中山大學 SUN YAT-SEN UNIVERSITY

国家超级计算广州中心 NATIONAL SUPERCOMPUTER CENTER IN GUANGZHOU

DCS290

Compilation Principle

编 译 原 理

第二章：语言和文法基础

郑馥丹

zhengfd5@mail.sysu.edu.cn

CONTENTS

目 录

1. 程序设计语言

- 程序设计语言包括：语法和语义
  - 语法(syntax)：是一组**规则**，用它可以形成和产生一个合适的程序
  - 语义(semantics)：定义程序的**意义**
    - ✓ 静态语义：程序在语义上要遵守的规则
      - **数组下标越界**
      - **声明和使用的函数没有定义**
      - **零作除数**
      - ……
    - ✓ 动态语义：表明程序要做什么

2. 文法[Grammar]的直观概念

- 如何来描述一种语言?
  - 如果语言是有穷的（只含有有穷多个句子）：可以将句子逐一列出来表示
  - 如果语言是无穷的，要找出语言的有穷表示
  - **文法[Grammar]**:
    - ✓ 是语言**语法**的描述工具，实现**用有穷的规则把语言的无穷句子集描述出来**
    - ✓ 严格定义句子的结构，是判断句子结构合法与否的依据
  - 例:“**我是大学生**”是汉语的一个句子

汉语句子的部分构成规则可表示为:

- <句子>::=<主语><谓语>
- <主语>::=<代词>｜<名词>
- <代词>::= 我｜你｜他
- <名词>::= 王明｜大学生｜工人｜英语
- <谓语>::=<动词><直接宾语>
- <动词>::= 是｜学习
- <直接宾语>::=<代词>｜<名词>

2. 文法[Grammar]的直观概念

- 由规则推导句子
  - 方法: 用一条规则，用**::=右端的符号串代替::=的左端**
    - ✓ **<句子>::=<主语><谓语>**
  - 表示: 用“ ⇒ ”表示推导，其含义是，使用一条规则，代替掉⇒左边的某个符号，产生⇒右端的符号串
  - 例如：句子“我是大学生”的推导过程如下：

<句子>
⇒ <主语><谓语>
⇒ <代词><谓语>
⇒ 我<谓语>
⇒ 我<动词><直接宾语>
⇒ 我是<直接宾语>
⇒ 我是<名词>
⇒ 我是大学生

汉语句子的部分构成规则可表示为：

- <句子>::=<主语><谓语>
- <主语>::=<代词>｜<名词>
- <代词>::= 我｜你｜他
- <名词>::= 王明｜大学生｜工人｜英语
- <谓语>::=<动词><直接宾语>
- <动词>::= 是｜学习
- <直接宾语>::=<代词>｜<名词>

CONTENTS

目 录

1. 字母表[Alphabet]（符号集[a set of symbols]）

- 定义：字母表是元素的非空有穷集合

  例：∑={0,1} A={a,b,c}

- 元素也称为符号，字母表也称符号集
- 不同的语言有不同的字母表
- 程序语言的字母表由**字母、数字和若干专用符号**组成

2. 符号串[String]

- 定义：符号串是由字母表中的符号组成的任何有穷序列

  例： 0,00,10,011是字母表∑={0, 1}上的符号串

  a,ab,aaca是字母表A={a,b,c}上的符号串

- 在符号串中，符号是有顺序的，顺序不同，代表不同的符号串 **例: ab和ba不同**
- 不含任何符号的符号串称为空串，用ε表示

  注意：{ε}并不等于空集合{ } —— Φ

- 符号串长度：是符号串中含有符号的个数

  例: |abc|=3　　|ε|=0

- 符号串的头、尾、固有头和固有尾：如果z=xy是一符号串，则x是z的头，y是z的尾。如果x是非空的，则y是固有尾；如果y非空，则x是固有头。

  例：z=abc，z的头：ε，a，ab，abc，除abc外，其他都是固有头；z的尾：ε，c，bc，abc，除abc外，其他的都是固有尾。

头、尾 ⇔ 前缀、后缀
固有头、固有尾 ⇔ 真前缀、真后缀

3. 符号串的运算

- **符号串的连接**：设x，y是符号串，它们的连接是把y的符号写在x的符号之后得到的符号串xy

  例如 x="ST"， y="abu" ， 则 xy="STabu"

  显然 εx = xε=x

- **符号串的方幂**：把符号串a自身连接n次得到的符号串a^n = aa...aa

  例1： $a^0=\varepsilon$, $a^1=a$, $a^2=aa$

  例2： $x=AB$, $x^0=\varepsilon$, $x^1=AB$, $x^2=ABAB$...

4. 符号串集合

- 定义：若集合A中所有元素都是某字母表Σ上的符号串，则称A为字母表Σ上的符号串集合。
- 符号串集合的乘积：符号串集合A和B的乘积定义为：
  - AB ={xy|x∈A且y∈B}，即AB是由A中的串x和B中的串y连接而成的所有串xy组成的集合。

例：若集合A = {ab,cde}　B = {0,1}

则 AB = {ab0,ab1,cde0,cde1}

显然 {ε}A = A{ε} = A

4. 符号串集合

- 符号串集合的方幂： 设A是符号串的集合，则称A^i为符号串集A的方幂，其中i是非负整数。具体定义如下:
  - $A^0 =\{\varepsilon\}$, $A^1 = A$, $A^2 = AA$, $A^K = AA……A$(k个)

例:

若集合A={a, b} 则$A^0=\{\varepsilon\}$ $A^1=A=\{a, b\}$

$A^2=AA=\{a, b\}\{a, b\}=\{aa, ab, ba, bb\}$

$A^3=AAA=\{a, b\}\{a, b\}\{a, b\}=\{aaa, aab, aba, abb, baa, bab, bba, bbb\}$

5. 集合的闭包[Closure]

- 闭包[Kleene Closure]
  - 集合Σ的闭包Σ*定义如下： $\Sigma^* = \Sigma^0 \cup \Sigma^1 \cup \Sigma^2 \cup \Sigma^3 \cup \ldots$

