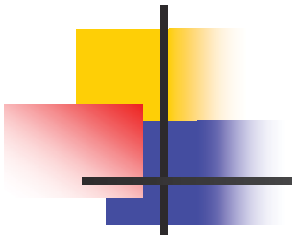
编译原理

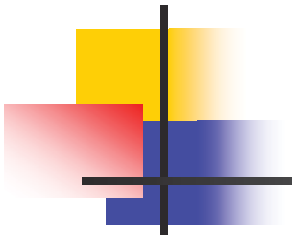
武汉大学计算机学院

编译原理课程组



前述内容回顾

- 编译程序
- 编译方式与解释方式的根本区别
- 编译程序的工作过程
- 编译程序的结构
- 编译程序的组织方式
- 编译程序的构造



本章内容简介

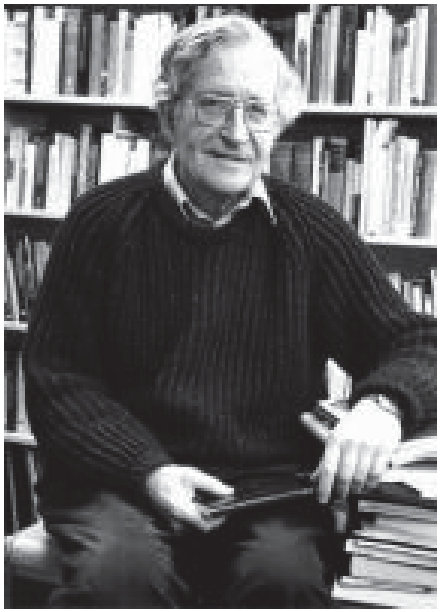
- 文法的形式定义
- 语言的形式定义
- 为语言构造文法
- 和语法分析有关的概念
- 文法的实用限制

第2章 文法和语言的形式定义

编译程序使得高级语言源程序所描述的功能得以在计算机上实现。编译程序的设计者就是高级语言的实现者，源程序的编写者就是高级语言的使用者，他们必须遵循同样的准则——高级语言程序的构成规则，才能使写出的源程序能够被成功地翻译，文法描述的就是高级语言程序的构成规则。

第2章 文法和语言的形式定义

•在20世纪50年代，Noam Chomsky首先对语言的描述问题进行了探讨。他提出了一种用来描述语言的数学系统，并以此定义了四类性质不同的语言，称为语言（文法）的Chomsky分类。



Noam Chomsky，1928－

2010.8.13 乔姆斯基在北大

人们把用一组数学符号和规则来描述语言的方式称为形式描述，把所用的数学符号和规则称为形式语言。

2.1 字母表与符号串

- 语言成份
  - 字母表：符号的有穷集，符号构成了语言的句子
  - 文法：结构规则的有穷集
  - 语义：操作规则的有穷集

- 符号和符号串在形式语言中是很重要的概念，任何一种语言都是由该语言的基本符号组成的符号串集合。

  如：英文、Pascal语言

2.1 字母表与符号串

1.1 字母表（alphabet）

字母表是元素的非空有穷的集合。记为Σ。

字母表中的元素称为符号。

例如 Σ={a，b，……，y，z}， Σ={0，1}

Σ={BEGIN, END, FOR, WHILE}

- 非空性
- 有穷性

2.1 字母表与符号串

1.2 符号串与符号串集合

符号串是字母表中的符号所组成的任何有穷序列，通常用小写的字母表示。不包含任何符号的符号串为空串，记为 ε 。

注意： ε ≠空格符号

符号串相等　　ab ≠ ba　　顺序

符号串的前缀、后缀、子串

设α,β,δ是符号串，若x= αβδ ，则称β是x的子串。

特别地，当 α= ε 时，称 β 是x的前缀。

当 δ= ε 时，称 β 是x的后缀。

2.1 字母表与符号串

①符号串的长度

符号串的长度 = 符号串中所含符号的个数

$|\varepsilon| = 0$

例：*aba*的长度为3。记为：$|aba|=3$

问：若 Σ={BEGIN, END, FOR, WHILE}， |BEGINEND| = ?

2.1 字母表与符号串

②符号串的连接

设x,y是符号串，将y直接地拼接到x之后所得的新符号串称为x与y的连接，记为xy。

注意：一般说来，xy不等于yx

ε x=xε=x

2.1 字母表与符号串

③符号串的方幂

符号串x与其自身的$n-1$次连接，称为x的n次方幂，记为x^n。

$$x^0 = \varepsilon$$

$$x^1 = x$$

$$x^2 = xx$$

$$\cdots$$

$$x^n = x^{n-1}x = xx^{n-1} = \underbrace{xx\ldots x}_{n个}$$

例：$x=abc$ 求 $x^k=?$

2.1 字母表与符号串

④符号串的逆

符号串x的倒置，记为 x^{-1}。

性质：

1. $\varepsilon^{-1} = \varepsilon$
2. $(x^{-1})^{-1} = x$
3. 若$x = \alpha\beta$，则$x^{-1} = \beta^{-1}\alpha^{-1}$

