第 6 卷第 11 期
1995 年 11 月

软 件 学 报
JOURNAL OF SOFTWARE

Vol. 6, No. 11
Nov. 1995

语言附着的句法结构*

郭清泉

(山东大学计算机科学系,济南 250100)

摘要 本文研究语言 L 的附着 Adh(L)的句法结构. 借助于 L 的语法分析树,我们分析了 Adh(L)的句法特征,提出并证明了正规语言和上下文无关语言附着的叠代定理,从而解决了这两类语言的附着的句法结构问题. 另外,应用引理证明了某些附着不是正规语言的附着或上下文无关语言的附着.

关键词 叠代定理,语法分析树,上下文无关语言,正规语言,语言附着.

1 预备知识

Boasson 和 Nivat 在文献[1]中定义了一类重要的 ω 语言——语言附着,并研究了它的若干性质,语言附着的句法结构是人们关注和急待解决的问题,对语言附着的深入研究将起重要作用. 本文借助于语言的语法分析树研究语言附着的结构,提出并证明了正规语言和上下文无关语言附着的叠代定理,从而解决了这两类语言的附着的句法结构问题. 另外,给出了在证明某些附着不是正规语言附着或上下文无关语言附着方面的重要应用.

文中使用文献[1,2]中的下列定义和结论.

定义 1.1. 语言 $L\subseteq\Sigma^*$ 的附着

$$Adh(L)=\{z\in\Sigma^\omega\mid FG(z)\subseteq FG(L)\},$$

其中 $FG(z)$ 表示 z 的有穷左字段集 $FG(z)=\{z[n]\mid n=1,2,\cdots\}$, $FG(L)=\bigcup_{\alpha\in L}FG(\alpha)$.

定义 1.2. 称 $G=(N,\Sigma,P,S)$ 是简化的正规文法,当且仅当

(1) P 中的生成式形式或为 $A\to aB$,或为 $A\to a$,这里 $A,B\in N$, $a\in\Sigma$.

(2) 对于任意的 $A\in N$,存在派生 $A\overset{*}{\Rightarrow}w$,这里 $w\in\Sigma^+$.

定理 1.3. 对于任意不含空字 λ 的正规语言 L,存在一个简化的正规文法 G,使得 $L=L(G)$.

定义 1.4. 称上下文无关文法 $G=(N,\Sigma,P,S)$ 是简化的 *Chomsky* 范式文法,当且仅当

(1) P 中的生成式形式或为 $A\to BC$,或为 $A\to a$,这里 $A,B,C\in N$, $a\in\Sigma$.

(2) 对于任意的 $A\in N$,存在派生 $A\overset{*}{\Rightarrow}w$,这里 $w\in\Sigma^+$.

定理 1.5. 对于任意不含空字 λ 的上下文无关语言 L,存在一个简化的上下文无关

* 本文 1994-05-03 收到,1994-09-13 定稿

本文是国家自然科学基金资助项目. 作者郭清泉,1941 年生,教授,主要研究领域为形式语言及应用,专家系统.

本文通讯联系人:郭清泉,济南 250100,山东大学计算机科学系

Chomsky 范式文法 G,使得 $L=L(G)$.

定义 1.6. 设短语结构文法 $G=(N,\Sigma,P,S)$,T 是 $S\overset{*}{\Rightarrow}w=\prod_{i=1}^{n}a_i$ 的派生树,T 的叶子 a_i 的顺序号 i,$1\leqslant i\leqslant n$,称为 a_i 对应的位置,子集 $K\subseteq\{1,2,\cdots,n\}$ 称为 T 的一个位置集合.

设 u 是 w 的子字.如果存在 u_i,$1\leqslant i\leqslant m$,使得 $u=\prod_{i=1}^{m}u_i$,则 $\varphi=(u_1,u_2,\cdots,u_m)$ 称为 u 的一个分解.

