Disciplina de Compiladores

Profª: Christine Vieira

E-mail: cvi@unesc.net

ANÁLISE SINTÁTICA OU PARSER

- É um algoritmo
- Tem por finalidade verificar se:
  - o programa que está sendo compilado possui ou não erros de sintaxe. Verifica se as regras (produções) da gramática que definem a linguagem em questão, foram observadas na construção do programa fonte.

Exemplo:

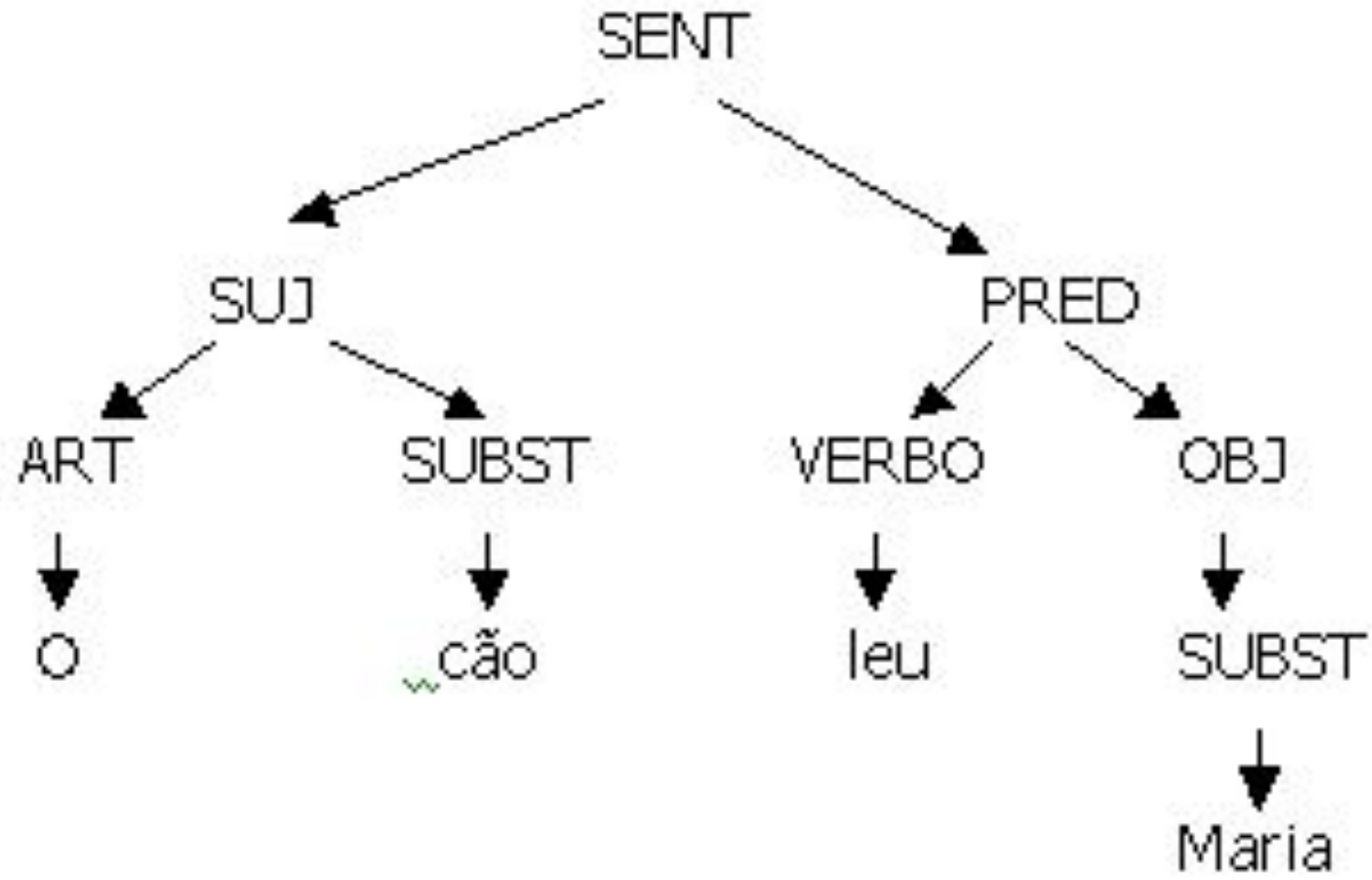
1	SENT::=SUJ PRED
2,3,4	SUJ::=SUBST | ART SUBST | ART ADJ SUBST
5	PRED::=VERBO OBJ
6,7,8,9,10	SUBST::=joão | maria | cão | livro | pão
11,12	ART::=o | a
13,14,15	ADJ::=pequeno | bom | bela
16,17,18	VERBO::=mordeu | leu | olha
19,20,21	OBJ::=SUBST | ART SUBST | ART ADJ SUBST

