
Análise Sintática

Sandro Rigo
sandro@ic.unicamp.br

Introdução

- **Análise Léxica:**
 - Quebra a entrada em palavras conhecidas como *tokens*
- **Análise Sintática:**
 - Analisa a estrutura de frases do programa
- **Análise Semântica:**
 - Calcula o “significado” do programa

Analizador 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

Context-free Grammars

- ERs são boas para definir a estrutura léxica de maneira declarativa
- Não são “poderosas” o suficiente para conseguir definir declarativamente a estrutura sintática de linguagens de programação

Context-free Grammars

- Exemplo de ER usando abreviações:
 - digits = $[0-9]^+$
 - 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 = $([0-9]^+ \text{ “+” })^* [0-9]^+$

Context-free Grammars

- É possível usar a mesma idéia para definir uma linguagem para expressões que tenham parênteses balanceados?
 - $(1+(245+2))$
- Tentativa:
 - $\text{digits} = [0-9]^+$
 - $\text{sum} = \text{expr} \text{ “+” } \text{expr}$
 - $\text{expr} = \text{“(” sum “)”} \mid \text{digits}$

Context-free Grammars

- O analisador léxico substituiria *sum* em *expr*:
 - $\text{expr} = (\text{" expr "+" expr "}) \mid \text{digits}$
- Depois substituiria *expr* no próprio *expr*:
 - $\text{expr} = (\text{" (" expr "+" expr ") "+" expr "}) \mid \text{digits}$
- Continua tendo *expr*'s do lado direito!

Gramáticas Livre de Contexto

- As abreviações não acrescentam a ERs o poder de expressar recursão.
- É isso que precisamos para expressar a recursão mútua entre sum e expr
- E também para expressar a sintaxe de linguagens de programação

$\text{expr} = \text{ab}(\text{c}|\text{d})\text{e}$



$\text{aux} = \text{c} \mid \text{d}$

$\text{expr} = \text{a b aux e}$

Gramáticas Livre de Contexto

- Descreve uma linguagem através de um conjunto de produções da forma:

symbol \rightarrow *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 (variáveis)

Gramáticas Livre de Contexto

- Símbolos:
 - nenhum terminal aparece do lado esquerdo de uma produção
 - existe um não-terminal definido como start symbol
 - Normalmente é o da primeira regra

Gramáticas Livre de Contexto

1. $A \rightarrow 0A1$
2. $A \rightarrow B$
3. $B \rightarrow \#$

- 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

Gramáticas Livre de Contexto

- A sequência de substituições é chamada de derivação
- Ex:
 - 000#111
 - $A \rightarrow 0A1 \rightarrow 00A11 \rightarrow \dots$
- Linguagem: O conjunto de todas as cadeias que podem ser geradas dessa maneira

