duas ou mais derivações mais à esquerda diferentes.
- Os compiladores usam as *parse trees* para extrair o significado das expressões
- A ambigüidade se torna um problema
- Pode-se, geralmente, mudar a gramática de maneira a retirar a ambigüidade

Gramáticas Ambíguas

Alterando o exemplo anterior:

- Deseja-se colocar uma precedência maior para ***** em relação a **+** e **–**

- Também deseja-se que cada operador seja associativo à esquerda:

  (1-2)-3 e não 1-(2-3)

Consegue-se isso introduzindo novos não-terminais

Gramáticas para Expressões

$E \rightarrow E + T$	$T \rightarrow T * F$	$F \rightarrow \text{id}$
$E \rightarrow E - T$	$T \rightarrow T\, /\, F$	$F \rightarrow \text{num}$
$E \rightarrow T$	$T \rightarrow F$	$F \rightarrow (E)$

Construa as derivações e *Parse Trees* para as seguintes expressões:

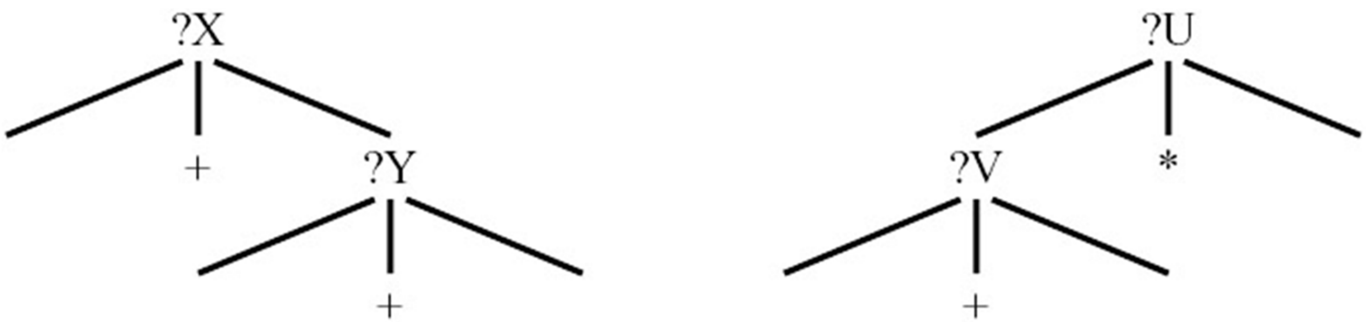
1-2-3

1+2*3

Gramáticas para Expressões

$E \rightarrow E + T$	$T \rightarrow T * F$	$F \rightarrow \mathrm{id}$
$E \rightarrow E - T$	$T \rightarrow T / F$	$F \rightarrow \mathrm{num}$
$E \rightarrow T$	$T \rightarrow F$	$F \rightarrow (E)$

Essa gramática pode gerar as árvores abaixo?



Gramáticas Ambíguas

- Geralmente pode-se transformar uma gramática para retirar a ambigüidade
- Algumas linguagens não possuem gramáticas não ambíguas
- Mas elas não seriam apropriadas como linguagens de programação

Parsing

CFG's geram as linguagens.

Parsers são reconhecedores das linguagens.

Para qualquer CFG é possível obter um *parser* que roda em $O(n^3) \rightarrow$ Algoritmos de Early[70] e CYK (Cocke-Younger-Kasami).

$O(n^3)$ é muito lento para programas grandes.

Existem classes de gramáticas para as quais podemos construir *parsers* que rodam em tempo linear. Exemplo:

LL: left-to-right, left-most derivation

LR: left-to-right, right-most derivation

Análise Descendente (Predictive Parsing)

Também chamada de *recursive-descent* ou *top-down*

É um algoritmo simples, capaz de fazer o *parsing* de gramáticas LL

Cada produção se torna uma cláusula em uma função recursiva

Tem-se uma função para cada não-terminal

A análise descendente produz uma derivação à esquerda

Ela precisa determinar a produção a ser usada para expandir o não-terminal corrente

Análise Descendente (Predictive Parsing)

$$E \rightarrow +EE$$
$$E \rightarrow *EE$$
$$E \rightarrow a$$
$$E \rightarrow b$$

Expressões pré-fixas

Considere a cadeia **+b*ab**

Como é sua derivação mais à esquerda?