设 K 是 T 的一个任意位置集合,u_i 对应的位置集合为 Φu_i,$K_{u_i}=K\cap\Phi_{u_i}$,$1\leqslant i\leqslant m$,则 $K/\varphi=(K_{u_1},K_{u_2},\cdots,K_{u_m})$

2 正规语言附着的叠代定理

定理 2.1.(正规语言附着的叠代定理) 设 L 是不含空字 λ 的正规语言,$A=Adh(L)$,$z=\prod_{i=1}^{\infty}a_i\in A$,则对于任意的 t 和 $z[t]=\prod_{i=1}^{t}a_i$ 的任意位置集合 K,存在一个常数 n,只要 $|K|>n$,就有 $z[t]$ 的一个分解 φ:$(u_1,v_1,\cdots,u_m,v_m,w_m)$,$m\geqslant1$,满足

(1)对于任意的 l,$1\leqslant l\leqslant m$ 和 $h_i\geqslant0$,$1\leqslant i<l$,有$(\prod_{i=1}^{l-1}u_iv_i^{h_i})u_lv_l^{\omega}\in A$.

(2)如果 $K/\varphi=(K_{u_1},K_{v_1},\cdots,K_{u_m},K_{v_m},K_{w_m})$,则 $|K_{v_i}|\geqslant1$,$|K_{u_i}\cup K_{v_i}|\leqslant n$,$1\leqslant i\leqslant m$,以及 $1\leqslant|K_{w_m}|\leqslant n$.

证明:不妨设 $G=(N,\Sigma,P,S)$是简化的正规文法,$L(G)=L$,$|N|=n$.由 $z[t]=\prod_{i=1}^{t}a_i\in FG(z)$,$z\in Adh(L)$,从而 $z[t]\in FG(L)$.于是,必存在 $w\in\Sigma^*$,使得 $z[t]w=(\prod_{i=1}^{t}a_i)w\in L$.设 D 是 $z[t]w$ 的语法分析树,令

$E=\{B|B$ 是 D 的顶点,且有子孙是 K 中位置指定的叶子$\}$.

选择一条由 D 的根顶点开始到 K 中位置指定的叶子的路径,使得该路径中含有 E 的顶点数最多.由于$|K|>n$,故此数应大于 n.称这条选中的路径为 D 的主路径.

下面考察 $z[t]w$ 的语法分析树 D.由根顶点 S 开始,沿主路径顺次查看属于 E 的顶点 $B_{10},B_{11},\cdots,B_{1n}$.因为$|N|=n$,所以顶点 $B_{10},B_{11},\cdots,B_{1n}$中必有两个顶点 B_{1j}和 B_{1k}具有相同的标记,这里 $0\leqslant j<k\leqslant n$.记主路径上 S 到 B_{1j}的上邻接顶点在主路径左侧子孙形成的字段为 u_1,主路径上 B_{1j}到 B_{1k}的上邻接顶点在主路径左侧子孙形成的字段为 v_1,B_{1k}的子孙形成的字段为 w_1w,则 $z[t]=u_1v_1w_1$.注意到 $k>j$ 和 P 中生成式的形式,可以得到 $|v_1|\geqslant|K_{v_1}|=k-j\geqslant1$,$|K_{u_1}\cup K_{v_1}|=k\leqslant n$.然后从 $B_{1k}=B_{20}$开始,沿主路径顺次查看属于 E 的顶点 B_{20},$B_{21},\cdots,B_{2n}$,与上述过程类似,可得到 $w_1=u_2v_2w_2$.继续这个过程,直到主路径剩余的顶点中属于 E 的顶点无相同标记.显然,此时属于 E 的顶点数不大于 n.于是,我们有 $z[t]=u_1v_1u_2v_2\cdots u_mv_mw_m$,满足 $m\geqslant1$,$|K_{v_i}|\geqslant1$,$|K_{u_i}\cup K_{v_i}|\leqslant n$,$1\leqslant i\leqslant m$,及 $1\leqslant|K_{w_m}|\leqslant n$.

另外,在 $z[t]w$ 的语法分析树 D 中,主路径左侧子孙形成的字段为 $v_i(1\leqslant i\leqslant m)$的一段路径,删除或重复插入时得到的新树还是 L 的语法分析树,从而对应的字$(\prod_{i=1}^{m}u_iv_i^{h_i})w_mw$

$\in L, h_i \geqslant 0, 1 \leqslant i \leqslant m$. 对于任意的 $l, 1 \leqslant l \leqslant m$ 和 $h_i \geqslant 0, 1 \leqslant i < l$，令 $z' = (\prod_{i=1}^{l-1} u_i v_i^{h_i}) u_l v_l^{\omega}$，则有 $FG(z') \subseteq FG(L)$ 于是，我们有 $(\prod_{i=1}^{l-1} u_i v_i^{h_i}) u_l v_l^{\omega} \in A$. 定理得证.