例：　设有字母表Σ={0, 1}

则　$\Sigma^* = \Sigma^0 \cup \Sigma^1 \cup \Sigma^2 \cup \ldots$

$= \{\varepsilon, 0, 1, 00, 01, 10, 11, 000, \ldots\}$

即Σ*表示Σ上所有有穷长的串的集合。

- 正闭包[Positive Closure]
  - $\Sigma^+ = \Sigma^1 \cup \Sigma^2 \cup \Sigma^3 \cup \ldots$称为Σ的正闭包。
  - Σ^+ 表示Σ上的除ε外的所有有穷长串的集合

$$\Sigma^* = \Sigma^0 \cup \Sigma^+$$

$$\Sigma^+ = \Sigma\Sigma^* = \Sigma^* \Sigma$$

6. 语言[Language]

- 例如：Σ={a,b} Σ*={ε,a,b,aa,ab,ba,bb,aaa,aab,…}

1. 集合{ab,aabb,aaabbb,…,a^nb^n,…}或{w|w∈Σ*且$w=a^nb^n$,n≥1}为字母表Σ上的一个语言。
2. 集合{a,aa,aaa,…}或{w|w∈Σ*且$w=a^n$,n≥1}为字母表Σ上的一个语言。
3. {ε}是一个语言。
4. Φ即{ }是一个语言。
5. ……

Σ*上任意字符串的集合均是该字母表Σ上的语言

CONTENTS

目 录

1. 文法的定义

- 文法定义：
  - 文法G定义为**四元组(V_N，V_T，P，S)**
    - ✓ **V_N (Nonternimal)**：非终结符集
    - ✓ **V_T (Terminal)**：终结符集
    - ✓ **P (Production)**：**产生式（规则）**集合
    - ✓ **S (Start)**：开始符号或识别符号
- 产生式（规则）：
  - 产生式是一个有序对**(α,β)**，通常写作**α→β**（或**α::=β**）（读作：α定义为β）

- **非终结符：可派生出其他字符串**
- **终结符：不可派生**

- **V_N，V_T和P是非空有穷集**
- **$V=V_N \cup V_T$，V称为文法G的字母表**
- **$V_N \cap V_T = \Phi$**
- **S是一个非终结符，且至少要在一条产生式的左部出现**

〈句子〉::=〈主语〉〈谓语〉

P中产生式形如：α→β，其中：$\alpha \in V^+$且至少含一个非终结符，$\beta \in V^*$

1. 文法的定义

- 例1：文法G=(V_N,V_T,P,S)，其中：
  - V_N ={句子，主语，代词，名词，谓语，动词，直接宾语}
  - V_T ={我，你，他，王明，大学生，工人，英语，是，学习}
  - P = {
    <句子> → <主语><谓语>
    <主语> → <代词> | <名词>
    <代词> → 我 | 你 | 他
    <名词> → 王明 | 大学生 | 工人 | 英语
    <谓语> → <动词><直接宾语>
    <动词> → 是 | 学习
    <直接宾语> → <代词> | <名词>
    }
  - S =句子

- <句子>::=<主语><谓语>
- <主语>::=<代词> | <名词>
- <代词>::= 我 | 你 | 他
- <名词>::= 王明 | 大学生 | 工人 | 英语
- <谓语>::=<动词><直接宾语>
- <动词>::= 是 | 学习
- <直接宾语>::=<代词> | <名词>

1. 文法的定义

- 例2：文法G=(V_N,V_T,P,S)，其中：
  - V_N ={S}， V_T ={0, 1}，
  - P={S→0S1,S→01}，开始符为S

- 例3：文法G=(V_N,V_T,P,S)，其中：
  - V_N ={标识符，字母，数字}，
  - V_T ={a,b,c,…,x,y,z,0,1,…,9}，
  - P={
    <标识符>→<字母>，<标识符>→<标识符><字母>
    <标识符>→<标识符><数字>，
    <字母>→a,…, <字母>→z，
    <数字>→0,…,<数字>→9 }，
  - S=<标识符>

随堂练习(1)

- 为只包含数字、加号和减号的表达式，例如9-2+5，3-1，7等构造一个文法

随堂练习(1)

- 为只包含数字、加号和减号的表达式，例如9-2+5,3-1,7等构造一个文法
  - **G[式子]:**
    - ✓ **<式子> →<数字>|<式子><运算符><式子>**
    - ✓ **<数字> → 0|1|2|3|4…|9**
    - ✓ **<数字> → <数字><数字>**
    - ✓ **<运算符> → +|-**

2. 文法的简化表示法

- 简化：通常不用将文法的四元组表示出来，**只写出产生式**
- 约定：
  - 默认第一条产生式的左部的符号是开始符号，或用**G[S]**表示**S**是**开始符号**；
  - 用**大写字母**（或用尖括号括起来）表示**非终结符**；
  - 用**小写字母**表示**终结符**；
  - 左部相同的产生式**A→α, A→β**可以记为；**A→α|β**，其中“|”表示“或”
- 例如：

文法G[S]：

S→A|SA|SD

A→a|b|…|z

D→0|1|…|9

V_N={S, A, D}
V_T={a,b,…,z,0,1,…,9}
P ={
S→A|SA|SD
A→a|b|…|z
D→0|1|…|9 }
S——开始符号

3. 推导[Derivation]与归约[Reduction]

(1) 直接推导和直接归约

– α→β是文法G的产生式，若有v, w满足：v=γαδ,w= γβδ，其中γ,δ∈V*，则称：

✓ v**直接推导**到w

✓ 或称： w**直接归约**到v

✓ 记作： v ⇒ w

– 直接推导：用产生式的右部替换掉产生式的左部

– 直接归约：用产生式的左部替换掉产生式的右部

例：文法G： S→0S1，S→01 有直接推导：

0S1	**⇒0<u>0S1</u>1**	（S→0S1）
0S1	**⇒0<u>01</u>1**	（S→01）
00S11	**⇒00<u>0S1</u>11**	（S→0S1）
000S111	**⇒000<u>01</u>111**	（S→01）
S	**⇒<u>0S1</u>**	（S→0S1）

3. 推导[Derivation]与归约[Reduction]

(2) 推导和归约

– 若存在$v=w_0 \Rightarrow w_1 \Rightarrow \ldots \Rightarrow w_n=w, (n>0)$（即v经过**多步**推到到w），则称：

