第2章 文法与语言

主要内容

- 程序设计语言
- 语言概述
- 形式语言
- 符号和符号串
- 文法
- 语言(推导)
- 语法树与句型分析
- 文法二义性
- 文法与语言分类

主要内容

- 程序设计语言
- 语言概述
- 形式语言
- 符号和符号串
- 文法
- 语言(推导)
- 语法树与句型分析
- 文法二义性
- 文法与语言分类

程序设计语言范型

- 命令式语言
- 函数式语言
- 基于规则的语言
- 面向对象的语言

PROLOG

Hanoi(N):-move(N,left,centre,right)

Move(0,-,-,-):-!

Move(N,A,B,C):-M is N-1,
move(M,A,C,B),move(M,C,B,A)

?-hanoi(3)

LISP:

Define (function1) (paras) (statements)

(function2) (paras) (statements)

(function3) (paras) (statements)

…

(functionn) (paras) (statements)

(functioni actual-paras)

(functioni actual-paras)

(functioni actual-paras)

…

主要内容

- 程序设计语言
- 语言概述
- 形式语言
- 符号和符号串
- 文法
- 语言(推导)
- 语法树与句型分析
- 文法二义性
- 文法与语言分类

语言与文法

- **当表述一种语言时**，无非是说明这种语言的句子，如果语言只含有穷多个句子，则只需**列出句子的有穷集**就行了；但对于含有无穷句子的语言，就出现**如何给出它的有穷表示**的问题

- 以自然语言为例，人们无法列出全部句子，但是人们可以给出一些规则，**用这些规则来说明(或者定义)句子的组成结构。**比如，汉语句子可以是由主语后随谓语而成，构成谓语的是动词和直接宾语，可以采用**EBNF**来表示这种句子的构成规则

“我是大学生”是汉语的一个句子

〈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〉

有了一组规则以后，按照如下方式用它们导出句子：

开始去找::=左端的带有〈句子〉的规则并把它由::=右端的符号串代替，这个动作表示成：

〈句子〉 $\Rightarrow$ 〈主语〉〈谓语〉，

然后，在得到串〈主语〉〈谓语〉中，选取〈主语〉或〈谓语〉，再用相应规则的::=右端代替之。比如，选取了〈主语〉，并采用规则〈主语〉::=〈代词〉，

那么得到：〈主语〉〈谓语〉 $\Rightarrow$ 〈代词〉〈谓语〉，

重复做下去，

句子：“我是大学生”的全部动作过程是：

〈句子〉 $\Rightarrow$ 〈主语〉〈谓语〉 $\Rightarrow$ 〈代词〉〈谓语〉

$\Rightarrow$ 我〈谓语〉 $\Rightarrow$ 我〈动词〉〈直接宾语〉

$\Rightarrow$ 我是〈直接宾语〉 $\Rightarrow$ 我是〈名词〉 $\Rightarrow$ 我是大学生

“我是大学生”的构成符合上述规则

“我大学生是”不符合上述规则，不是句子

这些规则成为判别句子结构合法与否的依据，换句话说，这些规则可以看成是一种**元语言**，用它描述汉语

这里仅仅涉及汉语句子的结构描述，其中一种描述元语言称为**文法**

英语句子

sentence –> **<subject> <verb-phrase> <object>**

subject –> This | Computers | I

verb-phrase –> **<adverb> <verb>** | **<verb>**

adverb –> never

verb –> is | run | am | tell

object –> the **<noun>** | a **<noun>** | **<noun>**

noun –> university | world | cheese | lies

This is a university.

Computers run the world.

I am the cheese.

I never tell lies.

语言概述

语言是由句子组成的集合，是由一组符号所构成的集合。

汉语--所有符合汉语语法的句子的全体

英语--所有符合英语语法的句子的全体

程序设计语言--所有该语言的程序的全体

研究语言
- 每个句子构成的规律
- 每个句子的含义
- 每个句子和使用者的关系

研究程序设计语言

- 每个程序构成的规律
- 每个程序的含义
- 每个程序和使用者的关系

语言研究的三个方面

- 语法　Syntax
- 语义　Semantics
- 语用　Pragmatics

语法 -- 表示构成语言句子的各个记号之间的组合规律

语义 -- 表示各个记号的特定含义（各个记号和记号所表示的对象之间的关系）

语用 -- 表示在各个记号所出现的行为中，它们的来源、使用和影响

每种语言具有两个可识别的特性：**语言的形式**和**与该形式相关联的意义**

语言的实例若在语法上是正确的，其相关联的意义可以从两个观点来看：其一是该句子的创立者所想要表示的意义，另一是接收者所检验到的意义。这两个意义并非总是一样的，前者称为**语言的语义**，后者是其**语用意义**。幽默、双关语和谜语就是利用这两方面意义间的差异。

