

## Chapter 7

# 上下文无关语言的性质

### 7.1 上下文无关语言

直观来讲, 正则语言是从单独的字符串以并 (*union*), 连接 (*concatenation*) 和重复 (*repetition*) 构建而来的; 而上下文无关语言则是以并, 连接和递归 (*recursion*) 构建而来的.

任何  $\Sigma$  上的所有语言

不妨设  $\Sigma = \{a\}$ , 对任何  $0 \leq x < 1$  的实数  $x$ , 定义语言

$$L_x = \left\{ a^n \mid x \cdot 2^n \bmod 1 \geq \frac{1}{2} \right\},$$

即  $a^n \in L_x$  当且仅当  $x$  二进制表示的第  $n+1$  位为 1.

1. 如果  $x \neq y$ , 则  $x$  和  $y$  一定有某些位不同, 所以  $L_x \neq L_y$ ;
2. 所以  $\Sigma$  上的所有语言, 至少与 0 和 1 之间的实数一样多;
3. 因此,  $\Sigma$  上的所有语言是不可数的.

那么

“办法总比困难多!” ——真的吗?

任何  $\Sigma$  上的所有 **CFL**

任何 CFG  $G = (V, \Sigma, P, S)$  可由符号集  $V \cup \Sigma \cup \{\epsilon, \rightarrow, |, \diamond\}$  编码.

- 如文法  $S \rightarrow A|B, A \rightarrow aA|aC, B \rightarrow Bb|Cb, C \rightarrow \varepsilon|aCb$  可编码为

$$S \rightarrow A|B \diamond A \rightarrow aA|aC \diamond B \rightarrow Bb|Cb \diamond C \rightarrow \varepsilon|aCb;$$

- 用 0/1 编码这些符号

$$\begin{array}{lll} \varepsilon \mapsto 10 & a \mapsto 110 & S \mapsto 1110 \\ \rightarrow \mapsto 100 & b \mapsto 1100 & A \mapsto 11100 \\ | \mapsto 1000 & & B \mapsto 111000 \\ \diamond \mapsto 10000 & & C \mapsto 1110000. \end{array}$$

- 文法编码再转换为 0/1 字符串

$$\begin{array}{l} 11101001110010001110001000011100100110111001000110 \\ 11100001000011100010011100011001000111000011001000 \\ 0111000010010100011011100001100; \end{array}$$

- 当作二进制表示则为整数

$$2486025347845581444133243339142670726924.$$

- 而  $\Sigma$  上两个文法如果不同, 这样编码会得到不同的整数;
- 因此  $\Sigma$  上所有 CFL 至多与正整数一样多, 是可数的.
- 因此, 并非所有的语言都是 CFL.

## 7.2 上下文无关语言的泵引理

### 7.2.1 上下文无关语言的泵引理

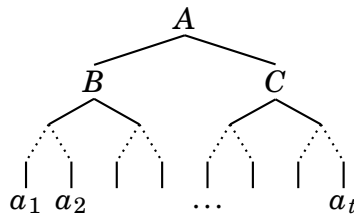
语法分析树的大小

**定理 33.** 对于乔姆斯基范式文法  $G = (V, T, P, S)$  的语法树, 如果产物为终结字符串  $w$ , 且树的高度是  $n$ , 那么  $|w| \leq 2^{n-1}$ .

证明: 对树的高度归纳.

归纳基础: 高度为 1 时, 只能是  $\frac{A}{a}$ , 显然成立.

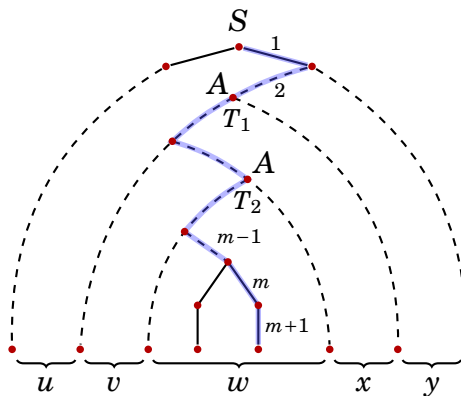
归纳递推: 高度为  $n$  时, 根节点一定是  $A \rightarrow BC$ , 而  $B$  和  $C$  子树高度最多为  $n-1$ , 由归纳假设, 产物最长都为  $2^{n-2}$ . 因此整棵树产物最长  $2^{n-2} + 2^{n-2} = 2^{n-1}$ .  $\square$



### 上下文无关语言的泵引理

**定理 34.** 如果语言  $L$  是  $CFL$ , 那么存在正整数  $N$ , 它只依赖于  $L$ , 对  $\forall z \in L$ , 只要  $|z| \geq N$ , 就可以将  $z$  分为五部分  $z = uvwxy$  满足:

1.  $vx \neq \varepsilon$  (或  $|vx| > 0$ );
2.  $|vwx| \leq N$ ;
3.  $\forall i \geq 0, uv^iwx^iy \in L$ .