- ✓ v推导出w
- ✓ 或称：w归约到v
- ✓ 记为：$v=^{+}>w$

– 若有$v =^{+}> w$，或v=w，则记作$v=^{*}>w$

$\alpha \Rightarrow 0\beta, \beta \Rightarrow 2\gamma$
$\alpha \Rightarrow 0\beta \Rightarrow 02\gamma$
$\alpha =^{+}> 02\gamma$
$\alpha =^{*}> 02\gamma$

例 文法G： S→0S1， S→01

$\underline{S} \Rightarrow 0\underline{S}1 \Rightarrow 00\underline{S}11 \Rightarrow 0001111$

$S =^{+}> 00001111$

$S =^{*}> 00001111$

4. 句型、句子、语言的定义

（1）句型和句子

– 句型：由文法**开始符号S推导出**的符号串α（即S = * > α），称为文法G[S]的**句型**。

– 句子：**仅由终结符组成**的句型α（即S = * > α，α∈V_T*），称为文法G[S]的**句子**。

例 文法G： S→0S1， S→01

S ⇒0S1 ⇒00S11 ⇒000S111 ⇒00001111

则： 句型 句型 句型 句型 句型

句子

4. 句型、句子、语言的定义

（2）语言的定义

– 语言：文法G[S]的一切**句子的集合**称为语言，记做L(G)

例：文法G： S→0S1， S→01

$$S \Rightarrow 0S1 \Rightarrow 00S11 \Rightarrow 0^3S1^3 \Rightarrow \cdots\cdots \Rightarrow 0^{n-1}S1^{n-1} \Rightarrow 0^n1^n$$

$$L(G)=\{0^n1^n \mid n\geq 1\}$$

4. 句型、句子、语言的定义

（2）语言的定义

$G=(V_N,V_T,P,S)$, $V_N=\{S,B,E\}$, $V_T=\{a,b,e\}$

(1) $S\rightarrow aSBE$　　使用(1) n-1次，得到$S \Rightarrow^* a^{n-1}S(BE)^{n-1}$

(2) $S\rightarrow aBE$　　使用(2) 1次，得到$S \Rightarrow^* a^n(BE)^n$

(3) $EB\rightarrow BE$　　使用(3) 若干次，得到$S \Rightarrow^* a^nB^nE^n$

(4) $aB\rightarrow ab$　　使用(4) 1次，得到$S \Rightarrow^* a^nbB^{n-1}E^n$

(5) $bB\rightarrow bb$　　使用(5) n-1次，得到$S \Rightarrow^* a^nb^nE^n$

(6) $bE\rightarrow be$　　使用(6) 1次，得到$S \Rightarrow^* a^nb^neE^{n-1}$

(7) $eE\rightarrow ee$　　使用(7) n-1次，得到$S \Rightarrow^* a^nb^ne^n$

所以G产生的语言$L(G)=\{a^nb^ne^n|n\geq 1\}$

5. 文法的等价

- 若L(G1)=L(G2)，即，若两个文法所定义的语言是一样的，则称文法G1和G2是等价的。

例如：文法 G1[A]：A→0R A→01 R→A1

G2[S]：S→0S1 S→01

所定义的语言都是0^n1^n

因此，两文法等价。

CONTENTS

目 录

1．0型文法

- 通过对产生式施加不同的限制，Chomsky将文法分为**四种类型**：
  - **0型**
  - **1型（上下文有关文法）**
  - **2型（上下文无关文法）**
  - **3型（正规文法）**

- **0型文法(短语文法)**：对任一产生式$\alpha \to \beta$，都有$\alpha \in (V_N \cup V_T)^+$且至少含有一个非终结符，$\beta \in (V_N \cup V_T)^*$**（与原文法定义一致）**

- **任何文法都是0型文法。**

2．1型文法(上下文有关文法[Context-Sensitive Grammar])

- **1型文法（上下文有关文法）**：0型文法的特例
  - 设文法G=(V_N,V_T,P,S)，对P中的任一产生式α→β，都有**|β|≥|α|**，仅S→ε除外

    例：文法G[S]：

    S→aSBE　S→aBE　EB→BE

    aB→ab　bB→bb　bE→be　eE→ee

  - Chomsky定义1型文法产生式的一般形式是**αAγ→αβγ**，α,γ∈V*，A∈V_N，β∈V^+，它表示当A的上文为α且下文为γ时可把A替换成β，因此称1型文法为**上下文有关文法**。

3. 2型文法(上下文无关文法[Context-Free Grammar])

- **2型文法（上下文无关文法[Context-Free Grammar，CFG]）**：1型文法的特例
  - 对任一产生式α→β，都有α∈V_N， β∈(V_N∪V_T)*

    例：文法G[S]：S→AB A→BS|0　B→SA|1

  - 2型文法产生式的一般形式是：**A→β**，它表示不管A的上下文如何即可把A替换成β，因此被称为上下文无关文法。
  - **通常程序设计语言的文法——2型文法**

4. 3型文法 (正规文法[Regular Grammar])