如果不考虑语义和语用，即只从语法这一侧面来看语言，这种意义下的语言称作**形式语言**

形式语言抽象地定义为一个数学系统，“**形式**”是指这样的事实：语言的所有规则只以什么符号串能出现的方式来陈述

形式语言理论是对符号串集合的表示法、结构及其特性的研究，是**程序设计语言语法分析研究的基础**。

主要内容

- 程序设计语言
- 语言概述
- 形式语言
- 符号和符号串
- 文法
- 语言(推导)
- 语法树与句型分析
- 文法二义性
- 文法与语言分类

形式语言

- 可用于形式化地描述程序设计语言，包括它由那些符号串构成，这些符号串的表示、结构和特性

主要内容

- 程序设计语言
- 语言概述
- 形式语言
- 符号和符号串
- 文法
- 语言(推导)
- 语法树与句型分析
- 文法二义性
- 文法与语言分类

符号和符号串

- 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

符号和符号串简介

一些基本概念：

字母表

符号

符号串（空符号串）

符号串集合

- **符号** 一个抽象实体,我们不再形式地定义它(就象几何中的”点”一样).例如字母是符号,数字也是符号。
- **字母表** 字母表是元素的非空有穷集合，我们把字母表中的元素称为符号，因此字母表也称为**符号集。**不同的语言可以有不同的字母表，例如：汉语的字母表中包括汉字、数字及标点符号等，PASCAL语言的字母表是由字母、数字、若干专用符号及BEGIN、IF之类的保留字组成。

符号串 由字母表中的符号组成的任何有穷序列称为符号串，例如00 11 10 是字母表Σ = {0，1} 上的符号串.

字母表A= {a,b,c} 上的一些符号串有：a,b,c,ab,aaca。

在符号串中，符号的顺序是很重要的，符号串ab就不同于ba,abca和aabc也不同。

可以使用字母表示符号串，如x=STR表示“x是由符号S、T和R，并按此顺序组成的符号串”。

符号串的长度 如果某符号串x中有m个符号，则称其长度为m，表示为｜x｜=m，如001110的长度是6。

空符号串 即不包含任何符号的符号串，用ε表示，其长度为0，即｜ε｜=0。

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

例如：设z=abc，那么z的头是ε,a,ab,abc，除abc外，其它都是固有头；z的尾是ε,c,bc,abc,z的固有尾是ε,c,bc。

当对符号串z=xy的头感兴趣而对其余部分不感兴趣时，采用**省略写法**：z=x…；

如果只是**为了强调x在符号串z中的某处出现**，则可表示为：z=…x…；符号t是符号串z的第一个符号，则表示为z=t…。

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

由于**ε**的含义，显然有**ε** x=x，**ε** =x。

例如：x=ST，y=abu，则它们的连接xy=STabu，看出

｜x｜=2，｜y｜=3，｜xy｜=5

符号串的方幂：符号串自身连接n次得到的符号串，a^n 定义为 aa…aa n个a，$a^1=a$, $a^2=aa$且$a^0=\varepsilon$

例：若x=AB，则:

