编译原理与技术 H3-1

PB18111697 王章瀚

3.2

考虑文法$S \to aSbS|bSaS|\epsilon$

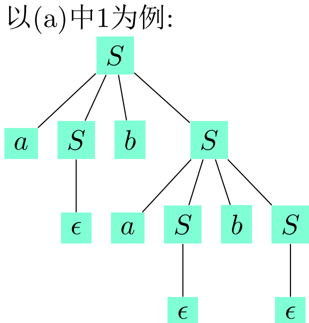
(a) 为句子$abab$构造两个不同的最左推导, 以此说明该文法是二义的.
构造如下:

1. $S \Rightarrow_{lm} aSbS \Rightarrow_{lm} abS \Rightarrow_{lm} abaSbS \Rightarrow_{lm} ababS \Rightarrow_{lm} abab$
2. $S \Rightarrow_{lm} aSbS \Rightarrow_{lm} abSaSbS \Rightarrow_{lm} abaSbS \Rightarrow_{lm} ababS \Rightarrow_{lm} abab$

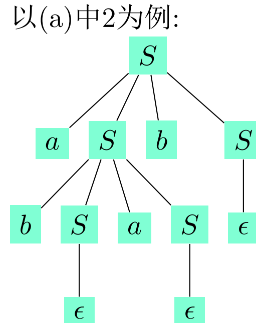
(b) 为$abab$构造对应的最右推导.
构造如下:

1. $S \Rightarrow_{rm} aSbS \Rightarrow_{rm} aSb \Rightarrow_{rm} abSaSb \Rightarrow_{rm} abSab \Rightarrow_{rm} abab$
2. $S \Rightarrow_{rm} aSbS \Rightarrow_{rm} aSbaSbS \Rightarrow_{rm} aSbaSb \Rightarrow_{rm} aSbab \Rightarrow_{rm} abab$

(c) 为$abab$构造对应的分析树.
以(a)中1为例:



以(a)中2为例:



(d) 这个文法产生的语言是什么?
产生的语言是: **由同样数目的a和b的串的集合**.

3.6

为字母表$\Sigma = \{a, b\}$上的下列每个语言设计一个文法, 其中哪些语言是正规的?

(a) 每个a后面至少有一个b跟随的所有串.
设计的文法对应四元组为$(\{a, b\}, \{S, B\}, S, P)$. 按以$a$或$b$开头, 可以得到其中产生式的集合P如下(其中$B$表示一个及以上的$b$构成的串):

$$S \to aBS|BS|\epsilon$$

$$B \to bB|b$$

这个语言**是正规的**.按定义说, 其产生式满足或隐含满足形式为$A \rightarrow aB$或$A \rightarrow a$. 另一方面, 这个语言可以用$(abb^*|b^*)^*$表示, 从这个角度也可以说明**是正规的**.

(c) a和b的个数不相等的所有串.
首先考虑a和b个数相等的串, 其产生式如下(B表示b比a多一个的串, A类似):

$$
\begin{aligned}
&S \rightarrow aB|bA|\epsilon \\
&A \rightarrow bAA|aS \\
&B \rightarrow aBB|bS
\end{aligned}
$$

然后考虑A'为a个数多余b个数的串, B'类似.

$$
\begin{aligned}
&A' \rightarrow AA'|A \\
&B' \rightarrow BB'|B
\end{aligned}
$$

最终我们可以写出来, 能够表示a和b个数不相等的所有串(S'表示)的文法如下:

$$
\begin{aligned}
&\boldsymbol{S' \rightarrow A'|B'} \\
&\boldsymbol{A' \rightarrow AA'|A} \\
&\boldsymbol{B' \rightarrow BB'|B} \\
&\boldsymbol{S \rightarrow aB|bA|\epsilon} \\
&\boldsymbol{A \rightarrow bAA|aS} \\
&\boldsymbol{B \rightarrow aBB|bS}
\end{aligned}
$$

这个文法**不是正规的**. 因为它显然不满足且不隐满足(即也不能通过化简满足)任何产生式都为$A \rightarrow aB$或$A \rightarrow a$, $A, B \in V_N, a \in V_T$的格式.

3.8

(a) 消除习题3.1文法($S \rightarrow (L)|a \quad L \rightarrow L, S|S$)的左递归.
也就是消除下式的左递归:

$$
\begin{aligned}
&S \rightarrow (L)|a \\
&L \rightarrow L, S|S
\end{aligned}
$$

因此可以改写为:

$$
\begin{aligned}
&\boldsymbol{S \rightarrow (L)|a} \\
&\boldsymbol{L \rightarrow SL'} \\
&\boldsymbol{L' \rightarrow , SL'|\epsilon}
\end{aligned}
$$

3.11

构造下面文法的LL(1)分析表.

$S \rightarrow aBS|bAS|\epsilon$

$A \rightarrow bAA|a$

$B \rightarrow aBB|b$

构造如下(表2):

	开始符号	后继符号
S	a, b, ϵ	\$
A	a, b	$a, b, \$$
B	a, b	$a, b, \$$

表 1: 开始符号和后继符号的表

非终结符	输入符号		
	a	b	\$
S	$S \to aBS$	$S \to bAS$	$S \to \epsilon$
A	$A \to a$	$A \to bAA$	
B	$B \to aBB$	$B \to b$	

表 2: 预测分析表

3.12

下面的文法是否为LL(1)文法? 说明理由.

$S \to AB|PQx$

$A \to xy$

$B \to bc$

$P \to dP|\epsilon$

$Q \to aQ|\epsilon$

构造下表(表3)

	开始符号
S	x, d, ϵ
A	x
B	b
P	d, ϵ
Q	a, ϵ

表 3: 开始符号表

从而有

$$FIRST(AB) = \{x\} FIRST(PQx) = \{a, d, x\} FIRST(AB) \cap FIRST(PQx) \supset \{x\}$$

因此该文法**不是**LL(1)文法.