- **3型文法(正规文法)：** 2型文法的特例
  - 任一产生式α→β的形式都为A→aB或A→a，其中A，B∈V_N，a∈V_T

例：　文法G[S]：　S→0A|1B|0

A→0A|1B|0S

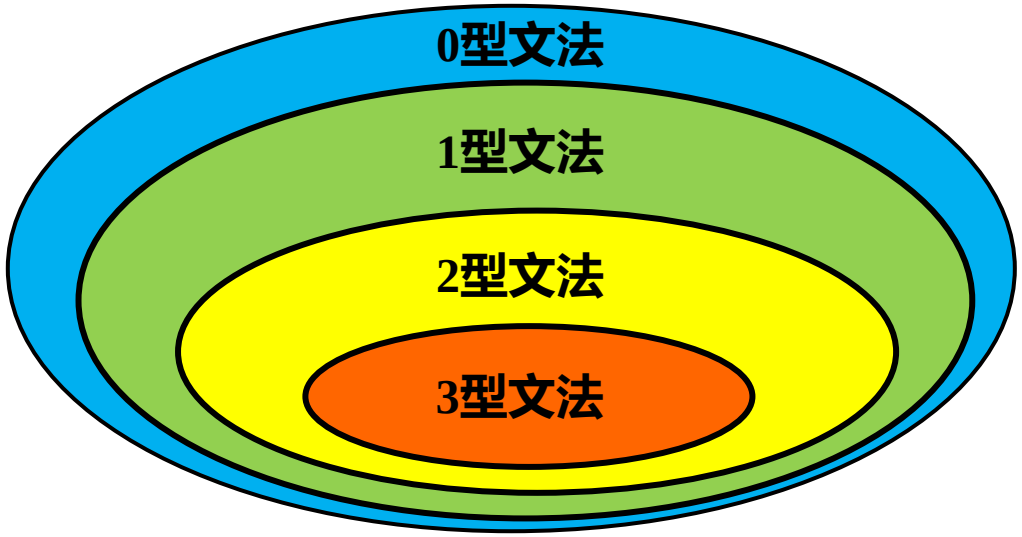
B→1B|1|0

  - 在程序设计语言中，3型文法通常用来描述单词的结构

小结

文法类别	产生式形式	说明
0型文法 (短语文法)	$\alpha \rightarrow \beta$， $\alpha \in V^+$，且至少含一个非终结符，$\beta \in V^*$	对产生式基本无限制
1型文法 (上下文有关文法)	$\alpha \rightarrow \beta$， $\lvert\beta\rvert \geqslant \lvert\alpha\rvert \geqslant 1$或 $\alpha A \gamma \rightarrow \alpha\beta\gamma, \alpha,\gamma \in V^*$， $A \in V_N$， $\beta \in V^+$	将**A**替换成β时，必须考虑A的上下文α，γ
2型文法 (上下文无关文法)	$A \rightarrow \beta$， $A \in V_N$ ， $\beta \in V^*$	无需考虑**A**在上下文中的出现情况
3型文法 (正规文法)	$A \rightarrow aB$或$A \rightarrow a$， $A, B \in V_N$ ， $a \in V_T$	产生式全部是规定的形式

四种文法之间的逐级“包含”关系



CONTENTS

目 录

1．上下文无关文法 （2型）

- 上下文无关文法有足够的能力描述现今程序设计语言的语法结构
- 因此，我们只关心上下文无关文法形成的语言中的句子的分析

例1：算术表达式：E→i|E+E|E*E|(E)

例2：<赋值语句>→i:=E

<条件语句>→if <条件> then <语句>

| if <条件> then <语句> else <语句>

2. 规范推导和规范句型

- 如果在推导的任何一步α→β，其中α、β是句型，都是对α中的最左非终结符进行替换，则称这种推导为**最左推导**；同理，如果是总对最右的非终结符进行替换，则称为**最右推导**
- **最右推导**被称为**规范推导**
- 由规范推导所得的句型称为**规范句型（右句型）**

例：　文法G：　E→E+T|T

T→T×F|F

F→(E)|i

句子i+i×i的推导过程如下：

最左推导： E⇒E+T⇒T+T⇒F+T⇒i+T⇒i+T×F⇒i+F×F⇒i+i×F⇒i+i×i

最右推导： E⇒E+T⇒E+T×F⇒E+T×i⇒E+F×i⇒E+i×i⇒T+i×i⇒F+i×i⇒i+i×i

3. 语法树(推导树)[Parse Tree]

- 作用：直观地描述上下文无关文法的**句型推导过程**。
- 给定文G=(V_N,V_T,P,S)，对于G的任何句型都能构造与之关联的语法树。

文法G：

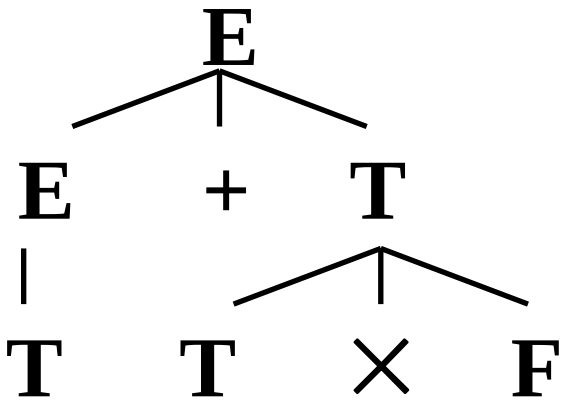
E→E+T|T

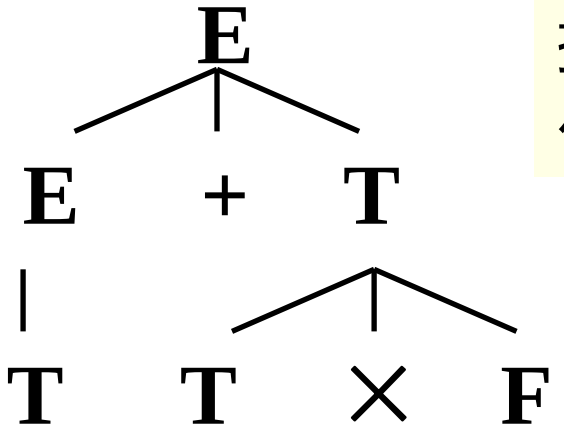
T→T×F|F

F→(E)|i

E=>E+T =>E+T×F=>T+T×F

E=>E+T =>T+T =>T+T×F





从左到右读出叶子结点得到的符号串，为文法的句型。也把该语法树称为该句型的语法树。

从语法树中看不出句型中的符号被替代的顺序

3. 语法树(推导树)[Parse Tree]

- 语法树定义:
  - 给定文法G=(V_N,V_T,P,S)，若一棵树满足下列4个条件，则称此树为G的语法树:
    1. 每个结点都有一个标记，此标记是V的一个符号
    2. **根的标记是S**
    3. 若一结点n至少有一个它自己除外的子孙，并且有标记A，则肯定A$\in V_N$
    4. 如果结点n有标记A，其直接子孙结点从左到右的次序是n_1，n_2，…，n_k，其标记分别为A_1，A_2，…，A_k，那么A$\rightarrow A_1A_2\ldots A_k$一定是P中的一个产生式

随堂练习(2)