$x^0 = \varepsilon$

$x^1 = AB$

$x^2 = ABAB$

$x^3 = ABABAB$

$x^n = xx^{n-1} = x^{n-1}\,x \quad (n>0)$

符号串集合：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。

两个符号串集合A和B的乘积：

定义为 $AB=\{xy|x\in A且y\in B\}$

若集合A={ab,cde} 集合B = {0,1}，则

AB ={ab1,ab0,cde0,cde1}

使用 Σ^* 表示Σ上的一切符号串（包括ε）组成的集合。**Σ^*称为Σ的闭包。**

Σ上的除ε外的所有符号串组成的集合记为Σ^+。**Σ^+称为Σ的正闭包。**

主要内容

- 程序设计语言
- 语言概述
- 形式语言
- 符号和符号串
- 文法
- 语言(推导)
- 语法树与句型分析
- 文法二义性
- 文法与语言分类

文法

- 符号→符号串→句子→语言
- 并非所有符号串都能形成句子

如何描述一种语言？

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，找出语言的有穷表示。语言的有穷表示有两个途经：

生成方式（文法）：语言中的每个句子可以用严格定义的规则来构造。

识别方式（自动机）：用一个过程，当输入的一任意串属于语言时，该过程经有限次计算后就会停止并回答“是”，若不属于，要麽能停止并回答“不是”，（要麽永远继续下去。）

- 文法即是生成方式描述语言的：语言中的每个句子可以用一组严格定义的规则来构造。

- 以下将给出文法的定义，进而在文法的定义的基础上，给出推导的概念，句型、句子和语言的定义。

文法定义

- 文法是对语言结构的形式化定义和描述。
- 文法由规则（产生式）构成。
- 规则：U::=x 或U → x
- 文法G[S]，开始符号，字汇表/字母表，终结符号，非终结符

回顾**EBNF** 引入的符号(元符号)：

〈 〉　用左右尖括号括起来的语法成分为非终结符

::=　(→)　‘定义为’　::=(→) 的左部由右部定义

|　　‘或’

{ }　　表示花括号内的语法成分可重复任意次或限定次数

[ ]　　表示方括号内的语法成分为任选项

( )　　表示圆括号内的成分优先

例：用**EBNF**描述<整数>的定义：

<整数>::=[+|-]<数字>{<数字>}

<数字>::=0|1|2|3|4|5|6|7|8|9

或更好的写法：

<整数>::=[+|-]<非零数字>{<数字>}|0

<非零数字>::=1|2|3|4|5|6|7|8|9

<数字>::=0|<非零数字>

文法G定义为一个四元组(V_N，V_T，P，S)，其中：

V_N为非终结符号(或语法实体，或变量)集；

V_T为终结符号集；

P为产生式(也称规则)的集合； V_N，V_T和P是非空有穷集。

S称作识别符号或开始符号，它是一个非终结符，至少要在一条产生式中作为左部出现。

V_N和V_T不含公共的元素，即$V_N \cap V_T = \Phi$

用V表示$V_N \cup V_T$，称为文法G的字母表或字汇表

规则，也称重写规则、产生式或生成式，是形如α→β或α::=β的(α，β)有序对，其中α是字母表V的正闭包V^+中的一个符号，β是V^*中的一个符号。α称为规则的左部，β称作规则的右部。

文法举例

- 例：G[E]:

  E ::=E+T

  T ::=F

  T ::=T*F

  F ::=(E)

  F ::=i

  V_N =? V_T =? V=?

- $V_N = \{E,T,F\}$
- $V_T = \{+,(,),*,i\}$
- $V = \{E,T,F,+,(,),*,i\}$

Define a Grammar

A grammar G is defined as a 4-tuple (V_N, V_T, P, S)

V_N is a set of ***nonterminals***

V_T is a set of ***terminals***

P is a set of ***productions***, each production consists of a ***left side***, an arrow(or '::='), and a ***right side***

S is a designation of one of the nonterminals as the ***start symbol***

$V = V_N \cup V_T$ is the alphabet of G

文法的定义

例 文法G=（V_N，V_T，P，S）

V_N = { S }, V_T ={ 0, 1 }

P={ S→0S1, S→01 }

S为开始符号

例 文法G=（V_N，V_T，P，S）

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>

文法的写法

1 G：S→aAb

A→ab

A→aAb

A→ε

2 G[S]：A→ab　A→aAb **A→ε S→aA**b

3 G[S]：A→ab |aAb **|ε　　S→aA**b

元符号：　→

　　::=

　　|

　　< >

习惯表示:

　　大写字母：非终结符

　　小写字母：终结符

S –> AB

A –> Ax | y

B –> z

递归

- 递归
- 递归规则，递归文法
- 左递归，右递归，直接递归，间接递归

主要内容

- 程序设计语言
- 语言概述
- 形式语言
- 符号和符号串
- 文法
- 语言(推导)
- 语法树与句型分析
- 文法二义性
- 文法与语言分类

推导的定义

直接推导“$\Rightarrow$”

$\alpha\rightarrow\beta$是文法G的产生式，若有v,w满足：$v=\gamma\alpha\delta, w=\gamma\beta\delta$，其中$\gamma\in V^*, \delta\in V^*$

则称v直接*推导*到w,记作 $v \Rightarrow w$

也称w直接*归约*到v

例：G： $S\rightarrow 0S1$， $S\rightarrow 01$

$0S1 \Rightarrow 00S11$

$00S11 \Rightarrow 000S111$

$000S111 \Rightarrow 00001111$

$S \Rightarrow 0S1$

<程序>⇒<分程序>.