定理 2.1 中，令 $u = (\prod_{i=1}^{m-1} u_i v_i) u_m, v = v_m, w = w_m$，即有

推论 2.2. 设 L 是不含空字 λ 的正规语言，$A = Adh(L), z = \prod_{i=1}^{\infty} a_i \in A$，则对于任意的 t 和 $z[t] = \prod_{i=1}^{t} a_i$ 的任意位置集合 K，存在一个常数 r，只要 $|K| > n$，就有 $z[t]$ 的一个分解 $\varphi:(u, v, w)$，满足

(1) $uv^{\omega} \in A$.

(2) 如果 $K/\varphi = (K_u, K_v, K_w)$，则 $1 \leqslant |K_v| \leqslant n, 1 \leqslant |K_w| \leqslant n$.

推论 2.2 中，取 $K = \{1, 2, \cdots, t\}$，得到

推论 2.3. 设 L 是不含空字 λ 的正规语言，$A = Adh(L), z = \prod_{i=1}^{\infty} a_i \in A$，则存在一个常数 n，使得对于任意的 $t > n$，有 $z[t] = \prod_{i=1}^{\infty} a_i$ 的一个分解 $\varphi:(u, v, w)$，满足 $1 \leqslant |v| \leqslant n, 1 \leqslant |w| \leqslant n$ 且 $uv^{\omega} \in A$.

上面的定理和推论指明了正规语言附着的句子结构，可以用来证明某些附着不是正规语言的附着.

例 2.4. $A = \{a^i b^i a^{\omega} | i \geqslant 0\}$ 不是正规语言的附着.

令 $L = \{a^i b^i a^j | i \geqslant 0, j \geqslant 1\}$，则 $Adh(L) = A$.

现在取 $z = a^t b^t a^{\omega} \in A, z[2t] = a^t b^t, K = \{t+1, t+2, \cdots, 2t\}$. 当 t 足够大时，对于 $z[2t]$ 的任意分解 $\varphi:(u, v, w), K/\varphi = (K_u, K_v, K_w), |K_v| \geqslant 1$，总有

$$z' = uv^{\omega} \in FG(z[2t])\gamma^{\omega},$$

其中 γ 是 $z[2t]$ 的含有 b 的某一字段，故 $z' \notin A$. 这样，$z \in A$ 不满足推论 2.2 的必要条件，从而 A 不是正规语言的附着.

3 上下文无关语言附着的叠代定理

定理 3.1. (上下文无关语言附着的叠代定理) 设 L 是不含空字 λ 的上下文无关语言，$A = Adh(L), z = \prod_{i=1}^{\infty} a_i \in A$，则对于任意的 t 和 $z[t] = \prod_{i=1}^{t} a_i$ 的任意位置集合 K，存在一个常数 n，只要 $|K| > 2^{2n}$，就有 $z[t]$ 的一个分解 $\varphi:(u_1, v_1, \cdots, u_m, v_m, w_m, x_m, y_m, \cdots, x_1, y_1)$，这里 $m \geqslant 1$，满足

(1) 对于任意的 $l, 1 \leqslant l \leqslant m$ 和 $h_i \geqslant 0, 1 \leqslant i \leqslant m$，有

$(\prod_{i=1}^{l-1} u_i v_i^{h_i}) u_l v_l^{\omega} \in A, v_l \neq \lambda$，或者 $(\prod_{i=1}^{m} u_i v_i^{h_i}) w_m (\prod_{i=m}^{l+1} x_i^{h_i} y_i) x_l^{\omega} \in A, v_l = \lambda$.

(2) 如果 $K/\varphi = (K_{u_1}, K_{v_1}, \cdots, K_{u_m}, K_{v_m}, K_{w_m}, K_{x_m}, K_{y_m}, \cdots, K_{x_1}, K_{y_1})$，则 $|K_{v_i} \cup K_{x_i}| \geqslant 1$，

$1\leqslant i\leqslant m, 2\leqslant|K_{w_m}|\leqslant 2^{2n}$.