S→SS*|SS+|a

通过此文法如何生成串**aa+a***，并为该串构造**语法树**。

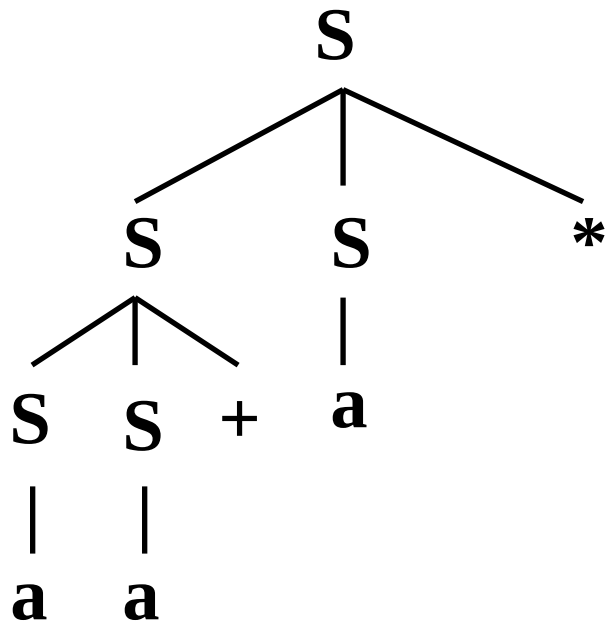
S ⇒SS*

⇒SS+S*

⇒aS+S*

⇒aa+S*

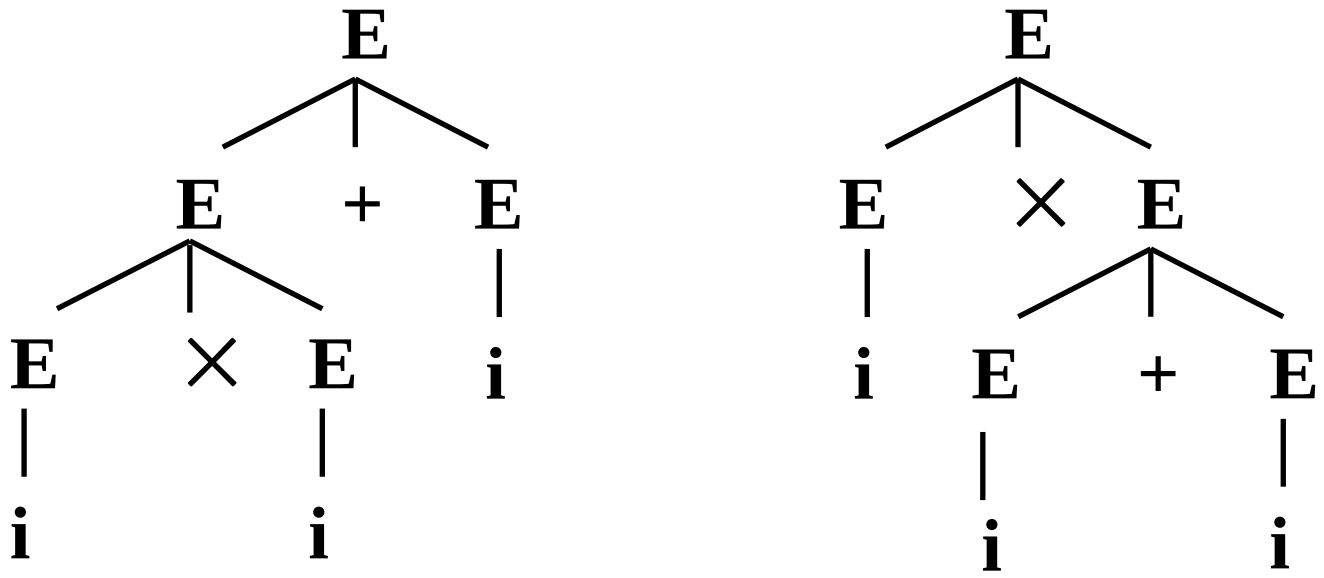
⇒aa+a*



4. 文法的二义性[Ambiguity]

- 文法G：E→E+E|E×E|（E）|i

  句子 i×i+i 对应的语法树



存在两个不同的最左推导：

推导1：$\underline{E} \Rightarrow \underline{E}+E \Rightarrow \underline{E}\times E+E \Rightarrow i\times\underline{E}+E \Rightarrow i\times i+\underline{E} \Rightarrow i\times i+i$

推导2：$\underline{E} \Rightarrow \underline{E}\times E \Rightarrow i\times\underline{E} \Rightarrow i\times\underline{E}+E \Rightarrow i\times i+\underline{E} \Rightarrow i\times i+i$

4. 文法的二义性[Ambiguity]

- 定义：如果一个文法存在某个句子对应**两棵不同的语法树**，则这个文法是**二义的**
- 二义性文法存在某个句子，它有**两个不同的最左（右）推导**

文法G：

E→ E+E
| E×E
| (E)
| i

等价的无二义文法

文法G：

E→T|E+T
T→F|T×F
F→(E)| i

任何一个二义性的文法，都可以转换成一个等价的无二义性文法。

随堂练习(3)

- 考虑文法 S→aSbS|bSaS|ε，试说明此文法是二义性的。
- 提示：可以从对于句子abab有两个不同的最左推导来说明。
- 解：
  - **S⇒aSbS⇒aεbS⇒aεbaSbS⇒aεbaεbS⇒aεbaεbε⇒abab**
  - **S⇒aSbS⇒abSaSbS⇒abεaSbS⇒abεaεbS⇒abεaεbε⇒abab**
  - **存在两个不同的最左推导。**
  - **因此文法是二义的。**

CONTENTS

目 录

1. 句型分析

- 对于程序设计语言来说，句型分析就是识别输入符号串是否为语法上正确的程序的过程。
- 句型分析的任务：**识别一个符号串是否为某文法的句型**。
  - 按照句型的定义：如果能由文法**开始符号S推导出**符号串α（即S = * > α），则称α为文法G[S]的句型；
  - 从语法树的角度：如果能**根据该文法构造出该符号串的语法树**，则该符号串就是该文法的句型。
- 句型分析算法采用**从左到右的分析算法**，即总是从左到右地识别输入符号串。
- 句型的分析算法分类
  - **自上而下分析法 (Top-Down parsing)**
  - **自下而上分析法 (Bottom-Up parsing)**