证明:

1. 设 CNF 格式的 CFG  $G$  接受语言  $L - \{\varepsilon\}$ . 在 CNF 文法的派生树中, 如果从树根到叶子的最长路径长度为  $k$ , 则该树产物的长度最多为  $2^{k-1}$ . 因为该树内节点构成的是二叉树, 当最长路径为  $k$  时, 内节点二叉树部分最长路径长度为  $k-1$ , 叶子最多为满二叉树时的  $2^{k-1}$  个. 如果设文法  $G$  中变元数  $|V| = m$ , 则令  $N = 2^m$ , 那么若有字符串  $z \in L(G)$ , 且  $|z| \geq N$ .
2. 则  $z$  的派生树内节点是二叉树, 树中最长路径长度至少也是  $m+1$ , 该路径上节点至少有  $m+2$  个, 除最后一个节点外, 其余标记都是变元.
3. 在该路径上接近树底部由下至上  $m+1$  个内节点的标记中, 必有两个节点  $T_2$  和  $T_1$  标记了相同的变元  $A$ . 不妨设这两棵  $A$  子树分别为  $T_1$  和  $T_2$ , 且  $T_1$  比  $T_2$  更接近树根.
4. 那么, 若记  $A$  子树  $T_2$  的产物为  $w$ , 且又因为它是  $T_1$  的子树, 那么  $T_1$  的产物可记为  $vw x$ , 则有  $A \Rightarrow vAx$  和  $A \Rightarrow w$ .

5. 那么, 对  $\forall i \geq 0$ , 有  $A \Rightarrow v^i w x^i$ . 又因为  $vw x$  是  $z$  的一部分, 所以不妨设  $z = uvwxy$ , 则  $S \Rightarrow u A y \Rightarrow u v^i w x^i y$ , 即  $\forall i \geq 0, u v^i w x^i y \in L$ .
6. 又因为, 我们只考虑了接近树底部的  $m+1$  个节点, 所以  $T_1$  子树中最长路径长度不超过  $m+1$ , 那么  $T_1$  产物的长度不会超过  $2^m$ , 所以  $|vwx| \leq 2^m = N$ .
7. 而  $T_1$  子树派生  $vw x$  的第一个产生式必是  $A \rightarrow BC$ , 那么  $T_2$  子树不是完全处于  $B$  中就是完全处于  $C$  中, 即  $T_2$  必定完全在  $T_1$  的左/右儿子中. 而不包括  $T_2$  的变元  $B$  或  $C$  都至少产生一个终结符, 所以  $v$  和  $x$  不可能同时为空, 即  $vx \neq \varepsilon$ .

□

### 7.2.2 泵引理的应用

例 1. 证明  $L = \{0^n 1^n 2^n \mid n \geq 1\}$  不是上下文无关语言.

证明:

1. 假设  $L$  是 CFL, 那么存在整数  $N$ , 对  $\forall z \in L (|z| \geq N)$  满足泵引理.
2. 从  $L$  中取  $z = 0^N 1^N 2^N$ , 则显然  $z \in L$  且  $|z| = 3N \geq N$ .
3. 由泵引理,  $z$  可被分为  $z = uvwxy$ , 且有  $|vwx| \leq N$  和  $vx \neq \varepsilon$ .
4. 那么  $vw x$  只能包含一种或两种字符:
  - i 一种字符, 或为 0, 或为 1, 或为 2, 那么取  $i = 0$ , 则  $uv^0wx^0y$  会只删除该字符的一部分, 所以  $uw y \notin L$ ;
  - ii 两种字符, 或为 0 和 1, 或为 1 和 2, 那么  $uv^0wx^0y$  会只删除这两种字符的一部分, 所以也有  $uw y \notin L$ ;
5. 与泵引理  $uw y = uv^0wx^0y \in L$  矛盾, 所以假设不成立.
6.  $L$  不是上下文无关的.