Verificar se a sentença “O cão leu Maria” pertence a esta linguagem.

SENT::=SUJ PRED
SENT::=ART SUBST VERBO OBJ
SENT::= o cão leu SUBST
SENT::= o cão leu Maria

- Sintaticamente correta
- Semânticamente incorreta.

Árvore de derivação



Classe de analisadores sintáticos

Dividido em 2 classes:

Analisadores Ascendentes (BOTTON-UP)

Procura chegar ao símbolo inicial da gramática a partir da sentença a ser analisada.

Sentença -> Símbolo Inicial

Exemplo:

1 S::=aABe

2,3 A::=Abc | b

4 B::=d

A sentença abbcde pode ser reduzida a S da seguinte forma:

S::= abbcde

S::= aAbcde 3

S::= aAde 2

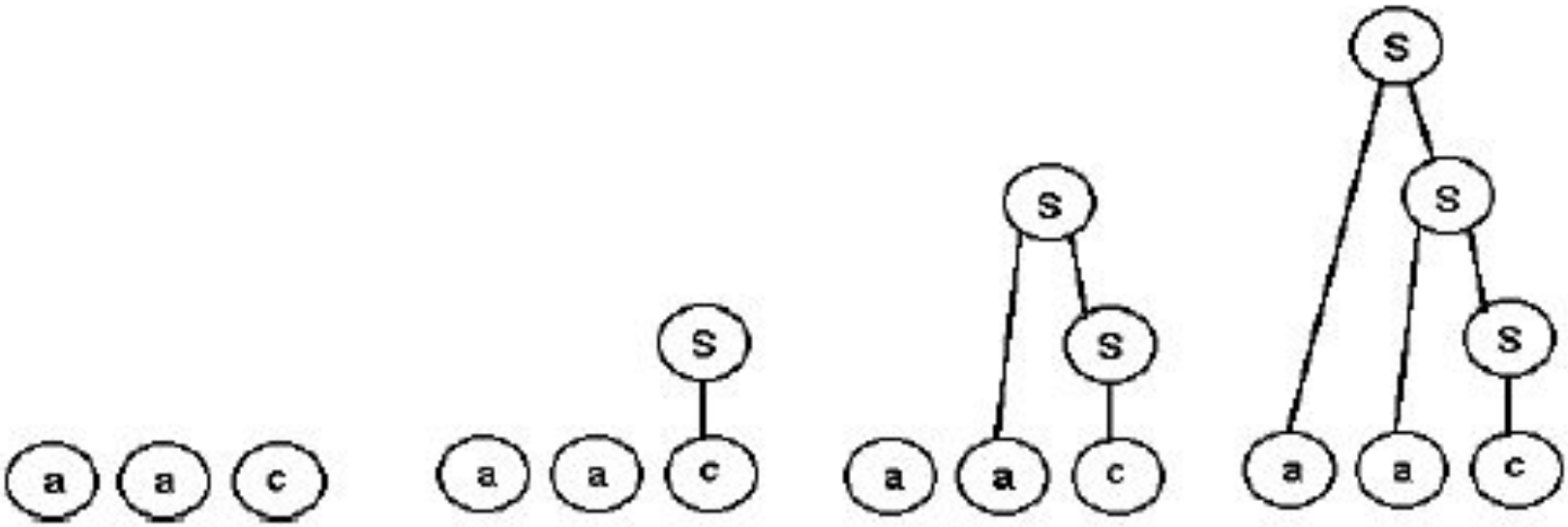
S::= aABe 4

S::= S 1

Ex:

S ::= aS | c

w = aac



Analisadores Descendentes (TOP-DOWN)

Procura-se chegar a sentença a partir do símbolo inicial da Gramática G.

