

Petri 网与二元文法的语言等价性

张继军,董 卫,范 昊

(山东农业大学 信息学院,山东 泰安 271018)

摘 要: 为了用一种类似 Chomsky 文法体系中的文法描述 Petri 网语言,研究了二元文法与 Petri 网语言之间的关系,给出了将二元文法等价转化为 Petri 网的方法和将 Petri 网等价转化为二元文法的方法,从而,证明了二元文法产生的语言等价于 Petri 网语言.

关键词: 二元文法;Petri 网;语言等价

中图分类号: TP301

文献标识码: A

文章编号: 1000-7180(2011)04-0001-04

The Language Equivalence of Binary Grammar and Petri Net

ZHANG Ji-jun, DONG Wei, FAN Hao

(College of Information Science and Engineering, Shandong Agricultural University, Taian 271018, China)

Abstract: The relationship between the binary grammar and the Petri net is discussed, and the language equivalence of two models is shown. The algorithms for constructing a Petri net according to the binary grammar and for constructing a binary grammar according to the Petri net are given.

Key words: binary grammar; Petri net; language equivalence

1 引言

文法是一种语言的生成规则,而推导是一个句子的形成过程. Chomsky 文法体系中^[1],定义了四大类文法(正规文法、上下文无关文法、上下文有关文法和无限制文法)和它们所产生的语言.

Petri 网是一种系统描述和分析的工具,便于描述并发现现象和模拟并发系统^[2-3],而一个 Petri 网的动态行为可以由 Petri 网语言描述,文献[4]给出了 Petri 网语言与传统语言之间的关系,并给出有关的判定定理;而文献[2]证明了正规语言类是 Petri 网语言类的真子集, Petri 网语言类是上下文有关语言类的真子集,而 Petri 网语言类同上下文无关语言类是两个相交但互不包含的语言类;文献[5-8]中分别从不同的角度研究了 Petri 网语言的性质、特点.

Petri 网语言既然是一种语言,也可以定义相应的文法,通过文法的推导来产生. 文献[3]给出了 Petri 网文法,该种文法是一种向量文法,是由 Petri

网的结构和该网的标识和网的运行规律决定的;文献[9]给出了矢量文法的概念,研究了矢量文法与 PN 机(Petri 网)之间的关系,并证明了正规矢量文法与 Petri 网语言之间的等价性. 但这两种文法实际上都是向量文法,文法的结构、文法的产生式形式以及文法的推导方式与 Chomsky 文法体系中的文法是完全不同的. 既然 Petri 网语言属于 Chomsky 文法体系中的上下文有关语言,同时, Petri 网语言与正规文法、上下文无关文法、上下文有关文法 3 类中任意一种文法所产生的语言是不等价的,那么是否存在一种类似 Chomsky 文法体系中的文法,使得该种文法所产生的语言与 Petri 网语言是等价的呢?

文献[10]在 Chomsky 文法体系中的正规文法的基础上,通过增加一个约束变量集合,给出了二元文法的定义,研究了该种文法所产生的语言的性质、特点. 那么,二元文法所产生的语言是否等价于 Petri 网语言呢?

收稿日期: 2010-05-11; **修回日期:** 2010-07-29

基金项目: 国家自然科学基金项目(60673053);国家自然科学基金委员会重大研究计划项目(90718011)

本文,首先给出了 Petri 网及其 Petri 网语言的有关概念;然后给出了二元文法及其二元文法的推导,最后证明了二元文法所产生的语言等价于 Petri 网语言,即对于任意一个 Petri 网可以在语言等价的条件下,转换为一个二元文法,反之,对于任意一个二元文法可以在语言等价的条件下,转换为一个 Petri 网.从而,为 Petri 网语言找到具有 Chomsky 文法体系中文法性质、特点的文法,使之产生的语言等价于 Petri 网语言.

2 Petri 网与 Petri 语言

这里对本文所涉及到的有关 Petri 网和 Petri 网语言的基本概念、术语、记号和已有结论做一简述,以便于后面的讨论,其他的有关内容,可参考文献[2-3].