Análise Descendente (Predictive Parsing)

$S \rightarrow if\ E\ then\ S\ else\ S$

$S \rightarrow begin\ S\ L$

$S \rightarrow print\ E$

$L \rightarrow end$

$L \rightarrow ;\ S\ L$

$E \rightarrow num = num$

Como seria um *parser* para essa gramática?

Análise Descendente (Predictive Parsing)

```
int IF=1, THEN=2, ELSE=3, BEGIN=4, END=5, PRINT=6, SEMI=7, NUM=8, EQ=9;

int token = getToken();
void advance() {token=getToken();}
void eat(int t) {if (token==t) advance(); else error();}

void S(){
    switch(token) {
        case IF: eat(IF); E(); eat(THEN); S(); eat(ELSE); S(); break;
        case BEGIN: eat(BEGIN); S(); L(); break;
        case PRINT: eat(PRINT); E(); break;
        default: error(); }
}
void L(){
    switch(token) {
        case END: eat(END); break;
        case SEMI: eat(SEMI); S(); L(); break;
        default: error(); }
}
void E(){ eat(NUM); eat(EQ); eat(NUM); }
```

$S \rightarrow$ *if E then S else S*
$S \rightarrow$ *begin S L*
$S \rightarrow$ *print E*
$L \rightarrow$ *end*
$L \rightarrow$ *; S L*
$E \rightarrow$ *num = num*

Fim de Arquivo

Criar um novo não terminal como símbolo inicial

$$
\begin{aligned}
E &\rightarrow E + T \\
E &\rightarrow E - T \\
E &\rightarrow T \\
T &\rightarrow T * F \\
T &\rightarrow T \,/\, F \\
T &\rightarrow F \\
F &\rightarrow \text{id} \\
F &\rightarrow \text{num} \\
F &\rightarrow (E)
\end{aligned}
$$

$$
\begin{aligned}
S &\rightarrow E\ \$ \\
E &\rightarrow E + T \\
E &\rightarrow E - T \\
E &\rightarrow T \\
T &\rightarrow T * F \\
T &\rightarrow T \,/\, F \\
T &\rightarrow F \\
F &\rightarrow \text{id} \\
F &\rightarrow \text{num} \\
F &\rightarrow (E)
\end{aligned}
$$

Análise Descendente (Predictive Parsing)

$S \rightarrow E\ \$$

$E \rightarrow E + T$

$E \rightarrow E - T$

$E \rightarrow T$

$T \rightarrow T * F$

$T \rightarrow T / F$

$T \rightarrow F$

$F \rightarrow \text{id}$

$F \rightarrow \text{num}$

$F \rightarrow (E)$

Vamos aplicar a mesma técnica para essa outra gramática ...

Análise Descendente (Predictive Parsing)

```
void S() { E(); eat(EOF); }

void E() {
    switch (tok) {
        case ?: E(); eat(PLUS); T(); break;
        case ?: E(); eat(MINUS); T(); break;
        case ?: T(); break;
        default: error(); }
}

void T() {
    switch (tok) {
        case ?: T(); eat(TIMES); F(); break;
        case ?: T(); eat(DIV); F(); break;
        case ?: F(); break;
        default: error(); }
}
```

Funciona ???

- Como seria a execução para 1*2-3+4 ?
- E para 1*2-3?

$S \rightarrow E\ \$$
$E \rightarrow E + T$
$E \rightarrow E - T$
$E \rightarrow T$
$T \rightarrow T * F$
$T \rightarrow T / F$
$T \rightarrow F$
$F \rightarrow \text{id}$
$F \rightarrow \text{num}$
$F \rightarrow (E)$

Análise Descendente (Predictive Parsing)

Como decidir entre E+T, E-T e T na função que implementa o não-terminal E?

- Tanto E como T podem derivar cadeias começando com id, num ou (

- E se fosse possível olhar um número k>1 de símbolos para frente na entrada?

Análise Descendente (Predictive Parsing)

Como decidir entre E+T, E-T e T na função que implementa o não-terminal E?