2. 自上而下的分析方法[Top-Down parsing]

- 定义：
  - 从文法的开始符号出发，反复使用文法的产生式，寻找与输入符号串匹配的推导。
- 语法树的构造：
  - 将文法的开始符号作为语法树的根，向下逐步建立语法树，使语法树的末端结点符号串正好是输入符号串。

例：文法G[S]：

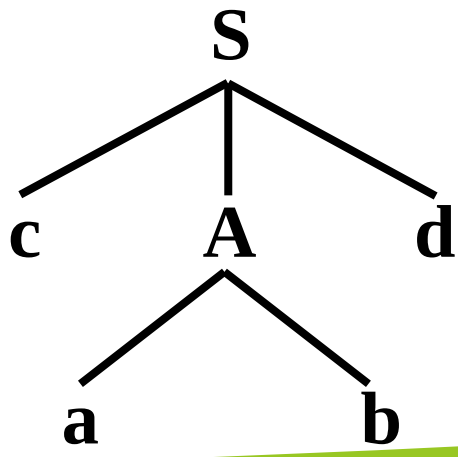
S → cAd

A → ab

A → a

识别输入串w=cabd是否为该文法的句子

推导过程：S =>cAd =>cabd

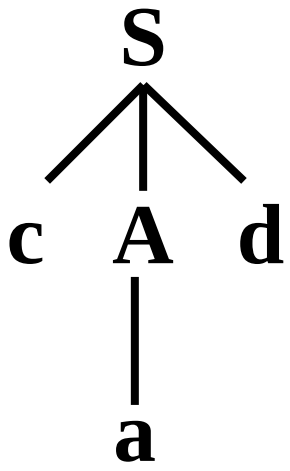


√

2. 自上而下的分析方法[Top-Down parsing]

- 自上而下方法的主要问题

例：对输入串cabd自上而下构造语法树的另一过程



不成功！

不成功的原因是

选错产生式A→a

$S \rightarrow cAd$

$A \rightarrow ab$

$A \rightarrow a$

自上而下分析的**主要问题是选择产生式**：假定要被代换的最左非终结符号是B，且有n条规则：$B \rightarrow A_1|A_2|...|A_n$，那么如何确定用哪个右部去替代B?

3. 自下而上的分析方法[Bottom-Up parsing]

- 定义：
  - **从输入符号串开始**，逐步进行**归约**，直至归约到文法的开始符号。
- 语法树的构造：
  - 从输入符号串开始，以它**作为语法树的末端结点符号串**，**自底向上**的构造语法树。

归约过程：　**cabd |-cAd |-S**

用“|-”表示归约，下划线部分为被归约符号

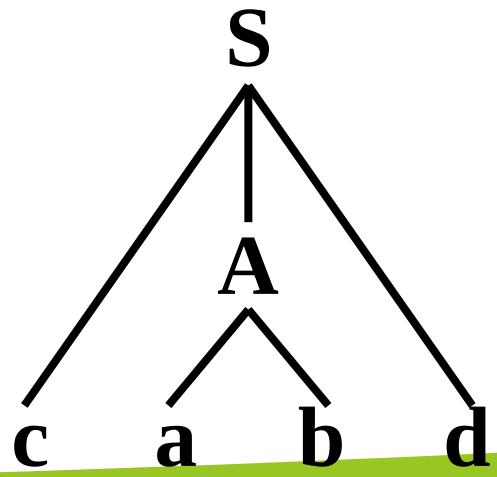
例：文法G[S]：

S → cAd

A → ab

A → a

识别输入串w=cabd是否为该文法的句子



√

3. 自下而上的分析方法[Bottom-Up parsing]

- 自下而上分析的主要问题

例：对输入串cabd的两种归约过程

（1）**cabd|-cAd|-S**　　归约到开始符

（2）**cabd|-cAbd**　　不能归约到开始符

S → cAd
A → ab
A → a

– 在自下而上的分析方法中，每一步都是从当前串中选择一个子串加以归约，该子串暂称“**可归约串**”。

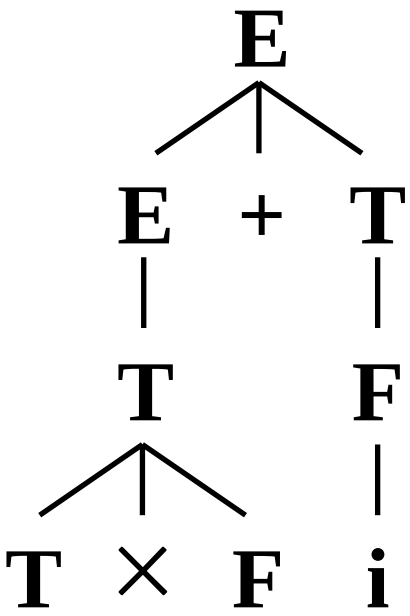
– 自下而上分析的**主要问题：如何确定“可归约串”——“句柄”。**

4. 短语[phrase]，直接短语和句柄[handel]（重要！）

- 设αβδ是文法G[S]中的一个句型，如果有S=*>αAδ且**A=+>β**，则称β是句型αβδ相对于非终结符A的**短语[phrase]**。
- 特别的如有A=>β，则称β是句型αβδ相对于规则A→β的**直接短语（简单短语）**。
- 一个句型的最左直接短语称为该句型的**句柄[handle]**。
- **句柄就是“可归约串”。**
- 注意：在短语的定义中包括了三个条件，都必须满足：
  - （1）αβδ是文法的一个句型；
  - （2）S=*>αAδ;
  - （3）A=+>β 。
    - ✓ (1)(2)说明：αβδ 、αAδ都必须是句型；
    - ✓ (2)(3)说明：将αβδ中的β归约为A后，得到的αAδ必须是句型，否则β不是短语。