□

例 2. 证明  $L = \{ww \mid w \in \{0,1\}^*\}$  不是上下文无关的.

(错误的) 证明: 假设  $L$  是 CFL. 取  $z = 0^N 10^N 1$ , 那么  $z = uvwxy$  为

$$z = \overbrace{00 \cdots 00}^{0^N} \underbrace{0}_u \underbrace{1}_v \underbrace{0}_w \overbrace{00 \cdots 01}^{0^N} \underbrace{1}_y$$

则对任意  $i \geq 0$ , 有  $uv^iwx^iy \in L$ , 满足泵引理.

□

(正确的) 证明: 假设  $L$  是 CFL. 取  $z = 0^N 1^N 0^N 1^N$ , 将  $z$  分为  $z = uvwxy$  时

1. 若  $vw x$  在  $z$  中点的一侧,  $uv^0wx^0y$  显然不可能属于  $L$ ;
2. 若  $vw x$  包括  $z$  中点, 那么  $uv^0wx^0y$  为  $0^N1^i0^j1^N$ , 也不可能属于  $L$ .

所以假设不成立,  $L$  不是 CFL. □

### CFL 的泵引理同样只是必要条件

有些非 CFL, 泵引理对它们没有什么作用. 例如

$$L = \{a^i b^j c^k d^l \mid i = 0 \text{ 或 } j = k = l\}$$

不是上下文无关的.

- 如果选  $z = b^j c^k d^l = uvwxy$ , 则可以让  $vw x$  只含有  $b$ , 那么对任何  $m$ , 都有  $uv^mwx^my \in L$ ;
- 如果选  $z = a^i b^j c^j d^j$ , 则可以让  $v$  和  $x$  只含有  $a$ , 那么对任何  $m$ , 都有  $uv^mwx^my \in L$ .

所以无法使用泵引理证明  $L$  非 CFL.

### Ogden 引理 (的较弱形式)

如果语言  $L$  是 CFL, 那么存在正整数  $N$ , 它只依赖于  $L$ , 对  $\forall z \in L$ , 在  $z$  中至少  $N$  个任意位置作标记后, 就可以将  $z$  分为五部分  $z = uvwxy$  满足:

1.  $v$  和  $x$  一起至少含有一个标记位置;
2.  $vw x$  中至多有  $N$  个标记位置;
3.  $\forall i \geq 0, uv^iwx^iy \in L$ .

## 7.3 上下文无关语言的封闭性

### 7.3.1 代换的封闭性

定义. 两个字母表  $\Sigma$  到  $\Gamma$  的函数  $s: \Sigma \rightarrow 2^{\Gamma^*}$  称为代换 (substitution).  $\Sigma$  中的一个字符  $a$  在  $s$  的作用下为  $\Gamma$  上的一个语言  $L_a$ , 即

$$s(a) = L_a.$$

扩展  $s$  的定义到字符串,

$$s(\varepsilon) = \{\varepsilon\}$$

$$s(xa) = s(x)s(a)$$

再扩展  $s$  到语言, 对  $\forall L \subseteq \Sigma^*$ ,

$$s(L) = \bigcup_{x \in L} s(x).$$

**定理 35.** 如果有  $\Sigma$  上的 CFL  $L$  和代换  $s$ , 且每个  $a \in \Sigma$  的  $s(a)$  都是 CFL, 那么  $s(L)$  也是 CFL.

### 构造方法

设 CFL  $L$  的文法  $G = (V, T, P, S)$ , 每个  $s(a)$  的文法  $G_a = (V_a, T_a, P_a, S_a)$ . 那么  $s(L)$  的文法可以构造为

$$G' = (V', T', P', S):$$

1.  $V' = V \cup (\bigcup_{a \in T} V_a)$
2.  $T' = \bigcup_{a \in T} T_a$
3.  $P'$  包括每个  $P_a$  和  $P$  中产生式, 但是要将  $P$  的产生式中每个终结符  $a$  均替换为文法  $G_a$  的开始符号  $S_a$ .