Gramáticas Livre de Contexto

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

Gramáticas Livre de Contexto

1. $S \rightarrow S; S$

2. $S \rightarrow \text{id} := E$

3. $S \rightarrow \text{print}(L)$

4. $E \rightarrow \text{id}$

5. $E \rightarrow \text{num}$

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

Derivações

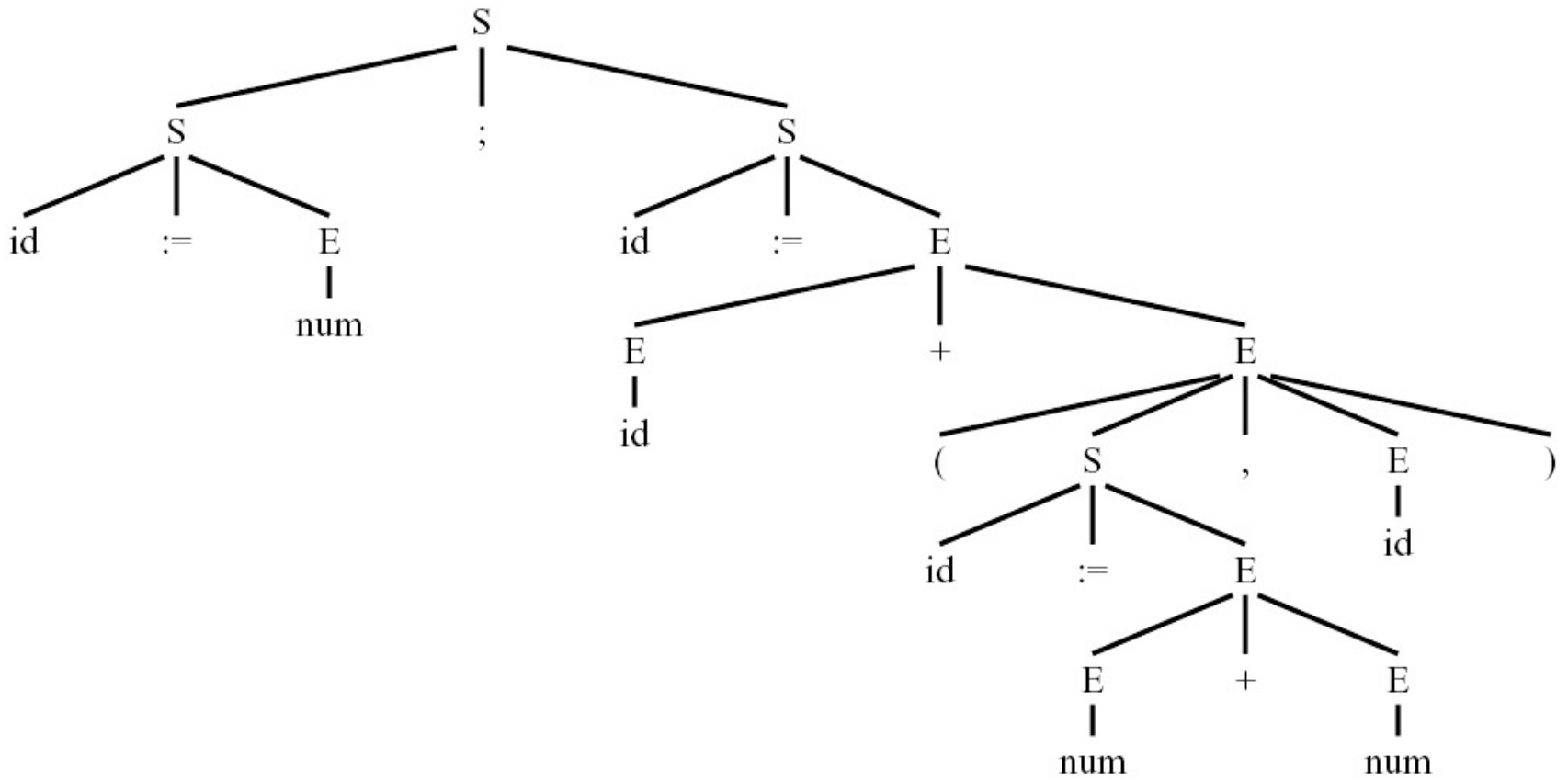
- *left-most*: o não terminal mais a esquerda é sempre o expandido;
- *right-most*: idem para o mais a direita.
- Qual é o caso do exemplo anterior?

Parse Trees

- Constrói-se uma árvore conectando-se cada símbolo em uma derivação ao qual ele foi derivado
- Duas derivações diferentes podem levar a uma mesma parse tree