4. 短语[phrase]，直接短语和句柄[handel]（重要！）

例：文法G[E]: E→E+T|T，T→T×F|F，F→（E）|i的一个句型是**T×F+i**，相应的语法树见右图：



1. 因为E=*> T+i 且 T=>T×F，所以**T×F**是句型相对于T的短语，且是相对于T→T×F的直接短语；
2. 因为E=*> T×F+F 且 F=>i，所以**i**是句型相对于F的短语，且是相对于F→i的直接短语；
3. 因为E=*> E 且E=$^{+}$>T×F+i，所以**T×F+i**是句型相对于E的短语；
4. **T×F**是最左直接短语，即句柄。

注意：虽然**F+i**是句型T×F+i的一部分，但**不是短语**，因为尽管有E=$^{+}$> F+i，但是**不存在从文法开始符E=* >T×E的推导**

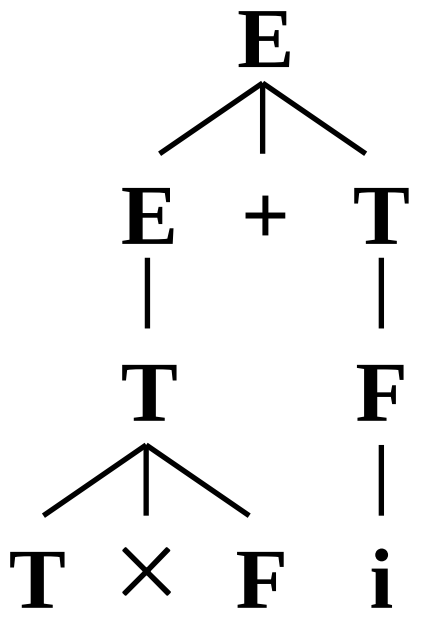
若有S=*>αAδ且A=$^{+}$>β，则称β是句型αβδ相对于非终结符A的短语。

5. 短语与语法树

- 短语与语法树的对应关系——语法树中每棵子树的末端结点构成相对于子树根的短语

对于句型**T×F+i**来说：

- ✓ 五棵子树对应五个**短语**（其中2个重复）：T×F，i，T×F+i
- ✓ 两层子树的末端结点构成直接短语，两棵两层子树对应两个**直接短语**：T×F，i
- ✓ 位于最左边的两层子树的末端结点构成**句柄**：T×F



5. 短语与语法树

文法G[E]:

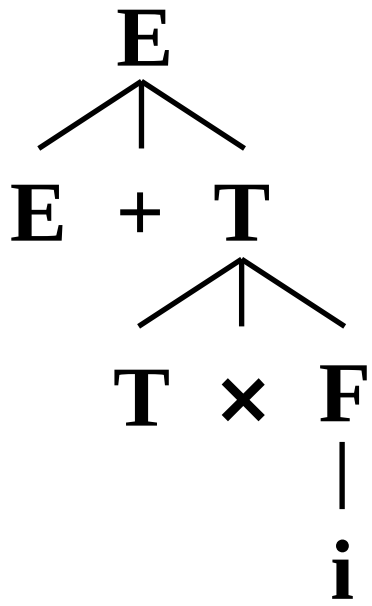
E→T|E+T|E-T

T→F|T×F|T/F

F→(E)|i 的一个句型是E+T×i

3棵子树，对应3个短语:

- **E+T×i**
- **T×i**
- **i （直接短语、句柄）**



5. 短语与语法树

文法G[E]:E→E+T|T，T→T×F|F，F→ (E)|i的一个句型是F×i+i

- **7棵子树,对应有7个短语:**

F×i+i [E=*>E, E=*>F×i+i]

F×i [E=*>E+T, E=*>F×i]

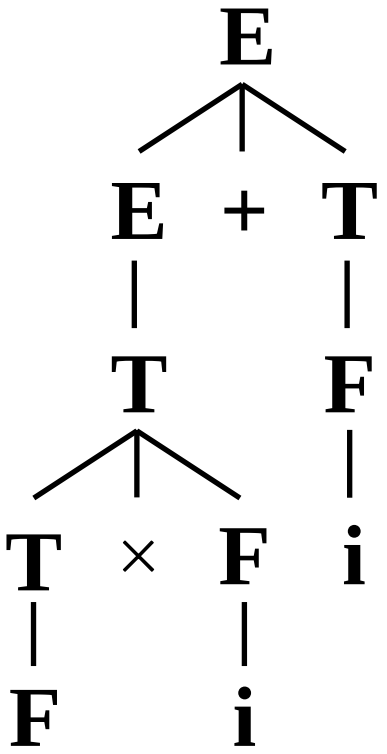
F×i [E=*>T+T, T=*>F×i]

句柄 ← F [E=*>T×i+i, T=*>F] (直接短语)

i [E=*>F×F+i, F=*>i] (直接短语)

i [E=*>F×i+T, T=*>i]

i [E=*>F×i+F, F=*>i] (直接短语)

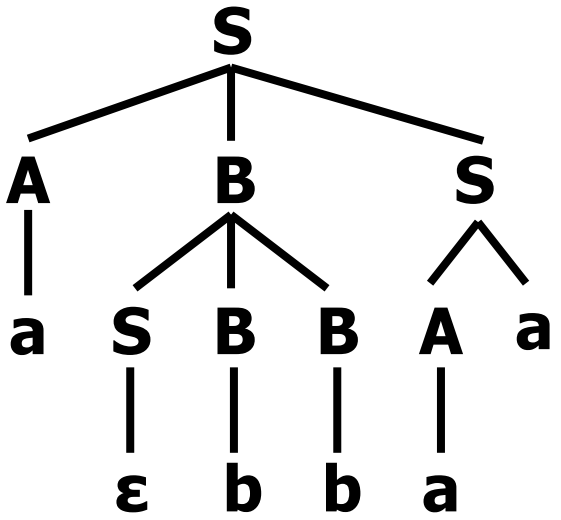


5. 短语与语法树

- 小结：
  - 短语、直接短语、句柄与语法树有对应关系；
  - 给定一棵语法树，可以确定该语法树的句型中的短语、直接短语、句柄；
  - **找某一句型的短语、直接短语、句柄，语法树只需要分析到该句型。**

随堂练习(4)

找出右侧语法树的句型abbaa的短语、直接短语、句柄。



8棵子树，对应8个短语：

- abbaa
- a (直接短语)
- bb
- aa
- ε (直接短语)
- b (直接短语)
- b (直接短语)
- a (直接短语)