证明：不妨设 $G=(N,\Sigma,P,S)$ 是简化的 Chomsky 范式文法，$L(G)=L$，$|N|=n$. 由 $z[t]=\prod_{i=1}^{t}a_i\in FG(z)$，$z\in Adh(L)$，从而 $z[t]\in FG(L)$. 于是，必存在 $w\in\Sigma^*$，使得 $z[t]w=(\prod_{i=1}^{t}a_i)w\in L$. 设 D 是 $z[t]w$ 的语法分析树，令

$E=\{B|B$ 是 D 的顶点，且其两个直接子孙均有路径达到 K 中位置指定的叶子$\}$.

选择 D 的一条由根顶点开始到 K 中位置指定的叶子的路径，使得该路径中含有 E 的顶点数最多. 由于 $|K|>2^{2n}$，故此数应大于 $2n$. 称这条路径为 D 的主路径.

下面考察 $z[t]w$ 的语法分析树 D. 由根顶点 S 开始，沿主路径顺次查看属于 E 的顶点 $B_{10},B_{11},\cdots,B_{1n}$. 因为 $|N|=n$，所以顶点 $B_{10},B_{11},\cdots,B_{1n}$ 中必有两个顶点 B_{1j} 和 B_{1k} 具有相同的标记，这里 $0\leqslant j<k\leqslant n$. 记主路径上 S 到 B_{1j} 的上邻接顶点在主路径左右两侧子孙形成的字段分别为 u_1' 和 y_1'，主路径上 B_{1j} 到 B_{1k} 的上邻接顶点在主路径左右两侧子孙形成的字段分别为 v_1' 和 x_1'，B_{1k} 的子孙形成的字段为 w_1'. 分下面 4 种情况处理：

(1)如果 $v_1'=\lambda$ 且 x_1' 是 w 的字段，则删除主路径上 B_{1j} 到 B_{1k} 的上邻接顶点，把 B_{1k} 移至 B_{1j} 后得到 L 的一棵新的语法分析树，它对应的 L 的字为 $z[t]w'$. 然后，考察 $z[t]w'$ 的语法分析树. 注意到 $|w'|<|w|$，这种情况只能出现有穷多次.

(2)如果 $x_1'=x_1''x_1'''$，x_1''、$x_1'''\neq\lambda$，设 x_1'' 和 x_1''' 分别是 $z[t]$ 和 w 的字段，则从顶点 $B_{20}=B_{1k}$ 开始，沿主路径顺次查看属于 E 的顶点 $B_{20},B_{21},\cdots,B_{2n}$. $B_{2j'}$ 和 $B_{2k'}$ 具有相同的标记，$0\leqslant j'<k'\leqslant n$. 记主路径上 S 到 $B_{2j'}$ 的上邻接顶点在主路径左右两侧子孙形成的字段分别为 u_1 和 y_1x_1'''，主路径上 $B_{2j'}$ 到 $B_{2k'}$ 的上邻接顶点在主路径左右两侧子孙形成的字段分别为 v_1 和 x_1，$B_{2k'}$ 的子孙形成的字段为 w_1，则有 $z[t]=u_1v_1w_1x_1y_1$. 然后，从 $B_{30}=B_{2k'}$ 开始沿主路径考察 w_1 的子树，与上述过程类似，得到 $w_1=u_2v_2w_2x_2y_2$. 继续这个过程，直到主路径上剩余的属于 E 的顶点无相同标记，此时 $w_{m-1}=u_mv_mw_mx_my_m$. 这样，就得到了 $z[t]$ 的一个分解 $\varphi:(u_1,v_1,\cdots,u_m,v_m,w_m,x_m,y_m,\cdots,x_1,y_1)$，$m\geqslant 1$. 如果 $K/\varphi=(K_{u_1},K_{v_1},\cdots,K_{u_m},K_{v_m},K_{w_m},K_{x_m},K_{y_m},\cdots,K_{x_1},K_{y_1})$，则显然有 $|K_{v_i}\cup K_{x_i}|\geqslant 1, 1\leqslant i\leqslant m, 2\leqslant|K_{w_m}|\leqslant 2^n$.