证明: 对  $\forall w \in s(L)$ , 那么一定存在某个  $x = a_1 a_2 \cdots a_n \in L$  使

$$w \in s(x) = s(a_1)s(a_2)\cdots s(a_n).$$

那么  $w$  可以分为  $w = w_1 w_2 \cdots w_n$  且  $w_i \in s(a_i)$ , 即

$$S_{a_i} \xrightarrow{*}_{G_{a_i}} w_i.$$

由于  $S \xrightarrow{*}_G x = a_1 a_2 \cdots a_n$ , 所以

$$S \xrightarrow{*}_G S_{a_1} S_{a_2} \cdots S_{a_n} \xrightarrow{*}_G w_1 w_2 \cdots w_n = w,$$

所以  $w \in \mathbf{L}(G')$ , 即  $s(L) \subseteq \mathbf{L}(G')$ .

因为  $G'$  的终结符仅能由每个  $S_a$  派生, 因此对  $\forall w \in \mathbf{L}(G')$  有

$$S \xrightarrow{*}_G \alpha = S_{a_1} S_{a_2} \cdots S_{a_n} \xrightarrow{*}_G w.$$

因为  $G'$  中的每个  $S_a$  在  $G$  中是终结符  $a$ , 所以

$$S \xrightarrow{*}_G a_1 a_2 \cdots a_n = x \in L$$

又因为  $\alpha = S_{a_1} \cdots S_{a_n} \xrightarrow{*}_G w = w_1 \cdots w_n$ , 所以  $S_{a_i} \xrightarrow{*}_G w_i$ , 即  $w_i \in s(a_i)$ . 那么

$$w = w_1 w_2 \cdots w_n \in s(a_1)s(a_2)\cdots s(a_n) = s(a_1 a_2 \cdots a_n) = s(x) \subseteq s(L),$$

所以  $w \in s(L)$ , 即  $\mathbf{L}(G') \subseteq s(L)$ . 因此  $\mathbf{L}(G') = s(L)$ . □

例 3. 设  $L = \{w \in \{a, b\}^* \mid w \text{ 有相等个数的 } a \text{ 和 } b\}$ , 代换

$$\begin{aligned} s(a) &= L_a = \{0^n 1^n \mid n \geq 1\} \\ s(b) &= L_b = \{ww^R \mid w \in (0+1)^*\} \end{aligned}$$

求  $s(L)$  的文法.

解: 设计  $L$  的文法为:  $S \rightarrow aSbS \mid bSaS \mid \varepsilon$

$L_a$  的文法为:  $S_a \rightarrow 0S_a1 \mid 01$

$L_b$  的文法为:  $S_b \rightarrow 0S_b0 \mid 1S_b1 \mid \varepsilon$

那么  $s(L)$  的文法为:  $S \rightarrow S_aSS_bS \mid S_bSS_aS \mid \varepsilon$   
 $S_a \rightarrow 0S_a1 \mid 01$   
 $S_b \rightarrow 0S_b0 \mid 1S_b1 \mid \varepsilon$

### 7.3.2 并/连接/闭包/同态/逆同态/反转的封闭性

**CFL** 对并/连接/闭包/同态封闭

**定理 36.** 上下文无关语言在并, 连接, 闭包, 正闭包, 同态下封闭.

证明 1: 设  $\Sigma = \{1, 2\}$ ,  $L_1, L_2$  是任意 CFL. 定义代换

$$s(1) = L_1, \quad s(2) = L_2.$$

语言  $\{1, 2\}$ ,  $\{12\}$ ,  $\{1\}^*$  和  $\{1\}^+$  显然都是 CFL, 那么

1. 由  $s(\{1, 2\}) = s(1) \cup s(2) = L_1 \cup L_2$ , 所以并运算封闭;
2. 由  $s(\{12\}) = s(12) = s(\varepsilon)s(1)s(2) = L_1L_2$ , 所以连接运算封闭;
3. 闭包和正比包运算封闭, 因为

$$\begin{aligned} s(\{1\}^*) &= s(\{\varepsilon, 1, 11, \dots\}) \\ &= s(\varepsilon) \cup s(1) \cup s(11) \cup \dots \\ &= \{\varepsilon\} \cup s(1) \cup s(1)s(1) \cup \dots \\ &= L_1^*. \end{aligned}$$

若  $h$  是  $\Sigma$  上的同态,  $L$  是  $\Sigma$  上的 CFL, 对  $\forall a \in \Sigma$  令代换  $s'(a) = \{h(a)\}$ , 则

$$h(L) = \{h(w) \mid w \in L\} = \bigcup_{w \in L} \{h(w)\} = \bigcup_{w \in L} s'(w) = s'(L),$$