(句柄)

CONTENTS

目 录

1. 有关文法的实用限制

- 有害规则和多余规则
  - 有害规则：U→U，无用且引起文法的二义性
  - 多余规则：所有句子推导都用不到的规则，表现在：
    - ✓ 不可到达：文法中某些非终结符不在任何规则的右部出现，所以任何句子的推导中都无法用到它。
    - ✓ 不可终止：不可推导出终结符号串的非终结符。

例：文法G[S]：

(1) S→Be　~~(2) B→Ce~~　(3) B→Af

(4) A→Ae　(5) A→e　~~(6) C→Cf~~

~~(7) D→f~~

多余规则为：

- 不可到达（7）
- 不可终止（6）（2）

1. 有关文法的实用限制

- 为避免有害规则和多余规则：
  - 非终结符A必须在某句型中出现。即有$S=*>\alpha A\beta$，其中α,β均属于$(V_N \cup V_T)^*$
  - 必须能从A推出终结符号串t来。即$A=*>t$,其中$t \in V_T^*$

2. 上下文无关文法中的ε规则

- 上下文无关文法中允许使用A→ε产生式，A→ε称为ε规则

第二章课后作业

- 1. 令文法G[E]为：

  E→T|E+T|E-T

  T→F|T*F|T/F

  F→(E)|i

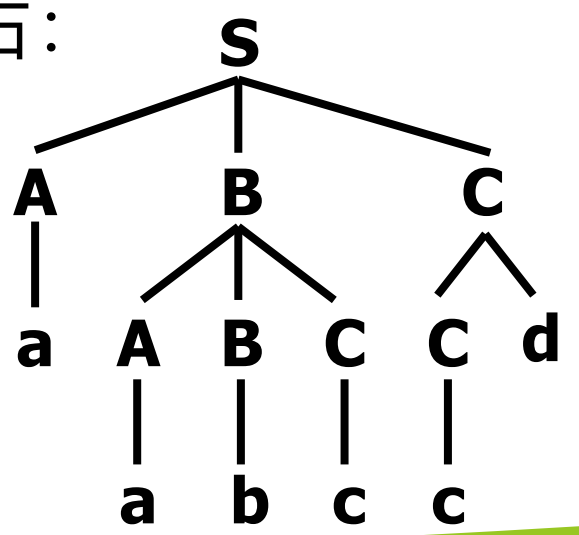
  证明E+T*(i)是它的一个规范句型，指出这个句型的所有短语、直接短语和句柄。

- 2. 一个上下文无关文法生成句子aabccd的唯一语法树如右：

  （1）给出该句子相应的最左推导和最右推导。

  （2）该文法的产生式集合P可能有哪些元素？

  （3）找出该句子的所有短语、简单短语和句柄。



第二章课后作业

- 提交要求：
  - 文件命名：学号-姓名-第二章作业；
  - 文件格式：.pdf文件；
  - 手写版、电子版均可；若为手写版，则拍照后转成pdf提交，但**须注意将照片旋转为正常角度，且去除照片中的多余信息**；电子版如word等转成pdf提交；
  - 提交到超算习堂（第二章作业）处；
  - 提交ddl：**3月16日晚上12:00**；
  - **重要提示：不得抄袭！**

课前/课后 复习/提问

1. 根据右侧的文法推导出句子“他是王明”

〈句子〉

⇒ 〈主语〉〈谓语〉

⇒ 〈代词〉〈谓语〉

⇒ 他〈谓语〉

⇒ 他〈动词〉〈直接宾语〉

⇒ 他是〈直接宾语〉

⇒ 他是〈名词〉

⇒ 他是王明

- <句子>::=<主语><谓语>
- <主语>::=<代词>｜<名词>
- <代词>::= 我｜你｜他
- <名词>::= 王明｜大学生｜工人｜英语
- <谓语>::=<动词><直接宾语>
- <动词>::= 是｜学习
- <直接宾语>::=<代词>｜<名词>

2. 进行如下字符串运算

（1）x=“abc”, y=“defg”, 则xy=?

xy=“abcdefg”

（2）x=“abc”, 则x^2 =?

x^2=“abcabc”

（3）A={a, b, c} B={d, e}, 则AB=?

AB={ad, ae, bd, be, cd, ce}

（4）B={d, e}, 则B^2=?

B^2 =BB={d, e} {d, e}={dd, de, ed, ee}

3. 文法G： S→0S1， S→01

由文法G推到出句子00000111111

S ⇒0S1

⇒00S11

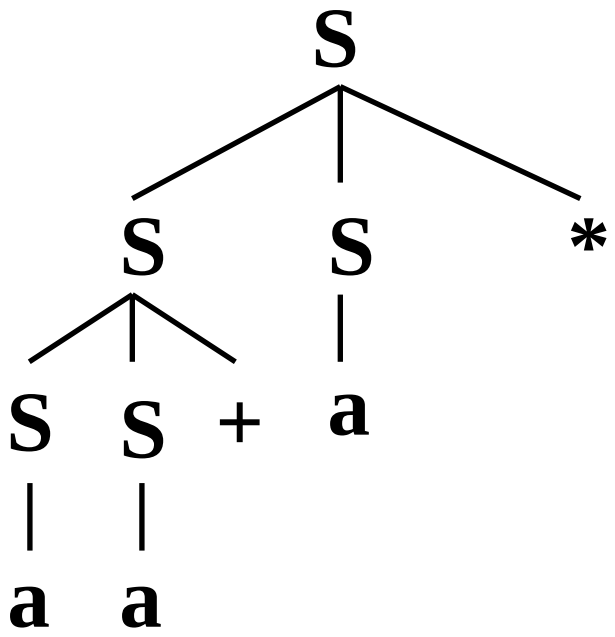
⇒000S111

⇒0000S1111

⇒000001111111

课前/课后 复习/提问

- 4. 找出句型aa+a*的短语、直接短语和句柄



5棵子树，对应5个短语：

- ✓ aa+a*
- ✓ aa+
- ✓ a（直接短语）
- ✓ a（直接短语）**（句柄）**
- ✓ a（直接短语）