

编译原理

第二章 编译基础知识

方徽星

扬州大学 信息工程学院(505)

fanghuixing@yzu.edu.cn

2018年春季学期

本章主要内容

一．字母表、符号表、闭包

二．文法与语言的关系

三．文法构造

四．语法树与二义文法

第一节 字母表、符号表、闭包

第一节 字母表、符号表、闭包

- **字母表 (Alphabet)**：非空有穷的符号集合
 - 典型的符号例子有字母、数字、标点符号
 - 集合 $\{0, 1\}$ 是二进制字母表 (Binary Alphabet)
 - ASCII 是字母表的一个重要例子，用于很多软件系统
 - Unicode 包含了大约 100,000 个来自世界各地的字符，也是字母表的一个重要例子
- **符号串/串 (String)**：由字母表中的符号组成的有穷序列
 - 术语“句子”和“字”常常作为“串”的同义词
 - 串 s 的长度，通常记作 $|s|$ ，如： $|abccba|=6$
 - 空串 (Empty String) 是长度为 0 的串，用 ϵ 表示

第一节 字母表、符号表、闭包

- 串的各部分术语

- **前缀 (Prefix)**：从串 s 的尾部删除0个或多个符号后得到的串，如：ban、banana和 ϵ 是banana的前缀
- **后缀 (Suffix)**：从串 s 的开始处删除0个或多个符号后得到的串，如：nana、banana和 ϵ 是banana的后缀
- **子串 (Substring)**：删除串 s 的某个前缀和某个后缀之后得到的串，如：banana、nan和 ϵ 是banana的字串
- **真前缀、真后缀、真子串**：分别是串 s 的既不等于 ϵ ，也不等于 s 本身的前缀、后缀和子串
- **子序列 (Subsequence)**：从串 s 中删除0个或多个符号后得到的串，被删除的符号可能不相邻，如：baan是banana的一个子序列

第一节 字母表、符号表、闭包

- **语言 (Language)**：某个给定字母表上一个任意的可数的串集合
 - 这个定义非常宽泛
 - 空集 \emptyset 和仅包含空串的集合 $\{\epsilon\}$ 都是语言
 - 所有语法正确的c程序的集合
 - 所有语法正确的英语句子的集合
- **句子**：属于语言的串

1.1 符号串集合的运算

- 符号串集合的**乘积**(也称**联结**)
 - 串 x , y 的乘积记作 xy , 即把 y 附在后面而形成的串, 如: $x = \text{dog}$, $y = \text{house}$, 那么 $xy = \text{doghouse}$
 - 空串 ε 是单位元, 对于任何串 s , 都有 $s\varepsilon = \varepsilon s = s$
 - 串 s 的指数运算(也称幂运算)
 - 定义 s^0 为 ε
 - 对于 $i > 0$, 定义 s^i 为 $s^{i-1}s$
 - 串集 A 与串集 B 的乘积 $AB = \{st \mid s \in A, t \in B\}$
 - 串集 A 的幂: $A^0 = \{\varepsilon\}$, $A^n = A^{n-1}A$ ($n > 0$)

1.2 字母表的闭包和正闭包

- 字母表 A 的闭包

- $A^* = \bigcup_{i=0}^{\infty} A^i$

- 由 A 中符号组成的所有串的集合, 包括空串 ε

- 字母表 A 的正闭包

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

- 不包括空串 ε

- 语言的运算(对比), 设 L 、 M 均为语言

- 并: $L \cup M = \{s \mid s \in L \text{ or } s \in M\}$

- 联结: $LM = \{st \mid s \in L \text{ and } t \in M\}$

- 幂: L^0 是 $\{\varepsilon\}$, $L^n = L^{n-1}L$ ($n > 0$)