设 $PN = (S, T; F, M_0)$ 为一个 Petri 网,则

对于 $\forall t \in T: \cdot t = \{s \in S \mid (s, t) \in F\}; t' = \{s \in S \mid (t, s) \in F\}$.

对于 $\forall s \in S: \cdot s = \{t \in T \mid (t, s) \in F\}; s' = \{t \in T \mid (s, t) \in F\}$.

其引发规则如下:

(1) 对 $t \in T$,若 $\forall s \in \cdot t: M(s) \geq 1$,称 M 授权 t 发生,记为 $M[t >]$;

(2) 若标识 M 授权 t 发生,则变迁 t 在标识 M 下可以发生,并生成下一个标识 M' ,记作: $M[t > M']$.

定义 1^[3] 设 $PN = (S, T; F, M_0)$ 为一个 Petri 网, Σ 是一个字母表,映射 $\varphi: T \rightarrow \Sigma \cup \{\epsilon\}$ 为变迁 T 的一个标注函数,满足:

$$\forall x, y \in T^*: \varphi(xy) = \varphi(x)\varphi(y)$$

令 $L = \{\varphi(\sigma) \in \Sigma^* \mid \sigma \in T^*, \exists M \in FM: M_0[\sigma > M]\}$

其中: $FM \subseteq R(M_0)$ 为终态集合,则称 L 为 PN (在标注函数 φ 下) 确定的一个 L -型 Petri 网语言,记为 $L(PN, \varphi)$.

在本文中我们省略“ L -型”,就称 $L(PN, \varphi)$ 为 PN 在标注函数 φ 下确定的一个 Petri 网语言,简记为: $L(PN)$.

文献[2]指出,任何一个 Petri 网语言都可以由一个标准的 Petri 网产生.

定义 2^[2] 一个带标注的标准 Petri 网是一个六元组 $PN = (S, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$,它满足条件:

- ① $N = (S, T; F)$ 是一个网系统;
- ② $i, o \in S: \cdot i = \emptyset, o' = \emptyset$;
- ③ PN 的初始标识 M_i 为

$$M_i(s) = \begin{cases} 1 & \text{当 } s = i \\ 0 & \text{其他} \end{cases}$$

④ $\forall x \in S \cup T: (i, x) \in F^* \wedge (x, o) \in F^*$ 其中 F^* 表示 Σ 的流关系 F 的自反传递闭包.

⑤ $\varphi: T \rightarrow \Gamma \cup \{\epsilon\}$ 是一个标注函数, Γ 是字母表,假定 $\epsilon \notin \Gamma$.

由带标注的标准 Petri 网 Σ (在标注函数 φ 下) 确定的语言 L 是指:

$$L = L(PN) = \{\varphi(\sigma) \in \Gamma^* \mid \sigma \in T^*, i[\sigma > M_f]\}$$

其中 M_f 是 Σ 的终止标识,它满足

$$M_f(s) = \begin{cases} 1 & \text{当 } s = 0 \\ 0 & \text{其他} \end{cases}$$

本文以标准 Petri 网作为基本模型进行研究,但正如文献[2]所指出的,所得到的结论适用于一般的 Petri 网.

3 二元文法

定义 3^[10] 二元文法是一个五元组 $G = (V_N, V_T, V_B, P, S)$,其中: V_N 和 V_T 是非空有限集,且 $V_N \cap V_T = \emptyset$; V_N 称为 G 的非终结符集, V_N 中的元素称为 G 的非终结符; V_T 称为 G 的终结符集, V_T 中的元素称为 G 的终结符; V_B 是约束非终结符集, V_B 中的元素称为 G 的约束符号; S 是 V 中一个特定元素,称为 G 的起始符; P 是产生式规则的有限集合,规则形式有 5 种,即:

- ① $A \rightarrow a$;
- ② $A \rightarrow aB$
- ③ $A \rightarrow aB[f$;
- ④ $A[f \rightarrow aB$
- ⑤ $A[f_1 \rightarrow aB[f_2$

其中: $A, B \in V_N, f, f_1, f_2 \in V_B$, 而 $a \in V_T \cup \{\epsilon\}$, “[” 是一个分隔符.