- Tanto E como T podem derivar cadeias começando com id, num ou (
- E se fosse possível olhar um número k>1 de símbolos para frente na entrada?

Essas cadeias podem ter tamanho arbitrário: O problema permanece

Análise descendente recursiva (preditiva) só funciona onde o primeiro símbolo terminal de cada sub-expressão permite escolher a produção adequada a ser utilizada na derivação

Análise Descendente

$S \rightarrow E\ \$$

$E \rightarrow F + T$

$E \rightarrow G + T$

$F \rightarrow \mathrm{id}$

$G \rightarrow \mathrm{num}$

$T \rightarrow \mathrm{num}$

Como seria a análise da cadeia num+num$?

Análise Descendente LL(1)

$S \rightarrow E\ \$$
$E \rightarrow F + T$
$E \rightarrow G + T$
$F \rightarrow \text{id}$
$G \rightarrow \text{num}$
$T \rightarrow \text{num}$

	id	num	+	$
S	$S \rightarrow E\ \$$	$S \rightarrow E\ \$$		
E	$E \rightarrow F + T$	$E \rightarrow G + T$		
F	$F \rightarrow \text{id}$			
G		$G \rightarrow \text{num}$		
T		$T \rightarrow \text{num}$		

Como seria a análise da cadeia num+num$?

Conjunto FIRST

- Dada uma cadeia γ de terminais e não terminais FIRST(γ) é o conjunto de todos os terminais que podem iniciar uma cadeia derivada de γ.

- Exemplo usando gramática ao lado:

  γ = T * F

  FIRST(γ) = { **id**, **num**, **(** }

$S \rightarrow E\ \$$
$E \rightarrow E + T$
$E \rightarrow E - T$
$E \rightarrow T$
$T \rightarrow T * F$
$T \rightarrow T / F$
$T \rightarrow F$
$F \rightarrow \text{id}$
$F \rightarrow \text{num}$
$F \rightarrow (E)$

Predictive Parsing

Se uma gramática tem produções da forma:

$X \longrightarrow \gamma_1$

$X \longrightarrow \gamma_2$

- Caso os conjuntos FIRST(γ_1) e FIRST(γ_2) tenham intersecção, então a gramática não pode ser analisada com um *predictive parser*

Por que?

A função recursiva não vai saber que caso executar

Calculando FIRST

$$Z \rightarrow d$$
$$Z \rightarrow X\ Y\ Z$$
$$Y \rightarrow$$
$$Y \rightarrow c$$
$$X \rightarrow Y$$
$$X \rightarrow a$$

- *Como seria para* γ = *XYZ* ?
- Pode-se simplesmente fazer FIRST(XYZ) = FIRST (X) ?

Nullable

Nullable(X) é verdadeiro se X pode derivar a cadeia vazia.

$$Z \rightarrow d$$
$$Z \rightarrow X\ Y\ Z$$
$$Y \rightarrow$$
$$Y \rightarrow c$$
$$X \rightarrow Y$$
$$X \rightarrow a$$

Nullable(Y) = yes

Nullalble(X) = yes

Nullable(Z) = no

Follow

FOLLOW(X) é o conjunto de terminais que podem imediatamente seguir X

- $t \in$ FOLLOW(X) se existe alguma derivação contendo Xt
- Cuidado com derivações da forma XYZt, *onde Y e Z* podem ser vazios

$Z \rightarrow d$

$Z \rightarrow X\ Y\ Z$

$Y \rightarrow$

$Y \rightarrow c$

$X \rightarrow Y$

$X \rightarrow a$

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

FOLLOW(Z) = { }

FIRST, FOLLOW e Nullable

- Nullable(X) é verdadeiro se X pode derivar a cadeia vazia
- FIRST(γ) é o conjunto de terminais que podem iniciar cadeias derivadas de γ
- FOLLOW(X) é o conjunto de terminais que podem imediatamente seguir X
  - $t \in$ FOLLOW(X) se existe alguma derivação contendo Xt
  - Cuidado com derivações da forma XYZt, *onde Y e Z* podem ser vazios

FIRST, FOLLOW e Nullable

Initialize FIRST and FOLLOW to all empty sets, and Nullable to all false.