所以同态运算封闭. □

证明 2: 用文法证明并/连接/闭包的封闭性. 设 CFL  $L_1$  和  $L_2$  的文法分别为

$$G_1 = (V_1, T_1, P_1, S_1), G_2 = (V_2, T_2, P_2, S_2)$$

那么, 分别构造

1.  $L_1 \cup L_2$  的文法为

$$G_{\text{union}} = (V_1 \cup V_2 \cup \{S\}, T_1 \cup T_2, P_1 \cup P_2 \cup \{S \rightarrow S_1 \mid S_2\}, S);$$

2.  $L_1 L_2$  的文法为

$$G_{\text{concat}} = (V_1 \cup V_2 \cup \{S\}, T_1 \cup T_2, P_1 \cup P_2 \cup \{S \rightarrow S_1 S_2\}, S);$$

3.  $L_1^*$  的文法为

$$G_{\text{closure}} = (V_1 \cup \{S\}, T_1, P_1 \cup \{S \rightarrow S_1 S \mid \varepsilon\}, S).$$

再证明所构造文法的正确性, 略. □

### CFL 对反转封闭

**定理 37.** 如果  $L$  是 CFL, 那么  $L^R$  也是 CFL.

证明:

设  $L$  的文法  $G = (V, T, P, S)$ , 构造文法

$$G' = (V, T, \{A \rightarrow \alpha^R \mid A \rightarrow \alpha \in P\}, S),$$

则  $L(G') = L^R$ . 证明略. □

### CFL 对逆同态封闭

**定理 38.** 如果  $L$  是字母表  $\Delta$  上的 CFL,  $h$  是字母表  $\Sigma$  到  $\Delta^*$  的同态, 那么  $h^{-1}(L)$  也是 CFL.

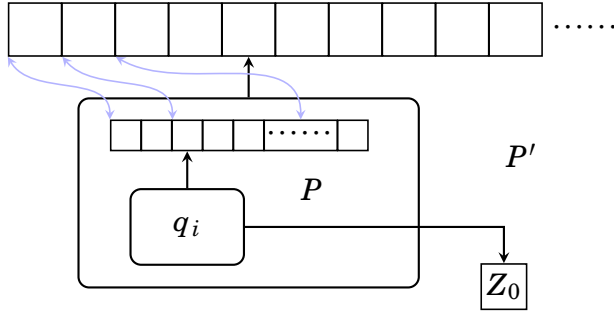
证明:

设 PDA  $P = (Q, \Delta, \Gamma, \delta, q_0, Z_0, F)$ ,  $L(P) = L$ . 构造  $L(P') = h^{-1}(L)$  的 PDA

$$P' = (Q', \Sigma, \Gamma, \delta', [q_0, \bar{\varepsilon}], Z_0, F \times \{\bar{\varepsilon}\}).$$



在  $P'$  的状态中, 使用缓冲, 暂存字符  $a \in \Sigma$  的同态串  $h(a)$  的后缀.



1.  $Q' \subset Q \times \Delta^*$ : 状态  $[q, \bar{x}]$  中的  $\bar{x}$  为缓冲;

2. 设  $q \in Q$ , 那么  $\delta'$  定义如下:

i  $\forall [q, \bar{\epsilon}] \in Q \times \{\bar{\epsilon}\}, \forall a \in \Sigma, \forall X \in \Gamma$

$$\delta'([q, \bar{\epsilon}], a, X) = \{([q, h(a)], X)\}$$

ii 若  $\delta(q, \bar{a}, X) = \{(p_1, \beta_1), (p_2, \beta_2), \dots, (p_k, \beta_k)\}$ , 则

$$\delta'([q, \bar{a}\bar{x}], \epsilon, X) = \{([p_1, \bar{x}], \beta_1), ([p_2, \bar{x}], \beta_2), \dots, ([p_k, \bar{x}], \beta_k)\}$$

这里  $\bar{a} \in \Delta \cup \{\bar{\epsilon}\}$ ,  $\bar{x}$  是某个  $h(a)$  的后缀. □

### 7.3.3 交和补运算不封闭

**CFL** 对交运算不封闭

因为语言

$$L_1 = \{0^n 1^n 2^i \mid n \geq 1, i \geq 1\}$$

$$L_2 = \{0^i 1^n 2^n \mid n \geq 1, i \geq 1\}$$

都是 CFL, 而

$$L_1 \cap L_2 = \{0^n 1^n 2^n \mid n \geq 1\}$$

不是 CFL.