2.1 字母表与符号串

⑤符号串集合的乘积

设A，B为两个符号串集合，定义

和　　$A+B$（或$A\cup B$）$=\{w \mid w\in A$，或$w \in B\}$

积　　$A\bullet B$（或AB）$=\{xy \mid x \in A, y \in B\}$

显然，$A+\varnothing=\varnothing+A=A$；

$A\varnothing=\varnothing A=\varnothing$；

$\{\varepsilon\}A=A\{\varepsilon\}=A$

2.1 字母表与符号串

⑥符号串集合的方幂

A为符号串集合，则A的幂运算为：

$A^0 = \{\varepsilon\}$

$A^1 = A$

$A^2 = AA$

…

$A^n = A^{n-1}A$ $\quad\quad\quad\quad\quad\quad$ $(n>0)$

2.1 字母表与符号串

⑦符号串集合的正闭包A^+

$$A^+ = A + A^2 + \cdots = \bigcup_{i=1}^{\infty} A^i$$

2.1 字母表与符号串

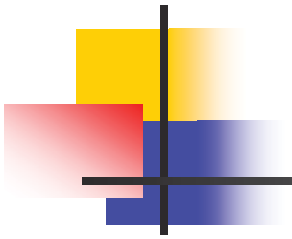
⑧符号串集合的闭包A*

$$A^* = A^0 + A + A^2 + \cdots = \bigcup_{i \geq 0}^{\infty} A^i$$

性质：

$$A^* = A^0 \cup A^+ = A^+ + \{\varepsilon\}$$

$$A^+ = AA^* = A^*A$$



如何描述语言？

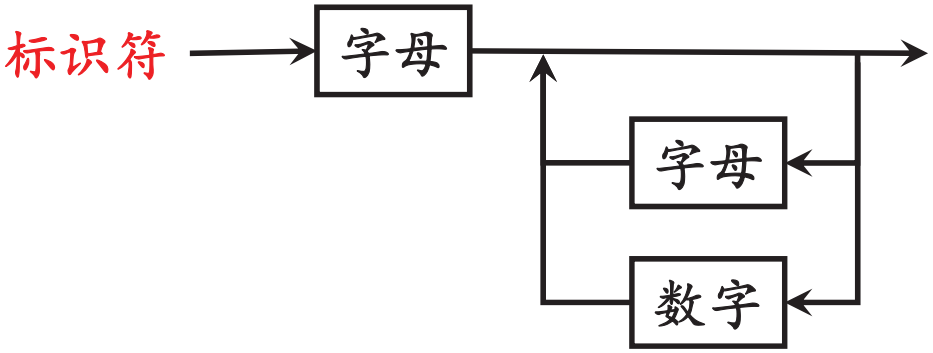
如何描述包含无穷多个句子的语言？

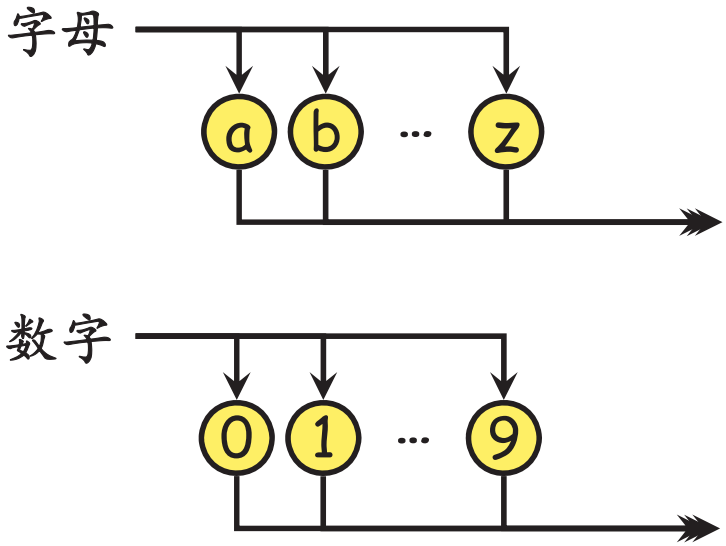
举例： <标识符>的语法描述

a, b, x1, sum, …

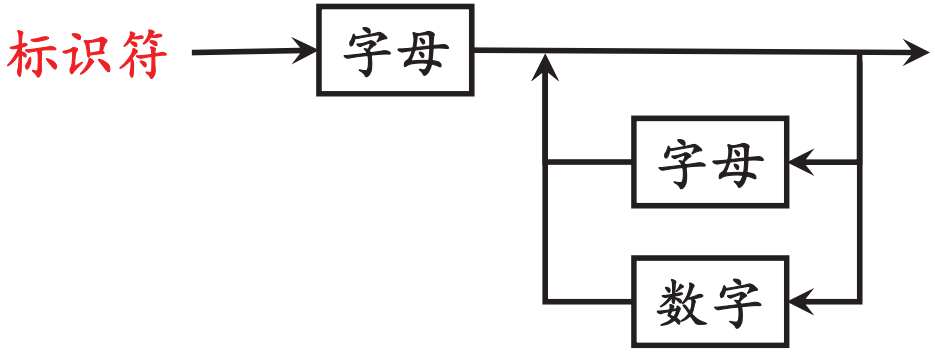
语法描述

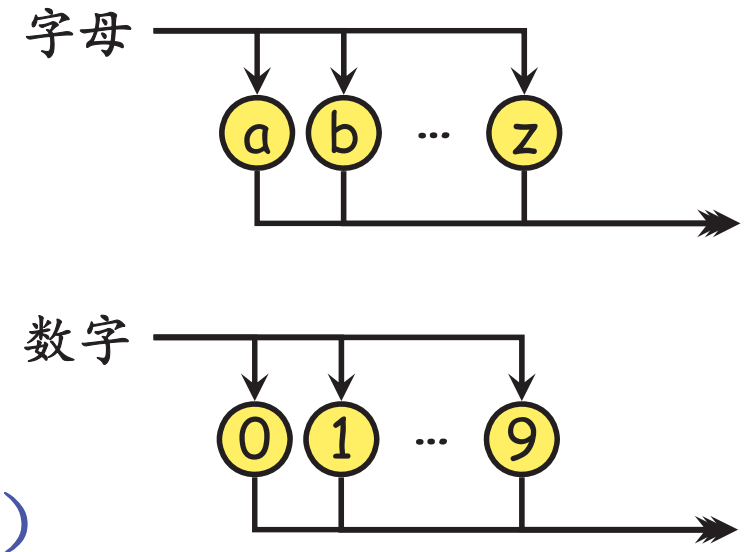
- 自然语言
  - 如：<标识符>
  - “是由字母后跟若干个(≥0)字母或数字的符号串组成”
- 语法图（Syntax Graph）





语法描述





- BNF范式（Backus-Naur Form）

  <标识符> ::= <字母>|<标识符><字母>|<标识符><数字>

- 扩充的BNF（EBNF：Extended BNF）

  <标识符> ::= <字母> {<字母>|<数字>}

2.2 文法及其分类

2.2.1 文法

为深入研究语言的内在性质，需要寻找构造语言的方法—文法。
文法是对语言结构的定义和描述。
可以证明：给定一个文法，就能从结构上唯一地确定其语言。