Símbolo Inicial -> Sentença

Exemplo:

1 S::=aABe
2,3 A::=Abc | b
4 B::=d

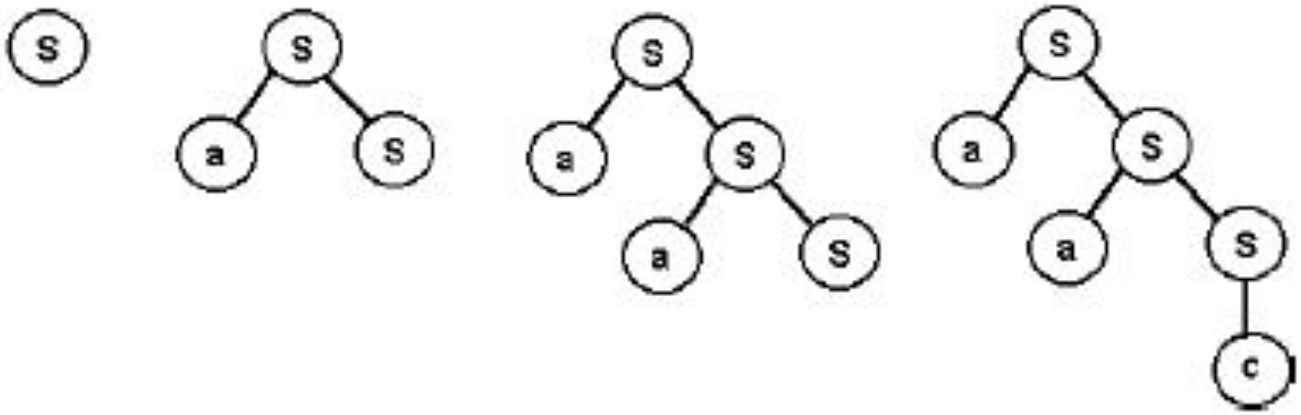
A sentença abbcde pode ser encontrada da seguinte forma:

S::=aABe 1
S::=aAde 4
S::=aAbcde 2
S::=abbcde 3

Ex:

S ::= aS | c

w = aac



ANALISADORES ASCENDENTES (Booton-UP) (Família LR)

Sentença -> Símbolo Inicial

Baseia-se em uma técnica primitiva denominada **Shift-Reduce (Avança-Reduz), ou empilhar e reduzir.**

Importância:

- Analisam praticamente todas as construções sintáticas de linguagens que podem ser produzidas por GLC.
- Detecção imediata de erro sintático.
- Tempo de análise é proporcional ao tamanho da sentença.
- Técnicas determinísticas, em qualquer situação existirá uma ação a ser tomada.

Pontos negativos:

- Complexidade de construção da tabela de parsing.
- Requer muito espaço em disco e memória para o seu armazenamento.
- Requer muito tempo para análise se a sentença for grande;
- Detecta o erro sintático após consumir toda a sentença a ser analisada;
- Pode rejeitar sentenças corretas.

Para implementar é necessário:

- Algoritmo de análise sintática ascendente.
- Tabela de análise sintática ou parser.
- Pilha de estados (ou pilha sintática) que conterá um histórico da análise efetuada.
- Buffer de entrada (contendo o token a ser analisado).
- Uma GLC com produções numeradas de 1 a p.

ANALISADORES DESCENDENTES SLR (LL(1))
Preditivo Tabular

Símbolo Inicial -> Sentença

Resume-se a uma tentativa de construir a derivação mais a esquerda da sentença da entrada.