Parse Trees

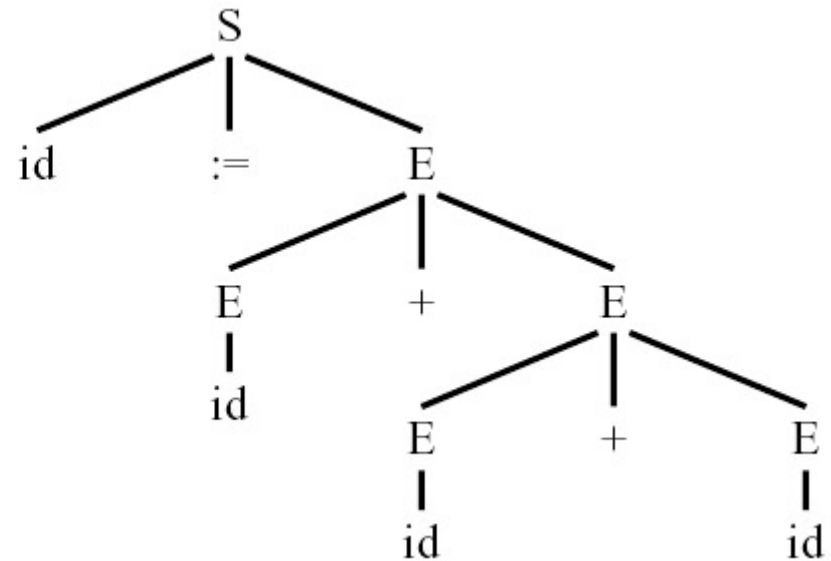
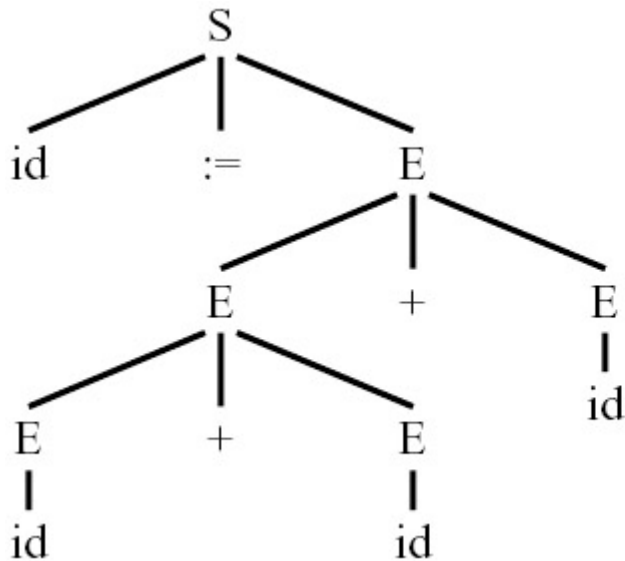
a := 7; b := c + (d := 5 + 6, d)



Gramáticas Ambíguas

- Podem derivar uma sentença com duas *parse trees* diferentes

– $id := id+id+id$



É Ambígua?

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

- Analise a sentença
 - the girl touches the boy with the flower

É Ambígua?

$E \rightarrow \text{id}$

$E \rightarrow \text{num}$

$E \rightarrow E * E$

$E \rightarrow E / E$

$E \rightarrow E + E$

$E \rightarrow E - E$

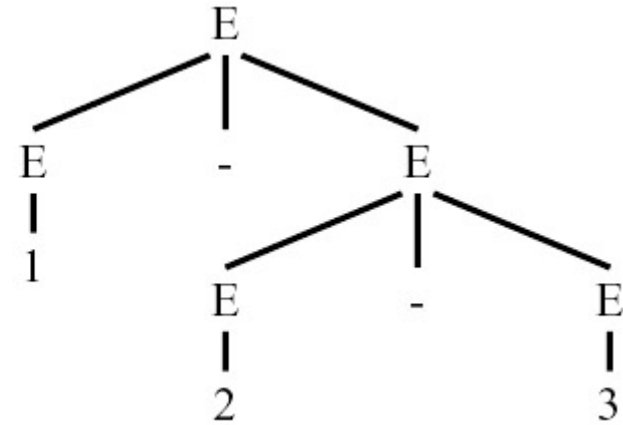
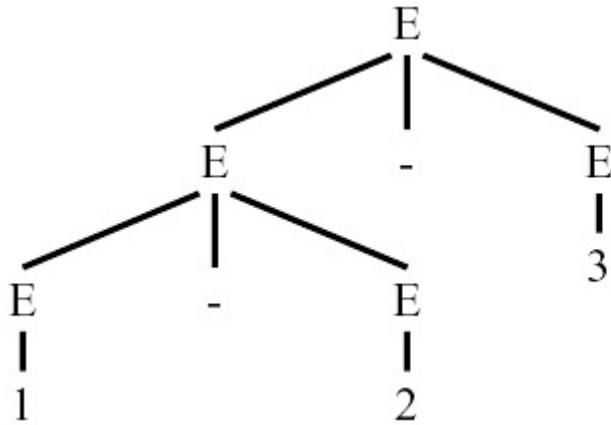
$E \rightarrow (E)$