- 闭包: $L^* = \bigcup_{i=0}^{\infty} L^i$

- 正闭包: $L^+ = \bigcup_{i=1}^{\infty} L^i$

第二节 文法与语言的关系

2.1 文法

- 文法 G 是一个四元组 (V_N, V_T, P, S) , 其中
 - V_N : 非终结符号集合
 - V_T : 终结符号集合
 - P : 产生式集合, 产生式格式: $\alpha \rightarrow \beta$
 - S : 开始符号, 是一个非终结符号
- 例子
 - 设文法 $G = (\{S\}, \{a, b\}, P, S)$, 其中产生式 P 定义如下: $P = \{S \rightarrow aS, S \rightarrow a, S \rightarrow b\}$.
- 根据产生式的特点, 文法可划分为4个层次

2.1 文法

- 0-型文法(无限制文法或短语文法)
- 产生式 $\alpha \rightarrow \beta$ 满足如下条件约束
 - $\alpha, \beta \in (V_N \cup V_T)^*$
 - α 中至少含有一个非终结符号
 - α 不为空
- 例子
 - $P = \{S \rightarrow ACaB, Bc \rightarrow acB, CB \rightarrow DB, aD \rightarrow Db\}.$
- 能够产生所有可被图灵机识别的语言(指能够使图灵机停机), 又称为递归可枚举语言

2.1 文法

- 1-型文法 (Context-sensitive grammar)
- 产生式 $\alpha A \beta \rightarrow \alpha \gamma \beta$ 满足如下条件约束
 - $A \in V_N$
 - $\alpha, \beta, \gamma \in (V_N \cup V_T)^*$
 - α, β 可能为空
 - γ 不为空
 - 如果 S 不在任何产生式的右边, 则 $S \rightarrow \epsilon$ 也可以
- 例子
 - $P = \{AB \rightarrow AbBc, A \rightarrow bcA, B \rightarrow b\}$.
- 能够生成上下文相关语言, 这种文法规定的语言可以被线性有界非确定图灵机接受

2.1 文法

- 2-型文法 (Context-free Grammar)
- 产生式 $A \rightarrow \gamma$ 满足如下条件约束
 - $A \in V_N$
 - $\gamma \in (V_N \cup V_T)^*$
- 例子
 - $P = \{S \rightarrow Xa, X \rightarrow a, X \rightarrow aX, X \rightarrow abc, X \rightarrow \varepsilon\}.$
- 生成上下文无关语言, 可被非确定下推自动机接受

2.1 文法

- 3-型文法 (Regular Grammar)
 - 右线性文法产生式: $X \rightarrow \alpha$ 或者 $X \rightarrow \alpha Y$
 - 左线性文法产生式: $X \rightarrow \alpha$ 或者 $X \rightarrow Y\alpha$
- 约束条件:
 - $X, Y \in V_N$
 - $\alpha \in V_T^*$
- 例子
 - $P = \{X \rightarrow \varepsilon, X \rightarrow (a \mid aY), Y \rightarrow b\}.$
- 生成正规语言, 可被有限状态自动机接受, 也可以通过正则表达式来获得

2.1 文法

- 关系
 - 从0-型到1-型，限制条件逐渐变强
 - 1~3-型文法都属于0-型文法
- 区别
 - 0-型和1-型文法产生式左部存在含有终结符号的符号串或两个以上的非终结符
 - 2-型和3-型文法的产生式左部只可以是单个非终结符

2.1 文法

- 文法的BNF(Backus-Naur Form)表示法规定的推导规则(即产生式):