Pode ser classificado em:

Analisador Sintático Descendente COM back-tracking

1 S ::= cAd
2,3,4,5 A::= ab | a | aAa | ε

Sentença a ser analisada: “cad”

S ::= cAd Regra 1
S ::= cabd Regra 2
“Não reconheceu”

S ::= cAd Regra 1
S ::= cad Regra 3
“Reconheceu”

Vantagens:

- Um conjunto maior de GLCs pode ser analisado.

Desvantagens:

- Maior tempo para a análise.
- Dificuldade na recuperação de erros.
- Problemas na análise semântica e geração de código.

*Problemas decorrentes do **não-determinismo**.*

Analisador Sintático Descendente SEM back-tracking

1 S::=cAd
2,3,4,5 A::=ab | cd | dAd | ε

Sentença a ser analisada: “ccdd”

S::=cAd Regra 1
S::=ccdd Regra 3
“Reconheceu”

Desvantagem: Limita a classe de gramáticas que podem ser analisadas.

Vantagens: - determinismo

- superam as deficiências da técnica COM Back-Tracking

ANALISADORES DESCENDENTES SEM BACK-TRACKING

A GLC deve satisfazer as seguintes condições:

a) Não possuir recursão à esquerda;
b) Estar fatorada;

Para todo $A \in N$, tal que $A ::= {}^{*}\varepsilon$,
$FIRST(A) \cap FOLLOW(A) = \varnothing$

Técnica de Implementação

- Consiste na construção de um conjunto de procedimentos
- Um para cada símbolo não terminal da gramática em questão.

Desvantagens:

a. Não é geral, os procedimentos são específicos para cada gramática.
b. Necessidade de uma linguagem que permita recursividade
c. Aceita uma classe restrita de linguagens

Vantagens:

a. Simplicidade na construção da matriz de parsing
b. Algoritmo simples e de fácil implementação

Implementação

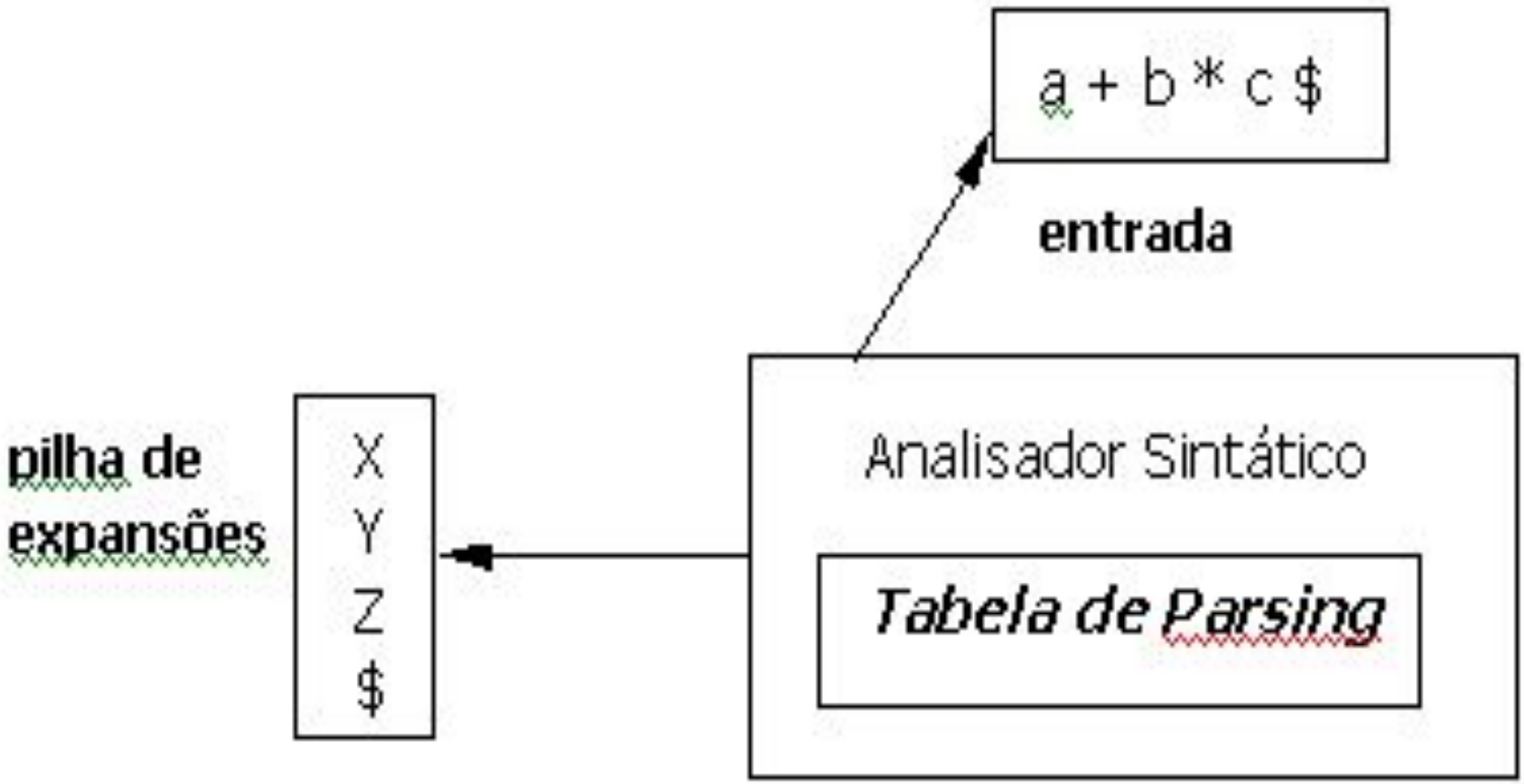
Entrada: contendo o token a ser analisado