(3)如果 x_1' 是 $z[t]$ 的字段，$y_1'=y_1''y_1'''$，y_1'' 和 y_1''' 分别是 $z[t]$ 和 w 的字段，令 $u_1=u_1'$，$v_1=v_1'$，$w_1=w_1'$，$x_1=x_1'$，$y_1=y_1''$，则有 $z[t]=u_1v_1w_1x_1y_1$. 然后，以 $B_{20}=B_{1k}$ 开始沿主路径考察 w_1 的子树，得到 $w_1=u_2v_2w_2x_2y_2$. 继续这个过程，直到主路径上剩余的属于 E 的顶点无相同标记，此时 $w_{m-1}=u_mv_mw_mx_my_m$. 这样，就得到了 $z[t]$ 的一个分解 $\varphi:(u_1,v_1,\cdots,u_m,v_m,w_m,x_m,y_m,\cdots,x_1,y_1)$，$m\geqslant 1$，同(2)一样满足要求.

(4)如果 $v_1'\neq\lambda$ 且 x_1' 是 w 的字段，$w_1'=w_1''w_1'''$，$w_1''\neq\lambda$ 是 $z[t]$ 的字段，w_1''' 是 w 的字段，令 $u_1=u_1'$，$v_1=v_1'$，$w_1=w_1''$，$x_1=y_1=\lambda$，则有 $z[t]=u_1v_1w_1x_1y_1$. 然后，以 $B_{20}=B_{1k}$ 开始沿主路径考察 w_1w_1''' 的子树，按上述 4 种情况分别处理. 值得注意的是，如果 $w_m=u'_{m+1}v'_{m+1}w'_{m+1}x'_{m+1}y'_{m+1}$，$x'_{m+1}=x''_{m+1}x'''_{m+1}$，$x''_{m+1}$，$x'''_{m+1}\neq\lambda$，$x''_{m+1}$ 和 x'''_{m+1} 分别是 $z[t]$ 和 w 的字段，且 w'_{m+1} 的子树中沿主路径的属于 E 的顶点无相同标记，则得到的 $z[t]$ 的分解 $\varphi:(u_1,v_1,\cdots,u_m,v_m,w_m,x_m,y_m,\cdots,x_1,y_1)$，$K/\varphi=(K_{u_1},K_{v_1},\cdots,K_{u_m},K_{v_m},K_{w_m},K_{x_m},K_{y_m},\cdots,K_{x_1},K_{y_1})$，满足 $|K_{v_i}\cup K_{x_i}|\geqslant 1, 1\leqslant i\leqslant m, 2\leqslant|K_{w_m}|\leqslant 2^{2n}$.

综合(1)(2)(3)和(4),可以得到 $z[t]$ 的一个分解 $\varphi:(u_1,v_1,\cdots,u_m,v_m,w_m,x_m,y_m,\cdots,x_1,y_1)$,$m\geqslant 1$,如果 $K/\varphi=(K_{u_1},K_{v_1},\cdots,K_{u_m},K_{v_m},K_{w_m},K_{x_m},K_{y_m},\cdots,K_{x_1},K_{y_1})$,则 $|K_{v_i}\cup K_{x_i}|\geqslant 1,1\leqslant i\leqslant m,2\leqslant|K_{w_m}|\leqslant 2^{2n}$.

在 $z[t]w$ 的语法分析树中,主路径两侧子孙形成的字段分别为 v_i 和 $x_i(1\leqslant i\leqslant m)$ 的一段路径,删除或重复插入时得到的新树还是 L 的语法分析树,从而对应的字 $(\prod_{i=1}^{m}u_iv_i^{h_i})w_m(\prod_{i=m}^{1}x_i^{h_i}y_i)w\in L,h_i\geqslant 0,1\leqslant i\leqslant m$. 对于任意的 $l,1\leqslant l\leqslant m$ 和 $h_i\geqslant 0,1\leqslant i\leqslant m$. 令

$$z'=(\prod_{i=1}^{l-1}u_iv_i^{h_i})u_lv_l^{\omega},v_l\neq\lambda,\qquad z''=(\prod_{i=1}^{m}u_iv_i^{h_i})w_m(\prod_{i=m}^{l+1}x_i^{h_i}y_i)x_l^{\omega},v_l=\lambda.$$

则有 $FG(z')\subseteq FG(L)$ 和 $FG(z'')\subseteq FG(L)$. 于是,我们有

$$(\prod_{i=1}^{l-1}u_iv_i^{h_i})u_lv_l^{\omega}\in A,v_l\neq\lambda,\text{或者}(\prod_{i=1}^{m}u_iv_i^{h_i})W_m(\prod_{i=m}^{l+1}x_i^{h_i}y_i)x_l^{\omega}\in A,v_l=\lambda.$$

定理得证.