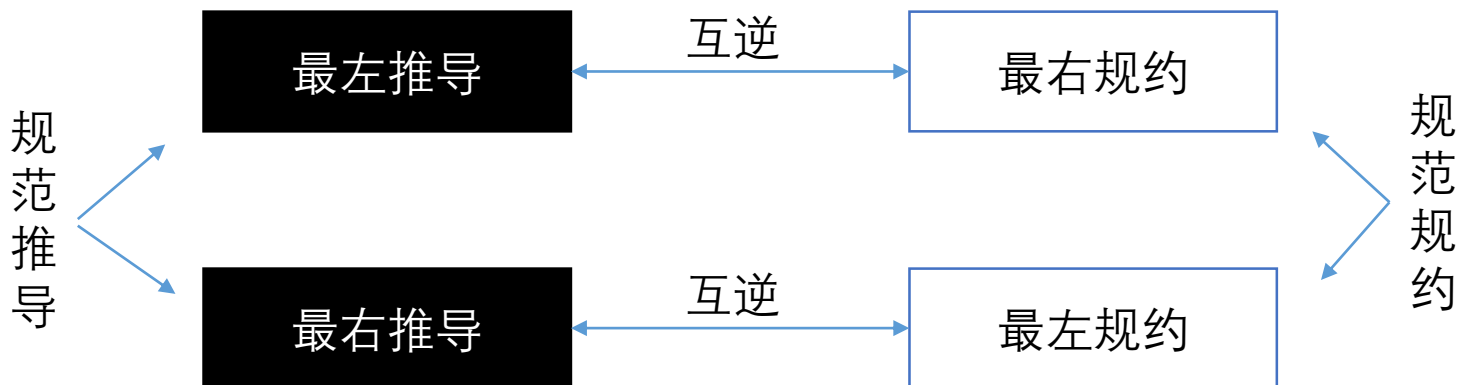
$\langle \text{符号} \rangle ::= \langle \text{表达式} \rangle$

- 这里的 $\langle \text{符号} \rangle$ 是非终结符, 而表达式由一个符号序列, 或用竖杠 '|' 分隔的多个符号序列构成
- 每个符号序列整体都是左端的符号的一种可能的替代
- 从未在左端出现的符号叫做终结符
- EBNF增加:
 - $[]$: 任选符号, $[]$ 内符号至多出现一次
 - $()$: 提因子符号, 候选式中有公共因子时可外提
 - $\{\}$: 重复符号
- 元语言(Meta Language)符号: 用来说明文法符号之间的关系, 如: ' \rightarrow ', ' $|$ '

2.2 语言

• 推导与规约

- 推导：从文法的开始符号开始，通过产生式的右部取代左部的过程，最终能产生一个语言的句子
- 规约：从给定源语言的句子开始，通过产生式的左部取代右部的过程，最终到达开始符号



2.2 语言

- **最左推导**：每次使用一个产生式以其右部取代符号串的**最左**非终结符
- **最右推导**：每次使用一个产生式以其右部取代符号串的**最右**非终结符
- 例子, 设有产生式 $E \rightarrow E + E \mid E * E \mid (E) \mid - E \mid id$, 则有
 - 最左推导:
$$E \Rightarrow -E \Rightarrow -(E) \Rightarrow -(E + E) \Rightarrow -(id + E) \Rightarrow -(id + id)$$
 - 最右推导:
$$E \Rightarrow -E \Rightarrow -(E) \Rightarrow -(E + E) \Rightarrow -(E + id) \Rightarrow -(id + id)$$

2.2 语言

- **句型**：假设G是一个文法，S是开始符号，则从S开始每步推导（包含0步）所得字符串 α 称作句型，记为

$$S \xrightarrow{*} \alpha, \text{ 其中 } \alpha \in (V_N \cup V_T)^*$$

- **句子**：仅含终结符的句型
- **语言**：由S开始通过1步以上推导所得的句子所组成的集合，记为

$$L(G) = \{\alpha \mid S \xrightarrow{+} \alpha, \alpha \in V_T^*\}$$

第三节 文法构造

3.1 由语言如何构造文法

- 设语言 $L_1 = \{a^{2n}b^n | n \geq 1 \text{ 且 } a, b \in V_T\}$, 试构造生成 L_1 的文法 G_1 .

解:

n	句子	产生式
1	aab	$S \rightarrow aab$
2	aaaabb	$S \rightarrow aaabbb \Rightarrow S \rightarrow aaSb$
3	aaaaaabb	$S \rightarrow aaaaaabb \Rightarrow S \rightarrow aaSb$

G_1 的产生式 P:

1. $S \rightarrow aab$
2. $S \rightarrow aaSb$

3.1 由语言如何构造文法

- 设语言 $L_2 = \{a^i b^j c^k \mid i, j, k \geq 1 \text{ 且 } a, b, c \in V_T\}$, 试构造生成 L_2 的文法 G_2 .