Pilha: usada para simular a recursividade, prevê a parte da entrada que está para ser analisada. Ela é inicializada com $ e o símbolo inicial da gramática em questão.

Tabela de parsing: ou tabela de análise sintática. Contém as ações a serem efetuadas. É uma matriz M(X,a), onde X $\in$ N e a $\in$ T.

Algoritmo de análise sintática descendente sem back-tracking

MODELO


a + b * c $
entrada
pilha de
expansões
X
Y
Z
$
Analisador Sintático
Tabela de Parsing

Algoritmo

```
Início
      X recebe o topo da pilha
      "a"  recebe o símbolo da entrada
Repita
        Se X=î então
            Retire o elemento do topo da pilha
            X recebe o topo da pilha
      Senão
      Se X é terminal então
            Se X=a então
               Retire o elemento do topo da pilha
               Sai do Repita
            Senão
```

Continua…

```
            Erro
            Encerra o programa
        Fim Se
    Senão (* X é não-terminal*)
        Se M(X,a) <> ∅ então (existe uma regra)
            Retire o elemento do topo da pilha
                Coloque o conteúdo da regra na pilha
            X recebe o topo da pilha
        Senão
            Erro
            Encerra o programa
        Fim Se
    Fim Se
Até X=$ (*pilha vazia, análise concluída*)
Fim
```

TABELA DE PARSING

Condições necessárias para montar a tabela:

a. A gramática deverá ser uma Gramática Livre de Contexto

b. A gramática deve estar fatorada;

c. A gramática não deve possuir recursão à esquerda;

d. Para todo $A \in N$, tal que $A ::= {}^{*}\varepsilon$,

$$FIRST(A) \cap FOLLOW(A) = \varnothing$$

1 E::=TE’
2,3 E’::=+TE’|ε
4 T::=FT’
5,6 T’::=*FT’|ε
7,8 F::=(E)|id

Produções	First (α)	Follow (Δ)
1) E::=TE’	(, id	), $
2) E’::= +TE’ 3) E’::= ε	+ ε	), $
4) T::= FT’	(, id	+,), $
5) T’::= *FT’ 6) T’::= ε	* ε	+,), $
7) F::= (E) 8) F::= id	(id	+, *,), $

Para montar a tabela sempre colocar as regras para o conjunto First, quando este tiver o símbolo vazio usa-se o conjunto Follow

TABELA DE PARSING

	id	+	*	(	)	$
E	1			1		
E’		2			3	3
T	4			4		
T’		6	5		6	6
F	8			7		