<分程序>. ⇒ <变量说明部分> <语句>.

VAR<标识符>;BEGIN READ(<标识符>) END.

⇒

VAR A;BEGIN READ(<标识符>) END.

推导的定义

若存在$v = w_0 \Rightarrow w_1 \Rightarrow \ldots \Rightarrow w_n = w, (n>0)$

则记为$v \Rightarrow^{+} w$，v推导出w，或w归约到v

若有$v \Rightarrow^{+} w$，或v=w，则记为$v \Rightarrow^{*} w$

例：G： S→0S1， S→01

0S1 ⇒00S11

00S11 ⇒000S111

000S111 ⇒00001111

S ⇒0S1 ⇒00S11 ⇒000S111 ⇒00001111

S =>$^{+}$ 00001111

S =>* S　　00S11 =>* 00S11

What are Derivations

Derivation is a way that a grammar defines a language .In the process of derivation a production is treated as a rewriting rule in which the nonterminal on the left side is replaced by the string on the right side of the production

A production $u \rightarrow v$ is used by replacing an occurrence of u by v . Formally, if we apply a production p of $\boldsymbol{P}$ to a string of symbols w in $\boldsymbol{V}$ to yield a new string of symbols z in $\boldsymbol{V}$, we say that z derived from w using p, written as follows: $w \Rightarrow^{p} z$. We also use:

$w \Rightarrow z$ z derives from w (production unspecified)

$w \Rightarrow^{*} z$ z derives from w using zero or more productions

$w \Rightarrow^{+} z$ z derives from w using one or more productions

- **最左推导**：$xUy \Rightarrow xuy,\ x \in V_t^*$
- **最右推导**：$xUy \Rightarrow xuy,\ y \in V_t^*$
- **规范推导**：最右推导
- 规范规约：最左规约

- 例：G[E]:

  E::=E+T

  E::= T

  T ::=F

  T ::=T*F

  F ::=(E)

  F ::=a

- a*(a+a)的推导:

句型、句子的定义

句型：

有文法G，若S $\Rightarrow^*$ x，则称x是文法G的句型。

句子：

有文法G，若S $\Rightarrow^*$ x，且x$\in V_T^*$，则称x是文法G的句子。

例：G： S→0S1， S→01

S $\Rightarrow$0S1 $\Rightarrow$00S11 $\Rightarrow$000S111 $\Rightarrow$00001111

G的句型S, 0S1, 00S11,000S111, 00001111

G的句子00001111, 01

右句型

- 由最右推导（规范推导）所得的句型称为**右句型**（规范句型）

例：G[E]：　E→E+T|T
　　T→T*F|F
　　F→(E)|a

E⇒……a+a*a

句子：用符号a，+，*，(，和) 构成的算术表达式

$$E \Rightarrow E+T \Rightarrow T+T \Rightarrow F+T \Rightarrow a+T \Rightarrow a+T*F \Rightarrow a+F*F \Rightarrow a+a*F \Rightarrow a+a*a$$

$$E \Rightarrow E+T \Rightarrow E+T*F \Rightarrow E+T*a \Rightarrow E+F*a \Rightarrow E+a*a \Rightarrow T+a*a \Rightarrow F+a*a \Rightarrow a+a*a$$

$$E \Rightarrow E+T \Rightarrow T+T \Rightarrow T+T*F \Rightarrow F+T*F \Rightarrow F+F*F \Rightarrow a+F*F \Rightarrow a+F*a \Rightarrow a+a*a$$