解:

- 这是由 a, b, c 字母组成的串;
- 串中 a, b, c 的数目分别大于1;
- 串中 a 排在前面, b 居中, c 为串尾;
- G_2 的产生式 P :

1. $S \rightarrow aS \mid aB$

2. $B \rightarrow bB \mid bA$

3. $A \rightarrow cA \mid c$

3.1 由语言如何构造文法

- 设 $L_3 = \{\omega \mid \omega \in \{a, b\}^*, \text{且}\omega\text{中}a\text{和}b\text{个数相同}\}$
试构造 L_3 的文法 G_3 .

解:

- 由于 L_3 允许包含空串, 所以有产生式: $S \rightarrow \varepsilon$;
- 串 ω 可以是 a 开头, 也可以是 b 开头, 所以有产生式: $S \rightarrow aA, S \rightarrow bB$;
- 串 ω 中 a 和 n 的个数相同, 则 A 产生的串满足约束: b 比 a 多 1 个, 因此有 $A \rightarrow bS; A \rightarrow aAA$;
- 同理有产生式: $B \rightarrow aS, B \rightarrow bBB$.

3.1 由语言如何构造文法

- 设 $L_4 = \{\omega \mid \omega \in \{0, 1\}^*, \text{且}\omega\text{中}1\text{的个数为偶数}\}$
试构造 L_4 的文法 G_4 .

解:

- 由于 L_4 允许包含空串, 所以有产生式: $S \rightarrow \varepsilon$;
- 串 ω 可以是0开头的, 所以有: $S \rightarrow 0S$;
- 串 ω 可以是1开头的, 但后续需要有额外一个1与之对应从而使得1的个数满足偶数约束: $S \rightarrow 1A$;
- 非终结符 A 可以从0开头, 也可以从1开头
 - 0开头时, 不限制0的个数: $A \rightarrow 0A$;
 - 1开头时, 后续1的个数需为奇数: $A \rightarrow 1S$.

3.2 由正规式如何构造文法

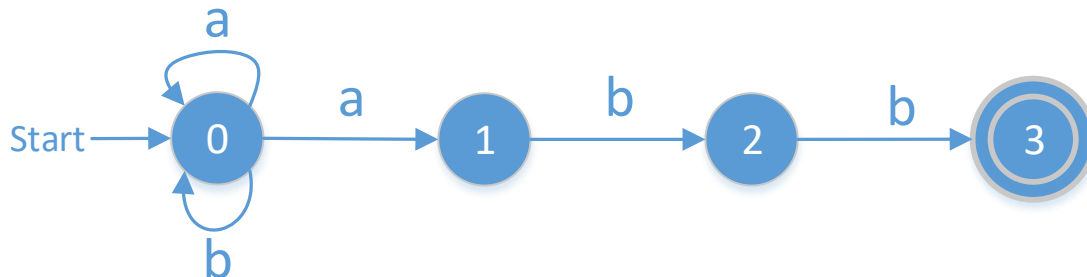
- 正规式/正则表达式 (Regular Expression)
 - 空串符号 ϵ 和空集符号 \emptyset 均是正规式;
 - 如果符号 $a \in \Sigma$, 则 a 是一个正规式;
 - 如果 α, β 是正规式, 则下面都是正规式:
 - $\alpha \mid \beta$ (或)
 - $\alpha \cdot \beta$ (简写为 $\alpha\beta$) (连接)
 - α^* 和 β^* (闭包)
- 优先级: $* > \cdot > \mid$
- 常使用成对圆括号组织正规式

3.2 由正规式如何构造文法

- 设正规式 $R = (a|b)^*abb$, 构造其文法 G .