例如：程序设计语言中的无符号整数是由下列规则构成的：

<无符号整数>→<无符号整数><数字>

<无符号整数>→<数字>

<数字>→0|1|2|3|4|5|6|7|8|9

无符号整数365

2.2 文法及其分类

2.2.1 文法

1. 终结符号：

终结符号是组成语言的基本符号，如保留字、标识符、常数、运算符、界限符等。终结符号是语言的不可再分的基本符号。终结符号形成的集合记为V_T。

2. 非终结符号：

非终结符号用来表示语言的语法成分（或语法范畴、语法单位），例如“赋值语句”。非终结符号所形成的集合记为V_N。

$$V_T \cap V_N = \varnothing$$

2.2 文法及其分类

3. 产生式：产生式（规则）是一个有序对（α，β），通常写作

$$\alpha \rightarrow \beta \text{（或 } \alpha ::= \beta \text{）}$$

其中α称为产生式的左部，β称为产生式的右部。$\alpha \in (V_T \cup V_N)^+$，$\beta \in (V_T \cup V_N)^*$。

产生式是用来定义一个语法成分的。它描述了一个语法成分的形成规则。例如标识符的构成规则可描述为：

<标识符>→<字母>|<标识符><字母>|<标识符><数字>

假如有若干条规则有相同的左部，通常写作：$\alpha \rightarrow \beta_1 | \beta_2 | \ldots | \beta_n$

2.2 文法及其分类

文法G是一个四元组，G[S]=（V_N，V_T，P，S）。

V_N ——非终结符号集。

V_T ——终结符号集。

P ——表示产生式的有穷非空的集合。

S ——开始符号。至少要在一条产生式中作为左部出现。

例　定义标识符的文法

G[<标识符>]=（ {<标识符>,<字母>,<数字>},

{ A,B,...,Y,Z,0,1,...,9}, P, <标识符>）

P 定义为：

<标识符>→<字母>|<标识符><字母>|<标识符><数字>

<字母>→A|B|C|D|E|F|G|.....|U|V|W|X|Y|Z

<数字>→0|1|2|3|4|5|6|7|8|9

2.2 文法及其分类

2.2.2 文法分类

乔姆斯基（Chomsky）把文法分成四种类型，即0型、1型、2型和3型。

这四类文法的区别在于：对产生式规则的形式上施加不同的限制。

2.2 文法及其分类

0型文法　$\alpha\rightarrow\beta$　$\alpha\in(V_N\cup V_T)^+$，$\beta\in(V_N\cup V_T)^*$

1型文法　$\alpha\rightarrow\beta$　$1\leq|\alpha|\leq|\beta|$　$\alpha\in(V_N\cup V_T)^+$，$\beta\in(V_N\cup V_T)^+$