定理 3.1 中,令 $u=(\prod_{i=1}^{m}u_iv_i)u_m,v=v_m,w=w_m,x=x_m,y=y_m(\prod_{i=m-1}^{l}x_iy_i)$,即有

推论 3.2. 设 L 是不含空字 λ 的上下文无关语言,$A=Adh(L)$,$z=\prod_{i=1}^{\infty}a_i\in A$,则对于任意的 t 和 $z[t]=\prod_{i=1}^{t}a_i$ 的任意位置集合 K,存在一个常数 n,只要 $|K|>2^{2n}$,就有 $z[t]$ 的一个分解 $\varphi:(u,v,w,x,y)$,满足

(1) $uv^{\omega}\in A,v\neq\lambda$;或者 $uwx^{\omega}\in A,v=\lambda$.

(2)如果 $K/\varphi=(K_u,K_v,K_w,K_x,K_y)$,则 $|K_v\cup K_x|\geqslant 1,2\leqslant|K_w|\leqslant 2^{2n}$.

推论 3.2 中,取 $K=\{1,2,\cdots,t\}$,得到

推论 3.3. 设 L 是不含空字 λ 的上下文无关语言,$A=Adh(L)$,$z=\prod_{i=1}^{\infty}a_i\in A$,则存在一个常数 n,使得对于任意的 $t>2^{2n}$,就有 $z[t]=\prod_{i=1}^{t}a_i$ 的一个分解 $\varphi:(u,v,w,x,y)$,满足

(1) $uv^{\omega}\in A,v\neq\lambda$;或者 $uwx^{\omega}\in A,v=\lambda$.

(2) $|vx|\geqslant 1,2\leqslant|w|\leqslant 2^{2n}$

利用上面的定理和推论,可以证明某些附着不是上下文无关语言的附着.

例 3.4: $A=\{\prod_{i=j}^{\infty}(ab^i)\mid j\geqslant 1\}$ 不是上下文无关语言的附着.

令 $L=\{\prod_{i=j}^{n}(ab^i)\mid n\geqslant j\geqslant 1\}$,则 $Adh(L)=A$.

现在取 $z=\prod_{i=1}^{\infty}(ab^i)\in A$,$z[\frac{t(t+3)}{2}]=\prod_{i=1}^{t}(ab^i)$,当 t 足够大时,对于 $z[\frac{t(t+3)}{2}]$ 的任意分解 $\varphi:(u,v,w,x,y)$,$|vx|\geqslant 1$,则有

(1)若 $v\neq\lambda$,$z_1=uv^{\omega}\in FG(z[\frac{t(t+3)}{2}])\gamma_1^{\omega}$,其中 γ_1 是 $z[\frac{t(t+3)}{2}]$ 的某一字段,故 $z_1\notin A$.

(2)若 $v=\lambda, z_2=uwx^{\omega}\in FG(z[\frac{t(t+3)}{2}])\gamma_2^{\omega}$,其中 γ_2 是 $z[\frac{t(t+3)}{2}]$的某一字段,故 $z_2\notin A$.

这样,$z\in A$ 不满足推论 3.3 的必要条件,从而 A 不是上下文无关语言的附着.

参考文献

1 Boasson L, Nivat M. Adherence of languages. JCSS, 1980, **20(3)**: 285—309.

2 Hopcroft J E, Ullman J D. Introduction to automata theory, languages, and computation. Addison—Wesley Pub. 1979.

3 Cohen R S, Gold A Y. Theory of ω—languages. JCSS, 1977, **15(2)**: 169—208.

SYNTACTIC STRUCTURE FOR ADHERENCE OF LANGUAGES

Guo Qingquan

(*Department of Computer Science, Shandong University, Jinan* 250100)

Abstract This paper studies the syntactic structure for adherence Adh(L) of a language L. With the aid of the parser tree of L, the authors analyse some characteristics of words belonging to Adh(L), and prove iteration theorems for adherences of regular languages and context—free languages, thus solving the problem on syntactic structure for the adherence of corresponding languages. Moreover, they present the application of iteration theorems to prove some adherence of languages are not adherences of regular languages or context—free languages.

Key words Iteration theorem, parser tree, context—free language, regular language, adherence of language.