Construa Parse Trees para as seguintes expressões:

1-2-3

1+2*3

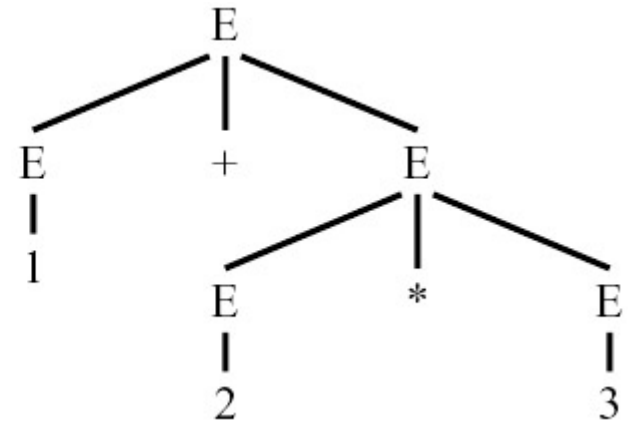
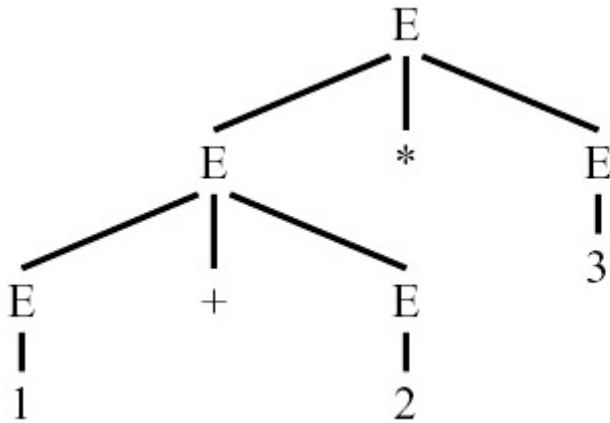
Exemplo: 1-2-3



Ambígua!

$$(1-2)-3 = -4 \text{ e } 1-(2-3) = 2$$

Exemplo: $1+2*3$



Ambígua!

$$(1+2)*3 = 9 \text{ e } 1+(2*3) = 7$$

Gramáticas Ambíguas

- Gera uma mesma cadeia com duas árvores sintáticas diferentes
 - E não duas derivações diferentes! Pois podem apresentar a mesma estrutura
- Podemos formalizar assim:
 - Gramáticas ambíguas geram alguma cadeia ambigualmente
 - Uma cadeia é gerada ambigualmente se possui duas ou mais derivações mais à esquerda diferentes.

Gramáticas Ambíguas

- Os compiladores usam as parse trees para extrair o significado das expressões
- A ambiguidade se torna um problema
- Podemos, geralmente, mudar a gramática de maneira a retirar a ambigüidade

Gramáticas Ambíguas

- Alterando o exemplo anterior:
 - Queremos colocar uma precedência maior para * em relação ou + e –
 - Também queremos que cada operador seja associativo à esquerda:
 - $(1-2)-3$ e não $1-(2-3)$
- Conseguimos isso introduzindo novos não-terminais