2型文法　$A\rightarrow\beta$　$A\in V_N$，$\beta\in(V_N\cup V_T)^+$

3型文法　$A\rightarrow a$ 或 $A\rightarrow aB$　$A,B\in V_N$，$a\in V_T$

2.2 文法及其分类——举例

例0. 文法$G_0[S]$：

$G_0[S]=(\{S, A, B, C, D\}, \{a\}, P, S)$，其中P为

$S \rightarrow ACaB$　　$aD \rightarrow Da$

$Ca \rightarrow aaC$　　$AD \rightarrow AC$

$CB \rightarrow DB$　　$aE \rightarrow Ea$

$CB \rightarrow E$　　$AE \rightarrow \varepsilon$

$\alpha \rightarrow \beta$　　$\alpha \in (V_N \cup V_T)^+$，$\beta \in (V_N \cup V_T)^*$

2.2 文法及其分类——举例

例1. 文法$G_1[S]$：

$G_1[S]=(\{S, B, C, D\}, \{a, b, c\}, P, S)$，其中P为

$S \rightarrow aSBC \mid aBC$

$CB \rightarrow BC$

$aB \rightarrow ab$

$bB \rightarrow bb$

$bC \rightarrow bc$

$cC \rightarrow cc$

$\alpha \rightarrow \beta \quad 1 \leq |\alpha| \leq |\beta|$，$\alpha \in (V_N \cup V_T)^+$，$\beta \in (V_N \cup V_T)^+$

2.2 文法及其分类——举例

例2. 文法$G_2[Z]$：

$G_2[Z]=(\{Z, S, A, B, C\}, \{a, b, c\}, P, Z)$,

其中P为：

$Z \rightarrow SC$　　$S \rightarrow aAc$

$A \rightarrow aAc|bBb$　　$C \rightarrow aCb|\varepsilon$

$B \rightarrow bB|\varepsilon$

扩充的2型文法：　$A \rightarrow \beta$　　$A \in V_N$，$\beta \in (V_N \cup V_T)^*$

2.2 文法及其分类——举例

例3. 文法$G_3[Z]$：

$G_3[Z]=(\{Z, U, V\}, \{0, 1\}, P, Z)$，其中P为

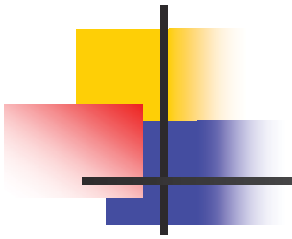
$Z \rightarrow U0|V1$

$U \rightarrow Z1|1$

$V \rightarrow Z0|0$

左线性文法： $A \rightarrow \alpha$ 或 $A \rightarrow B\alpha$ ， $A,B \in V_N$， $\alpha \in V_T^*$

右线性文法： $A \rightarrow \alpha$ 或 $A \rightarrow \alpha B$ ， $A,B \in V_N$， $\alpha \in V_T^*$



2.3 语言和语法树

语法成分的构成可用文法予以描述。给定文法后，可以通过推导得到该文法所描述的语言。

2.3 语言和语法树——推导

1. 直接推导

如果$\alpha \rightarrow \beta$是文法G的一条产生式，而γ，δ是$(V_T \cup V_N)^*$中任意一个符号串，则将$\alpha \rightarrow \beta$作用于符号串$\gamma\alpha\delta$上得到符号串$\gamma\beta\delta$，称符号串$\gamma\beta\delta$是符号串$\gamma\alpha\delta$的直接推导，记为

$$\gamma\alpha\delta \Rightarrow \gamma\beta\delta$$

直接推导的逆过程称为直接归约，即由符号串$\gamma\beta\delta$可直接归约到$\gamma\alpha\delta$。

直接推导举例

文法G[E]：

E →E+T|T　　T →T*F|F　　F →（E）|i

* T F ⇒* T*F F

2.3 语言和语法树——推导

2. 推导

设 α_0、α_1、…α_n（n>0）均为$(V_T \cup V_N)^*$中的符号串，且有

$$\alpha_0 \Rightarrow \alpha_1 \Rightarrow \alpha_2 \Rightarrow \ldots \alpha_{n-1} \Rightarrow \alpha_n$$

则称以上序列是长度为n的推导，即 α_0可经过n步推导得到 α_n。

$$\alpha_0 \overset{+}{\Rightarrow} \alpha_n$$

推导的逆过程称为归约，即 α_n可归约到 α_0 。

2.3 语言和语法树——推导

2. 推导

$\alpha \overset{*}{\Rightarrow} \beta$

表示 $\alpha \overset{+}{\Rightarrow} \beta$ 或 $\alpha = \beta$

即从α出发，经过0步或多步推导，可推导出β。

例：<无符号整数>→<无符号整数><数字>|<数字>

<数字>→0|1|2|3|4|5|6|7|8|9

无符号整数23

2.3 语言和语法树——语言

1. 句型

设有文法G[S]，如果 $S \overset{*}{\Rightarrow} u$ ，则称符号串u为文法G[S]的句型。

2. 句子

设有文法G[S]，如果 $S \overset{*}{\Rightarrow} u$ ，且$u \in V_T^*$，

则称符号串u为文法G[S]的句子。

2.3 语言和语法树——语言

3. 语言

设有文法G[S]，则文法G[S]描述的语言为：

$$L(G[S]) = \{ u \mid S \overset{*}{\Rightarrow} u \quad ，且 u \in V_T^* \}$$

举例：$G_1[E]$： E →E+T|T　　T →T*F|F　　F →（E）|i

$G_2[N]$： N →ND|D　　D → 0|1|2|3|4|5|6|7|8|9

语言 —凑规则→ 文法

1. 找出语言的若干典型句子
2. 分析句子特点
3. 根据句子特点凑规则
4. 得到文法
5. 检查文法，应满足：

   (1) 语言的所有句子都能由S推导得到；

   (2) S推导得到的所有终结符号串都是语言的句子.