for each terminal symbol Z FIRST[Z] $\leftarrow$ {Z}
repeat
  for each production $X \rightarrow Y_1 Y_2 \ldots Y_k$
    if $Y_1 \ldots Y_k$ are all Nullable (or if k = 0) **then** Nullable[X] $\leftarrow$ true
    for each i from 1 to k, each j from i + 1 to k
      if $Y_1 \ldots Y_{i-1}$ are all Nullable (or if i = 1)
        then FIRST[X] $\leftarrow$ FIRST[X] U FIRST[Y_i]
      if $Y_{i+1} \ldots Y_k$ are all Nullable (or if i = k)
        then FOLLOW[Y_i] $\leftarrow$ FOLLOW[Y_i] U FOLLOW[X]
      if $Y_{i+1} \ldots Y_{j-1}$ are all Nullable (or if i + 1 = j)
        then FOLLOW[Y_i] $\leftarrow$ FOLLOW[Y_i] U FIRST[Y_j]
until FIRST, FOLLOW, and Nullable did not change in this iteration.

Generalizando para cadeias: FIRST

- FIRST($X\,\gamma$) = FIRST[X], if not nullable[X]

- FIRST($X\,\gamma$) = FIRST[X] U FIRST(γ), if nullable[X]

- A cadeia γ é *Nullable* se cada símbolo em γ é *Nullable*

Generalizando para cadeias: FOLLOW

- Se houver uma produção $A \rightarrow \alpha B\beta$, então, tudo em FIRST($\beta$) irá para FOLLOW(B)

- Se houver uma produção $A \rightarrow \alpha B$, ou uma produção $A \rightarrow \alpha B\beta$ onde FIRST(β) é Nullable, então tudo em FOLLOW(A) irá para FOLLOW(B)

Exemplo

$$Z \rightarrow d$$

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

$$Y \rightarrow$$

$$Y \rightarrow c$$

$$X \rightarrow Y$$

$$X \rightarrow a$$

	nullable	FIRST	FOLLOW
X	no		
Y	no		
Z	no		

Exemplo

$$Z \rightarrow d$$

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

$$Y \rightarrow$$

$$Y \rightarrow c$$

$$X \rightarrow Y$$

$$X \rightarrow a$$

	nullable	FIRST	FOLLOW
X	yes	a c	a c d
Y	yes	c	a c d
Z	no	a c d	

Construindo um Predictive Parser LL(1)

- Cada função relativa a um não-terminal precisa conter uma cláusula para cada produção
- A escolha da produção adequada é baseada no próximo *token*
- Isto é feito através da *predictive parsing table*
- Dada uma produção $X \to \gamma$
- Para cada terminal $T \in$ FIRST(γ)
  - Coloque a produção $X \to \gamma$ na linha X, coluna T.
- Se γ é *nullable:*
  - Coloque a produção na linha X, coluna T para cada $T \in$ FOLLOW[X].