语言的定义

由文法G生成的语言记为L(G),它是文法G的一切句子的集合：

$L(G)=\{x|S \Rightarrow^* x$，其中S为文法的开始符号，且$x \in V_T^*\}$

例：G： $S \rightarrow 0S1$， $S \rightarrow 01$

$L(G)=\{0^n1^n|n \geqslant 1\}$

例： 文法G[S]：

（1）S→aSBE

（2）S→aBE

（3）EB→BE

（4）aB→ab

（5）bB→bb

（6）bE→be

（7）eE→ee

$L(G)=\{ a^n b^n e^n \mid n \geqslant 1 \}$

$S \Rightarrow a\ S\ BE \quad (S \rightarrow aSBE)$

$\Rightarrow a\ aBEBE \quad (S \rightarrow aBE)$

$\Rightarrow aabEBE \quad (aB \rightarrow ab)$

$\Rightarrow aabBEE \quad (EB \rightarrow BE)$

$\Rightarrow aabbEE \quad (bB \rightarrow bb)$

$\Rightarrow aabbeE \quad (bE \rightarrow be)$

$\Rightarrow aabbee \quad (eE \rightarrow ee)$

G生成的每个串都在L(G)中

L(G)中的每个串确实能被G生成

使用产生式(1)n-1次，得到推导序列：

$S \Rightarrow^* a^{n-1}S(BE)^{n-1}$，然后使用产生式(2)一次，得到：$S \Rightarrow^* a^{n-1}S(BE)^{n-1} \Rightarrow a^n(BE)^n$。然后从$a^n(BE)^n$继续推导，总是对EB使用产生式(3)的右部进行替换，而最终在得到的串中，所有的B都先于所有的E。例如，若n=3,

$aaaBEBEBE \Rightarrow aaaBBEEBE \Rightarrow aaaBBEBEE \Rightarrow aaaBBBEEE$。

即有：$S \Rightarrow^* a^nB^nE^n$

接着，使用产生式(4)一次，得到$S \Rightarrow^* a^nbB^{n-1}E^n$，然后使用产生式(5)n-1次得到：

$S \Rightarrow^* a^nb^nE^n$，最后使用产生式(6)一次，使用产生式(7)n-1次，得到：$S \Rightarrow^* a^nb^ne^n$

也能证明，

对于$n \geq 1$，串$a^nb^ne^n$是唯一形式的终结符号串

文法等价

若$L(G_1)=L(G_2)$, 则称文法G_1和G_2是等价的。

如文法G_1[A]：A→0R 与G_2[S]：S→0S1 等价

A→01　　S→01

R→A1

主要内容

- 程序设计语言
- 语言概述
- 形式语言
- 符号和符号串
- 文法
- 语言(推导)
- 语法树与句型分析
- 文法二义性
- 文法与语言分类

语法树

文法G[Z]的语法树：

- 每个结点都是G的符号
- 树根是文法的开始符号
- 若某个结点至少有一个从它出来的分支，则该结点一定是非终结符
- 若某个结点A有n个分支，假设其分支结点为B1,B2,…Bn，则