语言 —凑规则→ 文法

【例1】 $L(G_1)=\{ a^nb^n \mid n>0 \}$，求$G_1$.

【例2】 $L(G_2)=\{ a^nb^n \mid n\geq 0 \}$，求$G_2$.

【例3】 $L(G_3)=\{ a^nb^m \mid n\geq 0, m>0 \}$，求$G_3$.

【例4】 $L(G_4)=\{ a^nb^{2m-1} \mid n\geq 1, m\geq 1 \}$，求$G_4$.

【例5】 $L(G_5)=\{ a^nb^{2n-1} \mid n\geq 1\}$，求$G_5$.

【例6】 分别用右线性文法、左线性文法、正规文法来描述语言：“所有以0开头，后接0个或多个10组成的符号串的集合”．即：

$$L=\{ 0(10)^n \mid n\geq 0 \}$$

语言 —凑规则→ 文法

【例6】$L=\{ 0(10)^n \mid n\geq 0 \}$　　$L=\{ (01)^n0 \mid n\geq 0 \}$

右线性文法　P_1:　$S\rightarrow 0A$

$A\rightarrow 10A|\varepsilon$

左线性文法　P_4:　$S\rightarrow A0$

$A\rightarrow A01|\varepsilon$

左线性文法　P_2:　$S\rightarrow S10|0$

右线性文法　P_5:　$S\rightarrow 01S|0$

正规文法　P_3:　$S\rightarrow 0A|0$

$A\rightarrow 1S$

左线性文法　P_6:　$S\rightarrow A0|0$

$A\rightarrow S1$

$$0(10)^n = 0\underbrace{1010\ldots1010}_{\text{n个10}} = \underbrace{0101010\ldots101}_{\text{n个01}}0 = (01)^n0$$

文法和语言的关系

- 给定一个语言，能确定相应的文法，但不是唯一的。
- 给定一个文法，就能从结构上唯一地确定其语言。
- 给定一个文法G总能产生一个语言L(G)，它可能包含一些句子，也可能不包含任何句子（空语言）。

空语言：不包含任何句子。

文法和语言的关系——文法等价

【定义】文法等价

设G与G'是两个文法，如果L(G)=L(G')，则称文法G与G '是等价的。

- 文法等价是语法等价，而非语义等价。

例：G1[S]： S→A | S-A A→a | b | c

G2[S]： S→A | A-S A→a | b | c

与语法分析有关的几个概念

【定义】最左推导和最右推导

如果在某个推导过程中的任何一步直接推导$\alpha \Rightarrow \beta$中，都是对符号串α的最左(右）非终结符号进行替换，则称其为最左(右）推导。最右推导又叫做规范推导。由规范推导得到的句型称为规范句型。

最左直接推导：$xUy \underset{lm}{\Rightarrow} xuy, \quad x \in V_T^*, U \in V_N$

最右直接推导：$xUy \underset{rm}{\Rightarrow} xuy, \quad y \in V_T^*, U \in V_N$

与语法分析有关的几个概念

【定义】最右归约和最左归约

最左推导的逆过程称为最右归约。

最右推导（规范推导）的逆过程称为最左归约。

例：G[S] = ({S,A}, {0,1,2,3,4,5,6,7,8,9}, P, S)