Exemplo

$Z \rightarrow d$

$Z \rightarrow X\ Y\ Z$

$Y \rightarrow$

$Y \rightarrow c$

$X \rightarrow Y$

$X \rightarrow a$

	nullable	FIRST	FOLLOW
X	yes	a c	a c d
Y	yes	c	a c d
Z	no	a c d	

Exemplo

$Z \rightarrow d$

$Z \rightarrow X\ Y\ Z$

$Y \rightarrow$

$Y \rightarrow c$

$X \rightarrow Y$

$X \rightarrow a$

	nullable	FIRST	FOLLOW
X	yes	a c	a c d
Y	yes	c	a c d
Z	no	a c d	

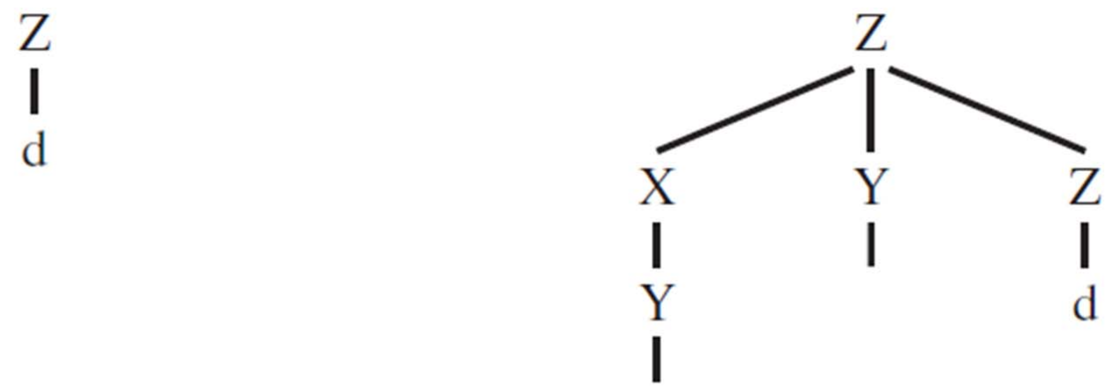
Funciona ???

	a	c	d
X	$X \rightarrow a$ $X \rightarrow Y$	$X \rightarrow Y$	$X \rightarrow Y$
Y	$Y \rightarrow$	$Y \rightarrow$ $Y \rightarrow c$	$Y \rightarrow$
Z	$Z \rightarrow XYZ$	$Z \rightarrow XYZ$	$Z \rightarrow d$ $Z \rightarrow XYZ$

Construindo um Predictive Parser LL(1)

Não Funciona!! Por quê?

- A gramática é ambígua
- Note que algumas células da tabela do *predictive parser* têm mais de uma entrada!
- Isso sempre acontece com gramáticas ambíguas!



Construindo um Predictive Parser LL(1)

- Linguagens cujas tabelas não possuam entradas duplicadas são denominadas de LL(1)
    - *Left to right parsing, leftmost derivation, 1-symbol lookahead*

- A definição de conjuntos FIRST pode ser generalizada para os primeiros *k* tokens de uma string
    - Gera-se uma tabela onde as linhas são os não-terminais e as colunas são todas as seqüências possíveis de *k* terminais
- Isso é raramente feito devido ao tamanho explosivo das tabelas geradas
- Gramáticas analisáveis com tabelas LL(k) são chamadas LL(k)
- Nenhuma gramática ambígua é LL(k) para nenhum k!

Exemplo: Gramática LL(1)

$$E \rightarrow TE'$$

$$E' \rightarrow +TE'$$

$$E' \rightarrow$$

$$T \rightarrow FT'$$

$$T' \rightarrow *FT'$$

$$T' \rightarrow$$

$$F \rightarrow (E)$$

$$F \rightarrow id$$

Exemplo: Gramática LL(1)

$S \rightarrow E\$$ ← inserção do fim de arquivo

$E \rightarrow TE'$

$E' \rightarrow +TE'$

$E' \rightarrow$

$T \rightarrow FT'$

$T' \rightarrow *FT'$

$T' \rightarrow$

$F \rightarrow (E)$

$F \rightarrow id$

Exemplo: Gramática LL(1)

$$S \rightarrow E\$$$

$$E \rightarrow TE'$$

$$E' \rightarrow +TE'$$

$$E' \rightarrow$$

$$T \rightarrow FT'$$

$$T' \rightarrow *FT'$$

$$T' \rightarrow$$

$$F \rightarrow (E)$$

$$F \rightarrow id$$

	Nullable	FIRST	FOLLOW
E	N	(id	) $
E'	S	+	) $
T	N	(id	+) $
T'	S	*	+) $
F	N	(id	* +) $
S	N	(id	

Exemplo: Gramática LL(1)