**CFL** 对补运算不封闭

因为

$$L_1 \cap L_2 = \overline{\overline{L_1} \cup \overline{L_2}}.$$

**定理 39.** 若  $L$  是 CFL 且  $R$  是正则语言, 则  $L \cap R$  是 CFL.

证明: 设 DFA  $D = (Q_1, \Sigma, \delta_1, q_1, F_1)$  且  $L(D) = R$ , PDA  $P = (Q_2, \Sigma, \Gamma, \delta_2, q_2, Z_0, F_2)$  且  $L(P) = L$ , 构造 PDA

$$P' = (Q_1 \times Q_2, \Sigma, \Gamma, \delta, [q_1, q_2], Z_0, F_1 \times F_2)$$

其中  $\delta$  为:

$$\delta([p, q], a, Z) = \begin{cases} \{([p, s], \beta) \mid (s, \beta) \in \delta_2(q, a, Z)\} & a = \varepsilon \\ \{([r, s], \beta) \mid r = \delta_1(p, a) \text{ 且 } (s, \beta) \in \delta_2(q, a, Z)\} & a \neq \varepsilon \end{cases}$$

再往证  $L(P') = L \cap R$ , 略. □

### 7.3.4 封闭性的应用

例 4. 请证明语言  $L$  不是 CFL

$$L = \{w \in \{a, b, c\}^* \mid n_a(w) = n_b(w) = n_c(w)\},$$

其中  $n_a(w)$  表示  $w$  中  $a$  的个数.

证明:

1. 因为  $\mathbf{a^*b^*c^*}$  是正则语言,
2. 而  $L \cap \mathbf{a^*b^*c^*} = \{a^n b^n c^n \mid n \geq 0\}$  不是 CFL,
3. 由 CFL 与正则语言的交还是 CFL, 所以  $L$  不可能是 CFL. □

例. 请证明语言  $L = \{a^i b^j a^i b^j \mid i \geq 1, j \geq 1\}$  不是 CFL.

证明:

1. 因为  $\mathbf{a^+b^+a^+b^+}$  是正则语言,
2. 而  $L_{ww} = \{ww \mid w \in \{a, b\}^*\}$  不是 CFL,
3. 所以  $L_{ww} \cap \mathbf{a^+b^+a^+b^+} = L$  也不可能是 CFL. □

## 7.4 上下文无关语言的判定性质

可判定的 CFL 问题

- 空性: 只需判断文法的开始符号  $S$  是否为非产生的.

- 有穷性和无穷性:
  1. 用不带无用符号的 CNF 的产生式画有向图;
  2. 变元为顶点, 若有  $A \rightarrow BC$ , 则  $A$  到  $B$  和  $C$  各画一条有向边;
  3. 检查图中是否有循环.
- 成员性: 利用 CNF 范式, 有 CYK 算法检查串  $w$  是否属于  $L$ .

### CYK<sup>1</sup>算法

- CNF  $G = (V, T, P, S)$ , 以  $O(n^3)$  时间检查 “ $w = a_1a_2\cdots a_n \in L(G)$ ?”
- 以动态规划方式, 在表中由下至上逐行计算  $X_{ij}$ , 再检查 “ $S \in X_{1n}$ ?”

$$X_{ij} = \{ A \in V \mid A \Rightarrow^* a_i a_{i+1} \cdots a_j, 1 \leq i \leq j \leq n \},$$

- 计算首行

$$X_{ii} = \{ A \mid A \rightarrow a_i \in P \}$$

共有  $O(n)$  个  $X_{ii}$  需要计算.

- 计算其他

$$X_{ij} = \left\{ A \mid \begin{array}{l} i \leq k < j, \\ BC \in X_{ik} X_{k+1,j}, \\ A \rightarrow BC \in P \end{array} \right\}$$

共计算  $O(n^2)$  个  $X_{ij}$ , 而每个要计算  $O(n)$  组  $X_{ik} X_{k+1,j}$ , 因此总时间复杂度为  $O(n^3)$ .

$$\begin{array}{cccccc}
 & & & & & X_{15} \\
 & & & & X_{14} & X_{25} \\
 & & & X_{13} & X_{24} & X_{35} \\
 & & X_{12} & X_{23} & X_{34} & X_{45} \\
 X_{11} & X_{22} & X_{33} & X_{44} & X_{55} \\
 \hline
 a_1 & a_2 & a_3 & a_4 & a_5
 \end{array}$$

例 5. CNF  $G$  如下, 用 CYK 算法判断  $bbabaa \in L(G)$ ?