Gramática 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

Gramática para Expressões

$$E \rightarrow E + T$$

$$T \rightarrow T * F$$

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

$$E \rightarrow E - T$$

$$T \rightarrow T / F$$

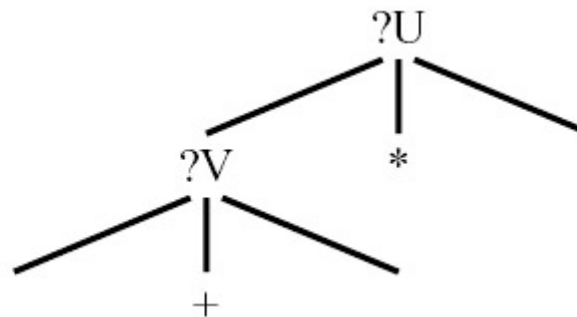
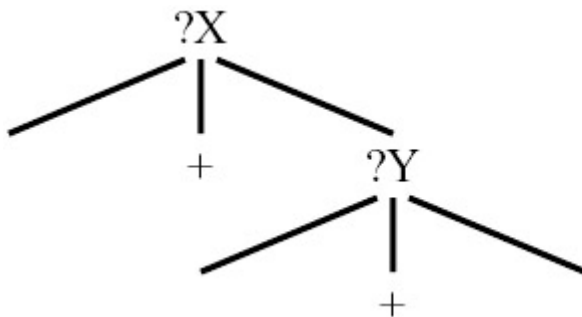
$$F \rightarrow \text{num}$$

$$E \rightarrow T$$

$$T \rightarrow F$$

$$F \rightarrow (E)$$

Essa gramática pode gerar as árvores abaixo?



Gramáticas Ambíguas

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

Fim de Arquivo

$$S \rightarrow E \$$$

$$E \rightarrow E + T$$

$$E \rightarrow E - T$$

$$E \rightarrow T$$

$$T \rightarrow T * F$$

$$T \rightarrow T / F$$

$$T \rightarrow F$$

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

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

$$F \rightarrow (E)$$

Criar um novo não terminal como símbolo inicial

Predictive Parsing

- Também chamados de *recursive-descent*
- É um algoritmo simples, capaz de fazer o parsing de algumas gramáticas
- Cada produção se torna uma cláusula em uma função recursiva
- Temos uma função para cada não-terminal

Predictive Parsing

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

$S \rightarrow \textit{begin } S L$

$S \rightarrow \textit{print } E$

$L \rightarrow \textit{end}$

$L \rightarrow ; S L$

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

Como seria um parser
para essa gramática?

Predictive Parsing

```
final int IF=1, THEN=2, ELSE=3, BEGIN=4, END=5, PRINT=6,
        SEMI=7, NUM=8, EQ=9;
int tok = getToken();
void advance() {tok=getToken();}
void eat(int t) {if (tok==t) advance(); else error();}
void S() {
    switch(tok) {
        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(tok) { case END: eat(END); break;
                 case SEMI: eat(SEMI); S(); L(); break;
                 default: error(); }}
void E() { eat(NUM); eat(EQ); eat(NUM); }
```

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 ...

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 $1*2-3$?

FIRST and FOLLOW sets

- Dada uma string γ de terminais e não terminais
 - FIRST(γ) é o conjunto de todos os terminais que podem iniciar uma string de terminais derivada de γ .
- Exemplo usando gramática anterior
 - $\gamma = T^*F$
 - FIRST(γ) = {id ,num, (}

Predictive Parsing

- Se uma gramática tem produções da forma:
 - $X \rightarrow \gamma_1$
 - $X \rightarrow \gamma_2$
 - Caso os conjuntos $FIRST(\gamma_1)$ e $FIRST(\gamma_2)$ 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 $\gamma = X Y Z$?*
 - Podemos simplesmente fazer $\text{FIRST}(XYZ) = \text{FIRST}(X)$?