$S \rightarrow E\$$

$E \rightarrow TE'$

$E' \rightarrow +TE'$

$E' \rightarrow$

$T \rightarrow FT'$

$T' \rightarrow *FT'$

$T' \rightarrow$

$F \rightarrow (E)$

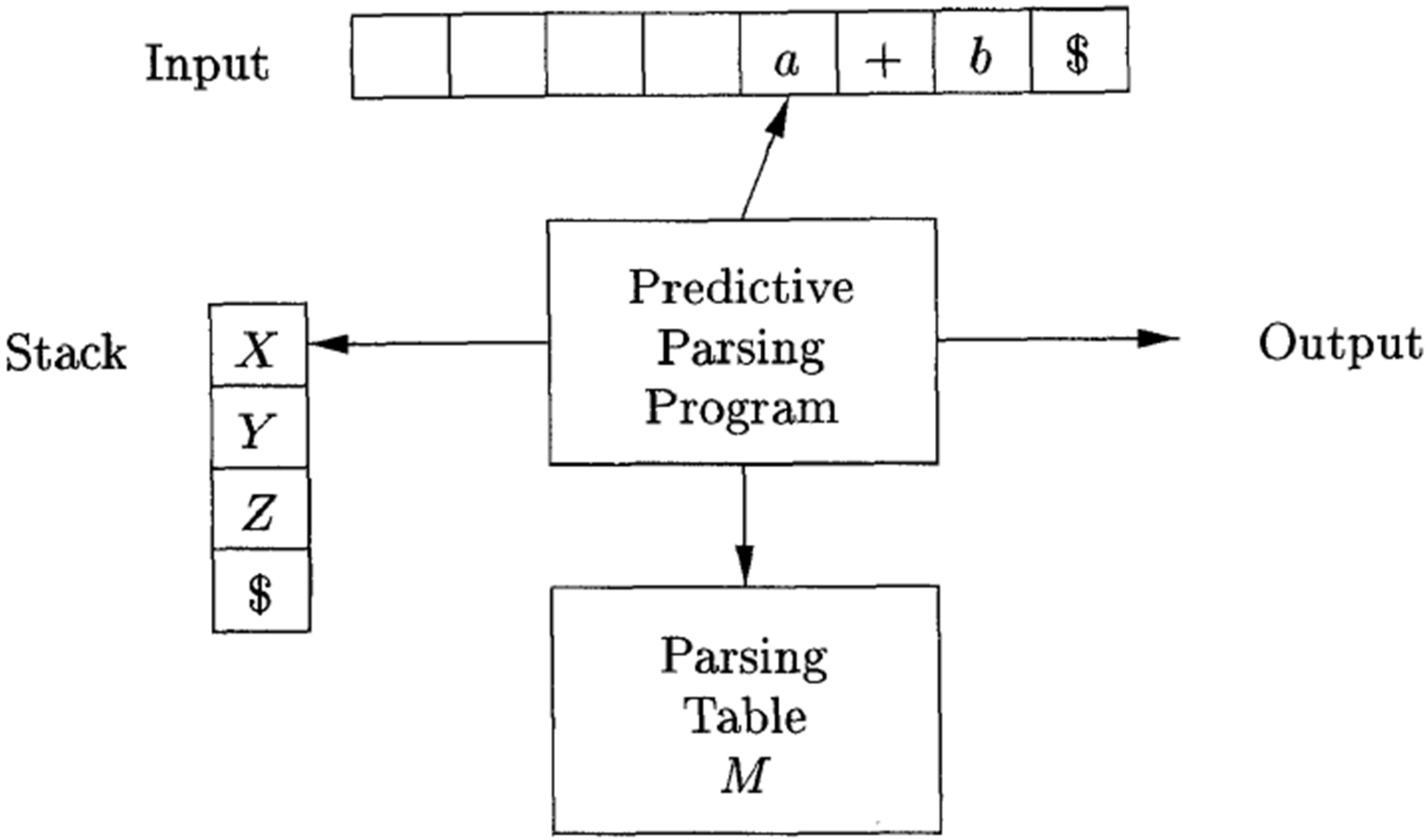
$F \rightarrow id$

	Nullable	FIRST	FOLLOW
E	N	(id	) $
E'	S	+	) $
T	N	(id	+) $
T'	S	*	+) $
F	N	(id	* +) $
S	N	(id	

NON - TERMINAL	INPUT SYMBOL					
	id	+	*	(	)	$
E	$E \rightarrow TE'$			$E \rightarrow TE'$		
E'		$E' \rightarrow +TE'$			$E' \rightarrow$	$E' \rightarrow$
T	$T \rightarrow FT'$			$T \rightarrow FT'$		
T'		$T' \rightarrow$	$T' \rightarrow *FT'$		$T' \rightarrow$	$T' \rightarrow$
F	$F \rightarrow \textbf{id}$			$F \rightarrow (E)$		
S	$S \rightarrow E\$$			$S \rightarrow E\$$		