P: S → SA | A

A → 0|1|2|3|4|5|6|7|8|9

- 每个句子都有一个规范推导
- 每个句型不一定存在规范推导

$\overset{*}{\Rightarrow}$

递　归

如果文法的产生式呈U→xUy形式，则称其为规则递归，也称直接递归。

如果文法中有推导 $U \overset{*}{\Rightarrow} xUy$，则称其为文法递归，也称间接递归。

$\overset{*}{\Rightarrow}$

左递归

如果文法的产生式呈U→Uy形式，则称其为规则左递归，也称直接左递归。

如果文法中有推导 $U \overset{*}{\Rightarrow} Uy$，则称其为文法左递归，也称间接左递归。

$\overset{*}{\Rightarrow}$

右递归

如果文法的产生式呈U→xU形式，则称其为规则右递归，也称直接右递归。

如果文法中有推导 U $\overset{*}{\Rightarrow}$ xU，则称其为文法右递归，也称间接右递归。

直接递归（规则递归）

$G_1[S]$：　S→Sa|Ab|b|c

A→Bc|a

B→Sb|b

直接左递归

$G_2[S]$：　S→a|ε|aTb

T→S, T |S

直接右递归

间接递归（文法递归）

文法$G_3[S]$：　S→Aa|c

A→Bc|a

B→Sb|b

间接左递归

递　归

文法递归的作用：

用较少的产生式产生无穷多个句子，实现“用有穷表示无穷”。

- 若一个语言的句子有无穷多个，则其对应的文法必定是递归的。

【例】 G[<无符号整数>]：

<无符号整数>→<数字>|<无符号整数><数字>

<数字>→0|1|2|3|4|5|6|7|8|9

2.3 语言和语法树——语法分析树

设文法G=（V_N，V_T，　P　，　S　），

满足以下条件的树称为一棵语法分析树（parse tree）。

(1) 树中的每个结点都有标记，该标记是$V_N \cup V_T$中某一个符号；

(2) 树根的标记是识别符号S；

(3) 若一个结点至少有一个后继，则该结点上的标记必为非终结符号；

(4) 若一个标记为U的结点，它有标记依次为x_1、x_2、…、x_n的直接后继结点，则$U \rightarrow x_1x_2\ldots x_n$必定是文法G的一条产生式。

语法分析树与推导

➢ 由推导生成语法分析树

依直接推导（产生式）增添分枝，直至推导结束。

若推导过程不同，语法树的生长过程也不同，但最终生成的语法树完全相同。

➢ 由语法分析树构造推导

由分枝建立直接推导，剪枝直至无分枝可剪。

按照这个构造方法，每个语法树必定至少存在一个推导，当剪枝次序不同时，将得到不同的推导。

语法分析树举例

【例】已知表达式文法G[E]:

E→-EE

E→-E

E→a

E→b

E→c

试问 - - a - bc 是不是L(G)的句子？若是，请给出该句子所有可能的语法树；若不是，请说明理由。

自然语言的二义性

《论语•泰伯篇》　民可使由之不可使知之

- 民可使由之，不可使知之。
- 民可，使由之；不可，使知之。
- 民可使，由之；不可使，知之。

二义性问题

- 句子的二义性
  - ⇨ 一个句子有两棵（或以上）不同的语法树
  - ⇨ 存在两个（或以上）不同的最左推导
  - ⇨ 存在两个（或以上）不同的最右推导
- 文法的二义性
  - ⇨ 文法G中的某一句子具有二义性
- 语言的二义性
  - ⇨ 不存在任何无二义性的文法来描述某语言L

二义性举例

【例】语言 $\{a^ib^ic^j \mid i,j\geq 1\} \cup \{a^ib^jc^j \mid i,j\geq 1\}$

是先天二义性的。

存在必为二义性的句子$a^kb^kc^k$ $(k \geq 1)$。

二义性问题的不可判定性

二义性问题是不可判定的。即：不存在一个算法，它能在有限的步骤内，确切地判定一个文法是否为二义性的。

【例】已知文法G[S]：

S→SaS|SbS|cSd|eS|f

请证明该文法是二义性文法。

方法1：找一句子（句型），存在两棵（以上）不同的语法树。

方法2：找一句子（句型），存在两种（以上）不同的最左推导过程。

方法3：找一句子（句型），存在两种（以上）不同的最右推导过程。

2.4 文法的实用限制

在实际使用文法时，经常会对文法有所限制，使之满足某种具体的编译方法的要求。

- 消除文法的二义性
- 文法的压缩（化简）
- 消除单规则
- 消除空产生式
- 消除左递归

2.4 文法的实用限制——二义性

如果文法G中的某一个句子存在两棵(包括两棵）以上不同的语法树（即有两个不同的最左或最右推导），则称该文法是二义性的。

例：Pascal语言中关于if语句的文法：

<if语句>→ if<条件>then<语句>

| if<条件>then<语句>else<语句>

S → <if语句> | i:=E

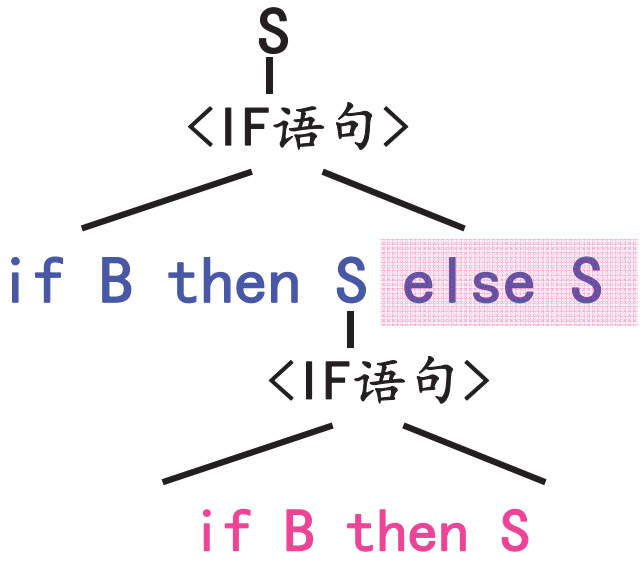
<if语句>→ if B then S | if B then S else S