Resumindo

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

Definição FIRST, FOLLOW e nullable

Os menores conjuntos onde:

for each terminal symbol Z , $\text{FIRST}[Z] = \{Z\}$.

for each production $X \rightarrow Y_1 Y_2 \cdots Y_k$

if $Y_1 \dots Y_k$ are all nullable (or if $k = 0$)

then $\text{nullable}[X] = \text{true}$

for each i from 1 to k , each j from $i + 1$ to k

if $Y_1 \cdots Y_{i-1}$ are all nullable (or if $i = 1$)

then $\text{FIRST}[X] = \text{FIRST}[X] \cup \text{FIRST}[Y_i]$

if $Y_{i+1} \cdots Y_k$ are all nullable (or if $i = k$)

then $\text{FOLLOW}[Y_i] = \text{FOLLOW}[Y_i] \cup \text{FOLLOW}[X]$

if $Y_{i+1} \cdots Y_{j-1}$ are all nullable (or if $i + 1 = j$)

then $\text{FOLLOW}[Y_i] = \text{FOLLOW}[Y_i] \cup \text{FIRST}[Y_j]$

Algoritmo 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  $X \rightarrow Y_1 Y_2 \dots Y_k$ 
    if  $Y_1 \dots Y_k$  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  $Y_1 \dots Y_{i-1}$  are all nullable (or if  $i = 1$ )
        then FIRST[ $X$ ]  $\leftarrow$  FIRST[ $X$ ]  $\cup$  FIRST[ $Y_i$ ]
      if  $Y_{i+1} \dots Y_k$  are all nullable (or if  $i = k$ )
        then FOLLOW[ $Y_i$ ]  $\leftarrow$  FOLLOW[ $Y_i$ ]  $\cup$  FOLLOW[ $X$ ]
      if  $Y_{i+1} \dots Y_{j-1}$  are all nullable (or if  $i + 1 = j$ )
        then FOLLOW[ $Y_i$ ]  $\leftarrow$  FOLLOW[ $Y_i$ ]  $\cup$  FIRST[ $Y_j$ ]
    until FIRST, FOLLOW, and nullable did not change in this iteration.
```

Algoritmo FIRST, FOLLOW e nullable

- Algoritmo de iteração até um ponto fixo
- Os conjuntos poderiam ser computados de maneira separada
- Mesmo método usado para ϵ -closure
- Aparece também no back-end, para dataflow analysis

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	

Generalizando para strings

- $\text{FIRST}(X\gamma) = \text{FIRST}[X]$, if not nullable[X]
- $\text{FIRST}(X\gamma) = \text{FIRST}[X] \cup \text{FIRST}(\gamma)$,
if nullable[X]
- string γ é *nullable* se cada símbolo em γ é *nullable*

Construindo um Predictive Parser

- Cada função relativa a um não-terminal precisa conter uma cláusula para cada produção
- Precisa saber escolher, baseado no próximo *token*, qual a produção apropriada
- Isto é feito através da *predictive parsing table*

Construindo um Predictive Parser

- Dada uma produção $X \rightarrow \gamma$
- Para cada $T \in \text{FIRST}(\gamma)$
 - Coloque a produção $X \rightarrow \gamma$ na linha X , coluna T .
- Se γ é *nullable*:
 - Coloque a produção na linha X , coluna T para cada $T \in \text{FOLLOW}[X]$.

Exemplo

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

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

Funciona ???

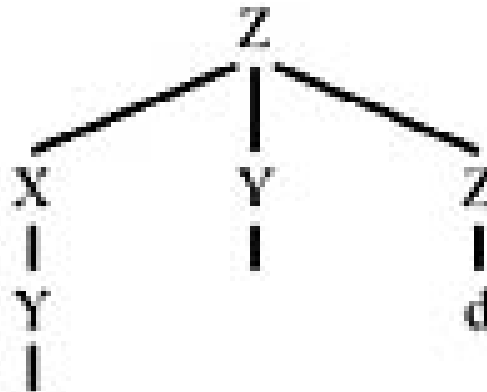
	a	c	d
X	$X \rightarrow a$ $X \rightarrow Y$	$X \rightarrow Y$	$X \rightarrow Y$
Y	$Y \rightarrow$	$Y \rightarrow$ $Y \rightarrow c$	$Y \rightarrow$
Z	$Z \rightarrow XYZ$	$Z \rightarrow XYZ$	$Z \rightarrow d$ $Z \rightarrow XYZ$

Construindo um Predictive Parser

- Não!!

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

Z
|
d



Construindo um Predictive Parser

- 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 uma tabela onde as linhas são os não-terminais e as colunas são todas as seqüências possíveis de k terminais