Análise Sintática LL(1)

TOP-DOWN PARSING



Análise Sintática LL(1)

$S \rightarrow E\$$

$E \rightarrow TE'$

$E' \rightarrow +TE'$

$E' \rightarrow$

$T \rightarrow FT'$

$T' \rightarrow *FT'$

$T' \rightarrow$

$F \rightarrow (E)$

$F \rightarrow id$

NON - TERMINAL	INPUT SYMBOL					
	id	+	*	(	)	$
E	$E \rightarrow TE'$			$E \rightarrow TE'$		
E'		$E' \rightarrow +TE'$			$E' \rightarrow$	$E' \rightarrow$
T	$T \rightarrow FT'$			$T \rightarrow FT'$		
T'		$T' \rightarrow$	$T' \rightarrow *FT'$		$T' \rightarrow$	$T' \rightarrow$
F	$F \rightarrow \mathbf{id}$			$F \rightarrow (E)$		
S	$S \rightarrow E\$$			$S \rightarrow E\$$		

A cadeia abaixo pertence a linguagem gerada pela gramática?

id+id*id$

Exemplo: Gramática LL(1)

NON-TERMINAL	INPUT SYMBOL					
	id	+	$*$	(	)	\$
E	$E \to TE'$			$E \to TE'$		
E'		$E' \to +TE'$			$E' \to$	$E' \to$
T	$T \to FT'$			$T \to FT'$		
T'		$T' \to$	$T' \to *FT'$		$T' \to$	$T' \to$
F	$F \to \mathbf{id}$			$F \to (E)$		
S	$S \to E\$$			$S \to E\$$		

MATCHED	STACK	INPUT	ACTION
	$E\$$	$\mathbf{id} + \mathbf{id} * \mathbf{id}\$$	
	$TE'\$$	$\mathbf{id} + \mathbf{id} * \mathbf{id}\$$	output $E \to TE'$
	$FT'E'\$$	$\mathbf{id} + \mathbf{id} * \mathbf{id}\$$	output $T \to FT'$
	$\mathbf{id}\ T'E'\$$	$\mathbf{id} + \mathbf{id} * \mathbf{id}\$$	output $F \to \mathbf{id}$
$\mathbf{id}$	$T'E'\$$	$+ \mathbf{id} * \mathbf{id}\$$	match $\mathbf{id}$
$\mathbf{id}$	$E'\$$	$+ \mathbf{id} * \mathbf{id}\$$	output $T' \to \epsilon$
$\mathbf{id}$	$+\ TE'\$$	$+ \mathbf{id} * \mathbf{id}\$$	output $E' \to +\ TE'$
$\mathbf{id}\ +$	$TE'\$$	$\mathbf{id} * \mathbf{id}\$$	match $+$
$\mathbf{id}\ +$	$FT'E'\$$	$\mathbf{id} * \mathbf{id}\$$	output $T \to FT'$
$\mathbf{id}\ +$	$\mathbf{id}\ T'E'\$$	$\mathbf{id} * \mathbf{id}\$$	output $F \to \mathbf{id}$
$\mathbf{id} + \mathbf{id}$	$T'E'\$$	$* \mathbf{id}\$$	match $\mathbf{id}$
$\mathbf{id} + \mathbf{id}$	$*\ FT'E'\$$	$* \mathbf{id}\$$	output $T' \to *\ FT'$
$\mathbf{id} + \mathbf{id}\ *$	$FT'E'\$$	$\mathbf{id}\$$	match $*$
$\mathbf{id} + \mathbf{id}\ *$	$\mathbf{id}\ T'E'\$$	$\mathbf{id}\$$	output $F \to \mathbf{id}$
$\mathbf{id} + \mathbf{id} * \mathbf{id}$	$T'E'\$$	\$	match $\mathbf{id}$
$\mathbf{id} + \mathbf{id} * \mathbf{id}$	$E'\$$	\$	output $T' \to \epsilon$
$\mathbf{id} + \mathbf{id} * \mathbf{id}$	\$	\$	output $E' \to \epsilon$