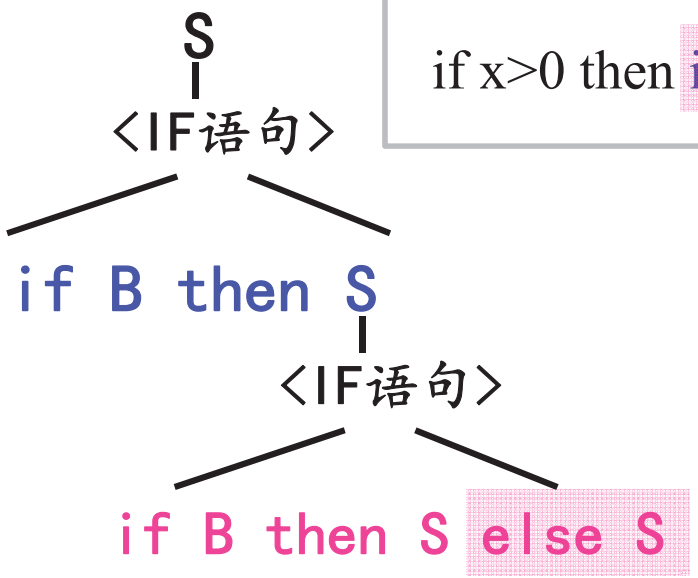
2.4 文法的实用限制——二义性

例：S → <if语句> | i:=E

<if语句>→if B then S | if B then S else S

句型 if B then if B then S else S 就有两棵不同的语法树。





if x>0 then if y>0 then x:=0 else y:=0

if x>0 then if y>0 then x:=0 else y:=0

最近嵌套规则

2.4 文法的实用限制——二义性

排除文法二义性通常有两种方法：

悬挂else问题

(1) 设定消除二义性规则：在语义上加些限制。 最近嵌套规则

(2) 重写文法：重新构造一个等价的无二义性文法。

【例】if语句：等价的无二义性文法

$$stmt \rightarrow matched\_stmt \mid unmatched\_stmt$$

$$matched\_stmt \rightarrow \text{if } expr \text{ then } matched\_stmt \text{ else } matched\_stmt \mid i:=E$$

$$unmatched\_stmt \rightarrow \text{if } expr \text{ then } stmt \mid$$

$$\text{if } expr \text{ then } matched\_stmt \text{ else } unmatched\_stmt$$

$$expr \rightarrow 0 \mid 1$$

2.4 文法的实用限制——二义性

排除文法二义性通常有两种方法： 运算符的优先级和结合性

(1) 设定消除二义性规则：在语义上加些限制。

(2) 重写文法：重新构造一个等价的无二义性文法。

【例】G[E]：E →E+E | E-E | E*E | E/E | (E) | i

等价的无二义性文法 G'[E]：

E →E+T | E-T | T

T →T*F | T/F | F

F →(E) | i

2.4 文法的实用限制

在实际使用文法时，经常会对文法有所限制，使之满足某种具体的编译方法的要求。

- 消除文法的二义性
- 文法的压缩（化简）
- 消除单规则
- 消除空产生式
- 消除左递归

2.4 文法的实用限制——文法的压缩

1. 文法不能含有多余产生式：

无法推导出终结符号串的产生式。

从开始符号出发的所有推导都不会用到的产生式。

【例】文法G[S]：　S →Ab
A →f | Db
B →f

2.4 文法的实用限制——文法的压缩

2. 文法不能含有有害产生式：U→U

【例】 G[S] = ({S,A}, {0,1,2,3,4,5,6,7,8,9}, P, S)