  A::=B1B2B3…Bn

  一定是文法的一条规则

语法树

- 语法树可以从推导过程产生
- 凡使用一条规则推导，则可以从规则左部符号结点长出若干分支

构造语法树

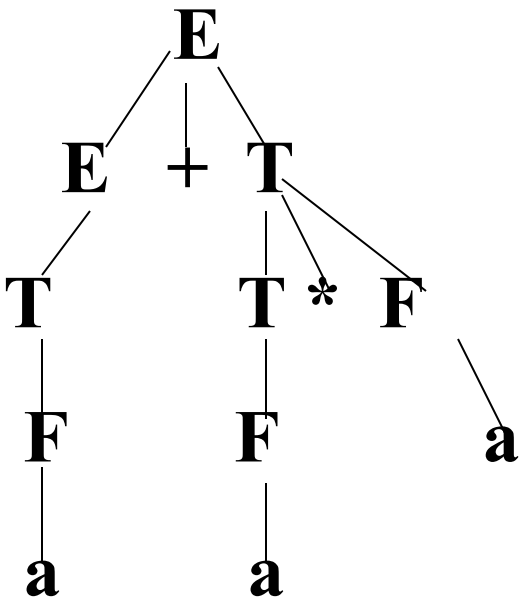
G[E]：　E→E+T|T
T→T*F|F
F→(E)|a

E⇒E+T ⇒T+T
⇒F+T ⇒a+T
⇒a+T*F
⇒a+F*F ⇒a+a*F
⇒a+a*a

E⇒E+T ⇒T+T ⇒F+T
⇒a+T ⇒a+T*F
⇒a+F*F ⇒a+a*F
⇒a+a*a

E⇒E+T ⇒E+T*F ⇒E+T*a
⇒E+F*a ⇒E+a*a
⇒T+a*a ⇒F+a*a
⇒a+a*a

E⇒E+T ⇒T+T ⇒T+T*F
⇒F+T*F ⇒F+F*F
⇒a+F*F ⇒a+F*a
⇒a+a*a



看不出句型中的符号被替代的顺序

句型分析

*句型分析*就是识别一个符号串是否为某文法的句型，是某个推导的构造过程

在语言的编译实现中，把完成句型分析的程序称为*分析程序*或*识别程序*，分析算法又称*识别算法*

从左到右的分析算法，即总是从左到右地识别输入符号串，首先识别符号串中的最左符号，进而依次识别右边的一个符号，直到分析结束

句型分析算法分类

分析算法可分为：

自上而下分析法：

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。

自下而上分析法：

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。

两种方法反映了两种语法树的构造过程

*自上而下方法*是从文法符号开始，将它做为语法树的根，向下逐步建立语法树，使语法树的结果正好是输入符号串

*自下而上方法*则是从输入符号串开始，以它做为语法树的结果，自底向上地构造语法树

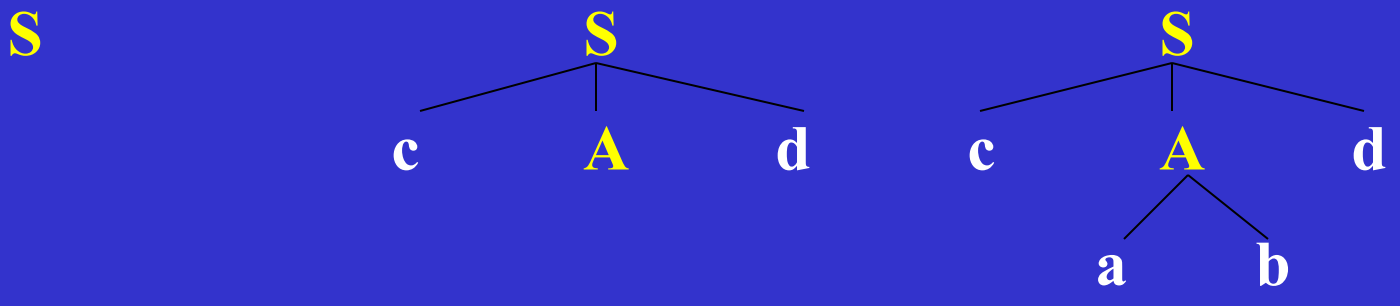
自上而下的语法分析

例：文法G：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　　cAd ⇒ cabd

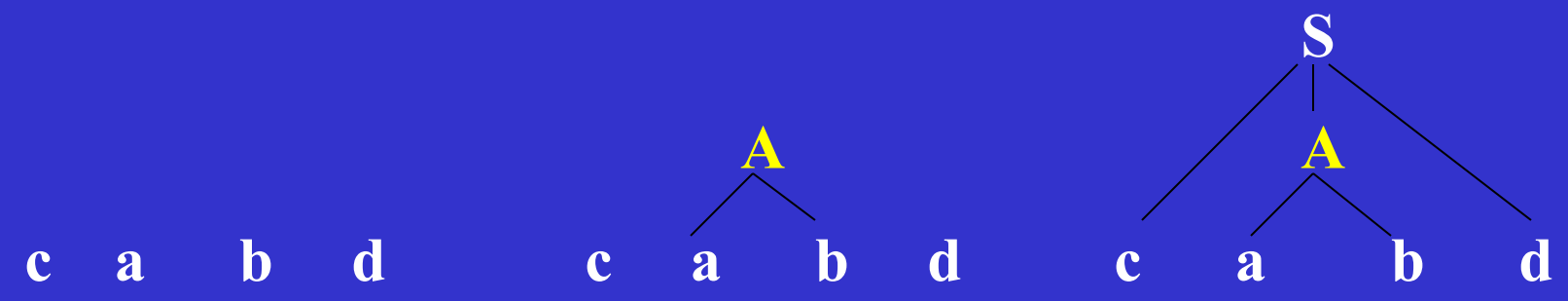
自下而上的语法分析

例：文法G：　S → cAd

A → ab

A → a

识别输入串w=cabd是否该文法的句子



规约过程构造的推导：　cAd ⇒ cabd　　S ⇒ cAd

(1) S → cAd (2) A → ab (3)A → a

识别输入串w=cabd是否为该文法的句子

自上而下的语法分析

若S ⇒ cAd 后选择(3)扩展A，

S ⇒ cAd ⇒ cad

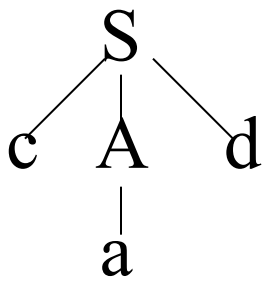
那将会？

w的第二个符号可以与叶子结点a得以匹配，但第三个符号却不能与下一叶子结点d匹配?