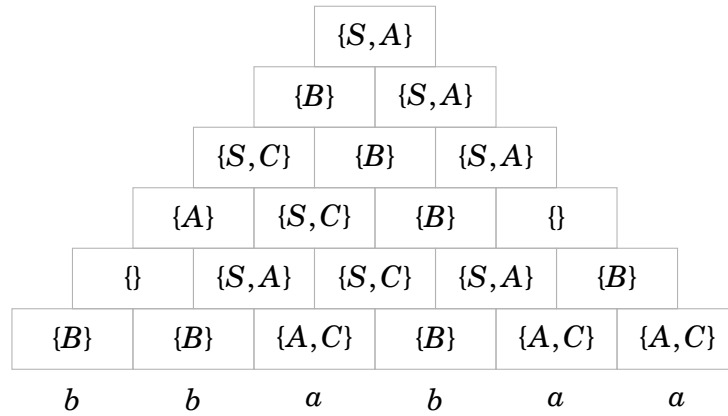
$$S \rightarrow AB \mid BC$$

<sup>1</sup>J. Cocke, D. Younger, T. Kasami 分别独立发现了算法的基本思想

$$A \rightarrow BA \mid a$$

$$B \rightarrow CC \mid b$$

$$C \rightarrow AB \mid a$$



因为  $S \in X_{16} = \{S, A\}$ , 所以  $bbabaa \in L(G)$ .

### 不可判定的 **CFL** 问题

1. 判断 CFG  $G$  是否歧义的?
2. 判断 CFL 是否固有歧义的?
3. 两个 CFL 的交是否为空?
4. 两个 CFL 是否相同?
5. 判断 CFL 的补是否为空? 尽管有算法判断 CFL 是否为空
6. 判断 CFL 是否等于  $\Sigma^*$ ?

## 7.5 乔姆斯基文法体系

如果文法  $G = (V, T, P, S)$ , 符号串  $\alpha \in (V \cup T)^* V (V \cup T)^*$ ,  $\beta \in (V \cup T)^*$ , 产生式都形如

$$\alpha \rightarrow \beta$$

即每个产生式的左部  $\alpha$  中至少要有一个变元, 那么:

1. 称  $G$  为 0 型文法或短语结构文法 (PSG, *Phrase Structure Grammar*),  $L(G)$  称为 0 型语言, 短语结构语言 (PSL, *Phrase Structure Language*), 或递归可枚举语言 (*Recursively Enumerable Language*);

2. 若  $|\beta| \geq |\alpha|$ , 称  $G$  为 1 型文法或上下文有关文法 (CSL, *Context-Sensitive Language*),  $L(G)$  称为 1 型语言或上下文有关语言 (CSL, *Context-Sensitive Language*);
3. 若  $\alpha \in V$ , 称  $G$  为 2 型文法或上下文无关文法,  $L(G)$  称为 2 型语言或上下文无关语言;
4. 若  $\alpha \rightarrow \beta$  都形如  $A \rightarrow aB$  或  $A \rightarrow a$ , 其中  $A \in V, a \in T$ , 称  $G$  为 3 型文法, 右线性文法或正则文法,  $L(G)$  称为 3 型语言或正则语言.

乔姆斯基文法体系的四种类型中, 0 型文法的能力等价于图灵机, 1 型文法的能力等价于线性界限自动机, 2 型文法能力等价于非确定的下推自动机, 3 型文法也称右线性文法, 能力等价于有穷自动机. 文法描述语言的能力, 0 型文法最强, 3 型文法最弱.

## 7.6 练习题

1. [Exercise 7.1.7] Suppose  $G$  is a CFG with  $p$  productions, and no production body longer than  $n$ . Show that if  $A \xRightarrow{*}_G \varepsilon$ , then there is a derivation of  $\varepsilon$  from  $A$  of no more than  $(n^p - 1)/(n - 1)$  steps. How close can you actually come to this bound?

chunyu@hit.edu.cn

<http://nclab.net/~chunyu>