P: S → SA | A | S

A → 0|1|2|3|4|5|6|7|8|9

2.4 文法的实用限制——文法的压缩

【定义】若文法G[S]的所有产生式都满足下列实用限制条件：

1. 没有多余产生式

2. 没有有害产生式

则称文法G[S]是压缩或化简的。

文法压缩举例

【例】化简（压缩）下面的文法

$G_1[S]$：S→Aa|cc

A→Ae|Ca|a|A

C→Cb

D→b|Db

化简后的文法

$G_2[S]$：S→Aa|cc

A→Ae|a

2.4 文法的实用限制

在实际使用文法时，经常会对文法有所限制，使之满足某种具体的编译方法的要求。

- 消除文法的二义性
- 文法的压缩（化简）
- 消除单规则
- 消除空产生式
- 消除左递归

2.4 文法的实用限制——删除单规则

删除单规则（单产生式）：$A \rightarrow B$

【例】$G_1[E]$：$E \rightarrow E+T \mid T$

$T \rightarrow T*F \mid F$

$F \rightarrow (E) \mid i$

删除单产生式后的等价文法

$G_2[E]$：$E \rightarrow E+T \mid T*F \mid (E) \mid i$

$T \rightarrow T*F \mid (E) \mid i$

$F \rightarrow (E) \mid i$

2.4 文法的实用限制

在实际使用文法时，经常会对文法有所限制，使之满足某种具体的编译方法的要求。

- 消除文法的二义性
- 文法的压缩（化简）
- 消除单规则
- 消除空产生式
- 消除左递归

2.4 文法的实用限制——删除空产生式

删除空产生式（ε 规则）： U→ε

【例】$G_1[S]$： A→aBbD

B→DD

D→b| ε

删除空产生式后的等价文法

$G_2[S]$： A→aBbD|aBb|abD|ab

B→DD|D

D→b

2.4 文法的实用限制

在实际使用文法时，经常会对文法有所限制，使之满足某种具体的编译方法的要求。

- 消除文法的二义性
- 文法的压缩（化简）
- 消除单规则
- 消除空产生式
- 消除左递归

2.4 文法的实用限制——消除直接左递归

消除直接左递归U→Uy

- 采用EBNF表示

[x]——x可以出现零次或一次
{x}——x可以出现零次到多次
x(y|z)——等价于 xy 或 xz

（1）提取公因子

A→ux|uy|…|uz　　⇒　　A→u(x|y|…|z)

（2）消除直接左递归

A→x|y|…|z|Au　　⇒　　A→(x|y|…|z){u}

2.4 文法的实用限制——消除直接左递归

消除直接左递归$U \to Uy$

- 直接改写法

引进新的非终结符号，将左递归改写为右递归。

设有产生式　　$U \to Ux_1|Ux_2|\ldots|Ux_m|y_1|y_2|\ldots|y_n$

其中，$y_1,\ldots,y_n$均不以符号U为首，$x_1,\ldots,x_m$均不为ε，

增加新非终结符号U′，将上述产生式变换为

$$U \to y_1U'|y_2U'|\ldots|y_nU'$$

$$U' \to x_1U'|x_2U'|\ldots|x_mU'|\varepsilon$$

2.4 文法的实用限制———消除直接左递归

消除直接左递归

【例】$G_1[S]$： $S \rightarrow Sa|b|c$

EBNF:

$G_2[S]$： $S \rightarrow (b|c)\{a\}$

直接改写法:

$G_3[S]$： $S \rightarrow bS'|cS'$

$S' \rightarrow aS'|\ \varepsilon$

2.4 文法的实用限制——消除直接左递归

消除直接左递归

【例】$G_1[E]$：　E→E+T | T

T→T*F | F

F →(E)| i

EBNF:

$G_2[E]$：　E→T{+T}

T→F{*F}

F →(E)| i

直接改写法：

$G_3[E]$：　E→TE′

E ′→+TE′| ε

T→F T ′

T ′→*FT′| ε

F→(E) | i

2.5 分析方法简介

文法（生成）		自动机（识别）	语言
0型文法	PSG	TM	
1型文法	CSG	LBA	PL的语法规则
2型文法	CFG	PDA	
3型文法	RG	FSA	PL的词法规则

2.5 分析方法简介

1. 自上而下分析方法

2. 自下而上分析方法

2.5 分析方法简介

1. 自上而下分析方法的基本思想

- 构造语法树角度:

  从S出发,利用文法产生式向下构造语法树,使得叶子结点从左至右的排列恰好与给定的待检查串匹配。

- 推导角度:

  从S出发，利用文法产生式，为串寻找一个最左推导序列。

【例】$G_{16}[S]$: S→aAbc|aB, A→ba, B→beB|d

待检查串 abed

2.5 分析方法简介

问题：当$A \rightarrow \alpha_1 | \alpha_2 | \ldots | \alpha_n$时，A具有多个候选式，如何恰好选择其中一个使得分析工作能够继续？

- 带回溯的自上而下分析方法（不确定的自上而下分析方法）

- 确定的自上而下分析方法

限制文法：若某非终结符有多个侯选式，当侯选式首符号是终结符时，应保证它们互不相同。

【例】$G_{17}[S]$：　S→aBc|bCd，B→eB|f，C→dC|c

待检查串 aefc

2.5 分析方法简介

2. 自下而上分析方法的基本思想

- 构造语法树角度:

  从待检查串出发，利用产生式向上构造语法树，直至到达S。

- 推导角度:

  从待检查串出发，寻找一个最左归约，直至到达S。

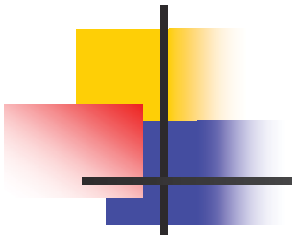
【例】G[S]: S→SA|A, A→0|1|2|3|4|5|6|7|8|9

待检查串 365

问题1：如何选择合适的产生式？

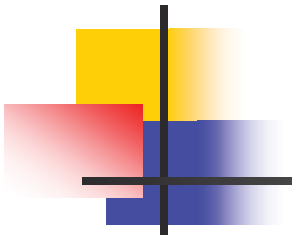
问题2：将它应用到构造好的语法树的哪个部分？

（去替换符号串的哪个子串？）



第2章内容小结

- 文法的形式定义
- 语言的形式定义
- 为语言构造文法
- 与语法分析有关的概念
- 文法的实用限制



下章内容简介 —— 第3章

- DFA、NDFA
- NDFA到DFA的转换
- 正规文法与FA
- 正规表达式与FA