解:

- 首先把正规式 R 转成非确定有限自动机 (NFA):



- 其次按照如下步骤构造文法 G :
 - 对于NFA的每个状态 i , 创建一个非终结符号 A_i ;
 - 如果 $i \xrightarrow{a} j$, 则新增产生式 $A_i \rightarrow aA_j$;
 - 如果 $i \xrightarrow{\varepsilon} j$, 则新增产生式 $A_i \rightarrow A_j$;
 - 如果 i 是一个接受状态, 则新增产生式 $A_i \rightarrow \varepsilon$;
 - 如果 i 是开始状态, 令 A_i 为所得文法的开始符号.

第四节 语法树与二义文法

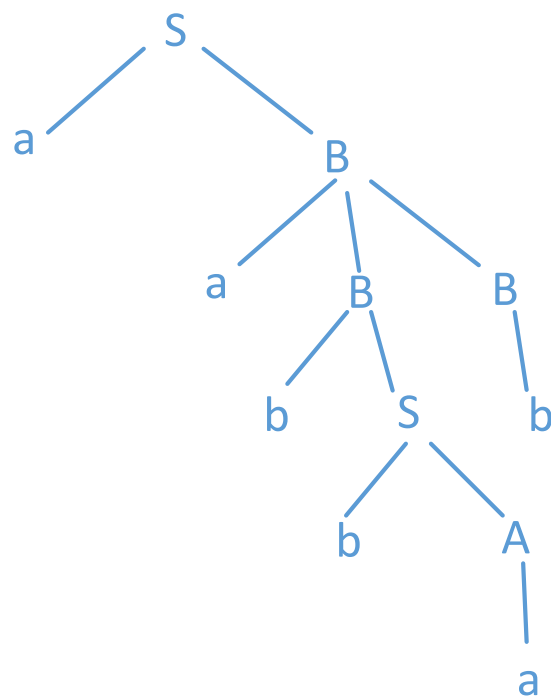
4.1 语法树

- 语法树是文法**推导**的树形**表示形式**，且过滤掉了推导过程中对非终结符号应用产生式的顺序
- 语法树的**内部**结点表示一个产生式的应用，内部结点使用产生式头中的**非终结符**标记
 - 内部结点的子结点的标号从左自右组成了在推导过程中替换非终结符的产生式体
- 每个**叶子**结点的标号为一个终结符号或者 ϵ

4.1 语法树

- 设有一个2-型文法 $G = (\{S, A, B\}, \{a, b\}, P, S)$, 其中 P :

1. $S \rightarrow aB$
2. $S \rightarrow bA$
3. $A \rightarrow a$
4. $A \rightarrow aS$
5. $A \rightarrow bAA$
6. $B \rightarrow aBB$
7. $B \rightarrow bS$
8. $B \rightarrow b$



产生句子aabbab的语法树

4.2 文法的二义性

- 如果一个文法可以为某个句子生成多棵语法树, 则该文法是二义性的 (ambiguous)
- 二义性文法就是对同一个句子有多个最左(右)推导的文法
- 例子
 - 文法: $E \rightarrow E + E \mid E \times E \mid (E) \mid id$
 - 推导: 句子 $id + id \times id$

1. $E \Rightarrow E + E$

$\Rightarrow id + E$

$\Rightarrow id + E \times E$

$\Rightarrow id + id \times E$

$\Rightarrow id + id \times id$

2. $E \Rightarrow E \times E$

$\Rightarrow E + E \times E$

$\Rightarrow id + E \times E$

$\Rightarrow id + id \times E$

$\Rightarrow id + id \times id$

4.2 文法的二义性

- 对于文法： $E \rightarrow E + E \mid E \times E \mid (E) \mid id$ ，可以找到一个非二义性文法：
 - $E \rightarrow T \mid E + T$
 - $T \rightarrow F \mid T \times F$
 - $F \rightarrow (E) \mid id$
- 如何消除二义性
 - 增加限制条件
 - 组织优先级
- 文法二义性问题：不存在一种算法可以在有限时间内判定一个文法是否是二义的

小结

一．概念：字母表、符号表、闭包

二．形式定义：文法、语言

三．从语言、正规式构造文法

四．介绍：语法树、文法二义性