宣告分析失败（其意味着，识别程序不能为串cad构造语法树，即cad不是句子）

-显然是错误的结论。

导致失败的原因是在分析中对A的选择不是正确的。



(1)S → cAd (2) A → ab (3)A → a

识别输入串w=cabd是否为该文法的句子

自下而上的语法分析

对串cabd的分析中，如果不是选择ab用产生式(2),而是选择a用产生式(3)将a归约到了A，那么最终就达不到归约到S的结果，因而也无从知道cabd是一个句子

c a b d

c A b d

a

句型分析的有关问题

1）在自上而下的分析方法中如何选择使用哪个产生式进行推导？

假定要被代换的最左非终结符号是B，且有n条规则：B→A1|A2|…|An，那么如何确定用哪个右部去替代B？

2）在自下而上的分析方法中如何识别可归约的串？

在分析程序工作的每一步，都是从当前串中选择一个子串，将它归约到某个非终结符号，该子串称为“可归约串”

刻画“可归约串”

文法G[S]

句型的短语

S =>* α A δ 且 A =>+ β，则称 β 是句型 α β δ 相对于非终结符A的短语

句型的直接短语

若有A ⇒ β，则称 β 是句型 α β δ 相对于非终结符A 的直接短语

句型的句柄

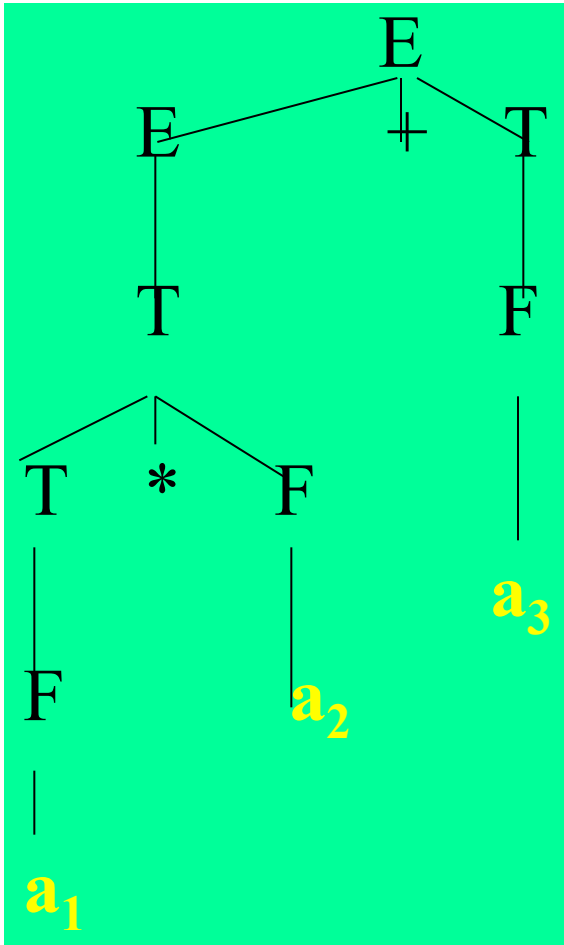
一个右句型的直接短语称为该句型的句柄

（~~一个句型的最左直接短语称为该句型的句柄~~）

- **短语**是句型中某非终结符号通过若干步**推导**出的子串

- **规约**：如果每次都从当前句型的**句柄**进行归约，则可以归约到文法的开始符号

例 ： a*a+a 的短语、直接短语和句柄



G[E]：E→E+T|T
T→T*F|F
F→(E)|a

句型：a*a+a

短语：a_1* a_2+ a_3， a_1* a_2 ，
a_1 ， a_2 ， a_3

直接短语：a_1 ， a_2 ， a_3

句柄： a_1

从语法树判断句型的短语、直接短语和句柄

- 子树
- 简单子树
- 短语
- 直接短语
- 句柄

主要内容

- 程序设计语言
- 语言概述
- 形式语言
- 符号和符号串
- 文法
- 语言(推导)
- 语法树与句型分析
- 文法二义性
- 文法与语言分类

文法二义性

- **文法二义性**：两棵语法树对应同一句子
- 根据语法树，可以发现文法的二义性

二义文法

若一个文法存在某个句子对应两棵不同的语法树，则称这个**文法是二义**的
或者，若一个文法存在某个句子有两个不同的最左（右）推导，则称这个**文法是二义**的

判定任给的一个上下文无关文法是否二义，或它是否产生一个先天二义的上下文无关语言，**这两个问题是递归不可解的**，但可以为无二义性寻找**一组充分条件**

文法的二义性和语言的二义性是两个不同的概念：可能有两个不同的文法G和G′，其中G是二义的，但是却有L(G)=L(G′)，即，这两个文法所产生的语言是相同的。

二义文法改造为无二义文法：

G[E]: E → i
E → E+E
E → E*E
E → (E)