Construindo um Predictive Parser

- 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!

Recursão à Esquerda

$S \rightarrow E \$$

$E \rightarrow E + T$

$E \rightarrow E - T$

$E \rightarrow T$

$T \rightarrow T * F$

$T \rightarrow T / F$

$T \rightarrow F$

$F \rightarrow \text{id}$

$F \rightarrow \text{num}$

$F \rightarrow (E)$

Consigo gerar um parser
LL(1) para essa
gramática?

Recursão à Esquerda

$$S \rightarrow E \$$$

$$E \rightarrow E - T$$

$$E \rightarrow E + T$$

$$E \rightarrow T$$

$$T \rightarrow T * F$$

$$T \rightarrow T / F$$

$$T \rightarrow F$$

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

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

$$F \rightarrow (E)$$

Gramáticas com recursão à esquerda não podem ser LL(1)

$$E \rightarrow T E'$$

$$E' \rightarrow + T E'$$

$$E' \rightarrow$$

Recursão à direita!

Recursão à Esquerda

Generalizando:

- Tendo $X \rightarrow X\gamma$ e $X \rightarrow \alpha$, onde α não começa com X
- Derivamos strings da forma $\alpha\gamma^*$
 - α seguido de zero ou mais γ .
- Podemos reescrever:

$$\begin{pmatrix} X \rightarrow X\gamma_1 \\ X \rightarrow X\gamma_2 \\ X \rightarrow \alpha_1 \\ X \rightarrow \alpha_2 \end{pmatrix} \Rightarrow \begin{pmatrix} X \rightarrow \alpha_1 X' \\ X \rightarrow \alpha_2 X' \\ X' \rightarrow \gamma_1 X' \\ X' \rightarrow \gamma_2 X' \\ X' \rightarrow \end{pmatrix}$$

Eliminando Recursão à Esquerda

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

	nullable	FIRST	FOLLOW
S	no	(id num	
E	no	(id num) \$
E'	yes	+ -) \$
T	no	(id num) + - \$
T'	yes	* /) + - \$
F	no	(id num) * / + - \$

Eliminando Recursão à Esquerda

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

	+	*	id	()	\$
S			$S \rightarrow ES$	$S \rightarrow ES$		
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			$F \rightarrow \text{id}$	$F \rightarrow (E)$		

Fatoração à Esquerda

- Um outro problema para predictive parsing ocorre em situações do tipo:

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

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

- Regras do mesmo não terminal começam com os mesmo símbolos

Fatoração à Esquerda

- Criar um novo não-terminal para os finais permitidos:

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

- Gramática ainda é ambígua, mas conflito pode ser resolvido escolhendo sempre a segunda regra.

Recuperação de Erros

- Uma entrada em branco na tabela indica um caractere não esperado
- Parar o processo no primeiro erro encontrado não é desejável
- Duas alternativas:
 - Inserir símbolo:
 - Assume que encontrou o que esperava
 - Deletar símbolo(s):
 - Pula tokens até que um elemento do FOLLOW seja atingido.

Recuperação de Erros

```
void T() {
    switch (tok) {
        case ID:
        case NUM:
        case LPAREN: F(); Tprime(); break;
        default: print("expected id, num, or
left-paren");
    }
}
```

Recuperação de Erros

```
int Tprime_follow [] = {PLUS, RPAREN, EOF};
void Tprime() {
    switch (tok) {
        case PLUS: break;
        case TIMES: eat(TIMES); F(); Tprime(); break;
        case RPAREN: break;
        case EOF: break;
        default: print("expected +, *, right-paren, or
end-of-file");
        skipto(Tprime_follow);
    }
}
```