G[E]： E → T|E+T
T → F|T*F
F → (E)|i
规定优先顺序和结合律

如果产生上下文无关语言的每一个文法都是二义的，则说此语言是先天二义的。对于一个程序设计语言来说，常常希望它的文法是无二义的，因为希望对它每个语句的分析是唯一的。

主要内容

- 程序设计语言
- 语言概述
- 形式语言
- 符号和符号串
- 文法
- 语言(推导)
- 语法树与句型分析
- 文法二义性
- 文法与语言分类

文法和语言

- 文法→语言
- 语言→文法

文法的类型

通过对产生式施加不同的限制，Chomsky将文法分为四种类型：

0型文法：对任一产生式$\alpha\rightarrow\beta$，都有$\alpha\in(V_N\cup V_T)^+$，$\beta\in(V_N\cup V_T)^*$

1型文法：对任一产生式$\alpha\rightarrow\beta$，都有$|\beta|\geq|\alpha|$，仅仅$S\rightarrow\varepsilon$除外

2型文法：对任一产生式$\alpha\rightarrow\beta$，都有$\alpha\in V_N$，$\beta\in(V_N\cup V_T)^*$

3型文法：任一产生式$\alpha\rightarrow\beta$的形式都为$A\rightarrow aB$或$A\rightarrow a$，其中$A\in V_N$，$B\in V_N$，$a\in V_T$

A hierarchy of grammars

Type 0: free or unrestricted grammars

These are the most general. Productions are of the form $u \rightarrow v$ where both u and v are arbitrary strings of symbols in $\boldsymbol{V}$, with u non-null. There are no restrictions on what appears on the left or right-hand side other than the left-hand side must be non-empty.

Type 1: context-sensitive grammars

Productions are of the form $uXw \rightarrow uvw$ where u , v and w are arbitrary strings of symbols in $\boldsymbol{V}$, with v non-null, and X a single nonterminal. In other words, X may be replaced by v but only when it is surrounded by u and w. (i.e. in a particular context).

Type 2: context-free grammars

Productions are of the form $X \rightarrow v$ where v is an arbitrary string of symbols in V, and X is a single nonterminal. Wherever you find X, you can replace with v (regardless of context).

Type 3: regular grammars

Productions are of the form $X \rightarrow a$ or $X \rightarrow aY$ where X and Y are nonterminals and a is a terminal. That is the left-hand side must be a single nonterminal and the right-hand side can be either a single terminal by itself or with a single nonterminal. These grammars are the most limited in terms of expressive power.

文法的类型

例：1型（上下文有关）文法

文法G[S]：

$S \rightarrow CD$

$C \rightarrow aCA$

$C \rightarrow bCB$

$AD \rightarrow aD$

$BD \rightarrow bD$

$Aa \rightarrow bD$

$Ab \rightarrow bA$

$Ba \rightarrow aB$

$Bb \rightarrow bB$

$C \rightarrow \varepsilon$

$D \rightarrow \varepsilon$

文法的类型

例：2型（上下文无关）文法

文法G[S]：　　S→AB

A→BS|0

B→SA|1

3型文法示例

G[S]：

S→0A|1B|0

A→0A|1B|0S

B→1B|1|0

G[I]：

I → lT

I → l

T → lT

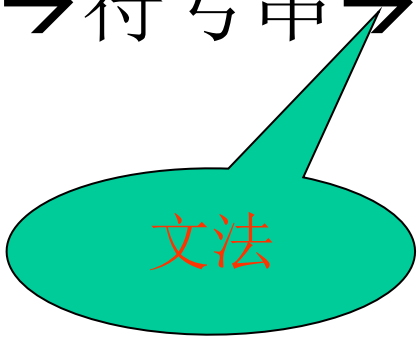
T → dT

T → l

T → d

小结

- 符号→符号串→句子→语言



作业

- 2;
- 5;
- 9;
- 10;

- 12(1)(3)(6);
- 15(2);
- 18;