显然,当集合 $V_B = \emptyset$ 时,就是正规文法.

定义 4^[10] 设 $G = (V_N, V_T, V_B, P, S)$ 是一个二元文法,并设 $V_B = \{X_1, X_2, \dots, X_m\}, m \geq 0$; 则令 $\sigma \in X_1^* X_2^* \dots X_m^*$, 则 $\#X(\sigma)$ 表示 X 在 σ 中的出现次数;

对于 $\forall X_j \in V_B (j > 0)$, 若 $\#X_j(\sigma) = 0$, 则 $\sigma = \epsilon$ (空串);

若 $\sigma = X_1^{k_1} X_2^{k_2} \dots X_m^{k_m}$ (其中: $k_1, k_2, \dots, k_m \geq 0$);

令 $\sigma_1 = X_i^{k_i} X_{i+1}^{k_{i+2}} \dots X_j^{k_j} (j > i)$, 则称 σ_1 是 σ 的子段.

定义 5^[10] 二元文法 $G = (V_N, V_T, V_B, P, S)$

直接推导($\Rightarrow$)的定义:

(1) 如果 $A \rightarrow a$ 是规则集中具有 ① 形式的规则,那么: $\beta A \gamma[\sigma \Rightarrow \beta a \gamma[\sigma$

(2) 如果 $A \rightarrow aB$ 是规则集中具有 ② 形式的规则,那么: $\beta A \gamma[\sigma \Rightarrow \beta a B \gamma[\sigma$

(3) 如果 $A \rightarrow aB[f]$ 是规则集中具有 ③ 形式的规则,那么: $\beta A \gamma[\sigma_1 f^i \sigma_2 \Rightarrow \beta a B \gamma[\sigma_1 f^{i+1} \sigma_2$

(4) 如果 $A[f \rightarrow aB]$ 是规则集中具有 ④ 形式的规则,那么: $\beta A \gamma[\sigma_1 f^i \sigma_2 \Rightarrow \beta a B \gamma[\sigma_1 f^{i-1} \sigma_2$

(5) 如果 $A[f_1 \rightarrow aB[f_2]$ 是规则集中具有 ⑤ 形式的规则,那么:

$$\beta A \gamma[\sigma_1 f_1 \sigma_2 f_2 \sigma_3 \Rightarrow \beta a B \gamma[\sigma_1 f_1^{-1} \sigma_2 f_2^{i+1} \sigma_3$$

或

$$\beta A \gamma[\sigma_1 f_2 \sigma_2 f_1 \sigma_3 \Rightarrow \beta a B \gamma[\sigma_1 f_2^+ \sigma_2 f_1^{-1} \sigma_3$$

其中: $A, B \in V_N, f \in V_B, a \in V_T \cup \{\epsilon\}$, 而 $\sigma_1, \sigma_2, \sigma_3$ 是一个子段.

定义 6^[10] 设二元文法 $G = (V_N, V_T, V_B, P, S)$, 如果存在一个直接推导序列: $\alpha_0 \Rightarrow \alpha_1 \Rightarrow \alpha_2 \Rightarrow \dots \Rightarrow \alpha_n (n > 0)$ 则称这个序列是一个从 α_0 到 α_n 的长度为 n 的推导(记作: $\alpha_0 \xRightarrow{n} \alpha_n$). 而用 $\alpha_0 \xRightarrow{+} \alpha_n$, 表示从 α_0 出发经一步或若干步, 可以导出 α_n , 用 $\alpha_0 \xRightarrow{*} \alpha_n$, 表示: 从 α_0 出发经零步或若干步, 可以导出 α_n .

定义 7^[10] 设 $G = (V_N, V_T, V_B, P, S)$ 是一个二元文法, 如果 $S \xRightarrow{*} \alpha[\sigma$, 则称 $\alpha[\delta$ 是一个句型; 若 $\alpha \in V_T^*$ 且 $\sigma = \epsilon$ 的句型是一个句子. 语言 $L(G)$ 是由文法 G 产生的所有句子所组成的集合:

$$L(G) = \{\alpha \mid S \xRightarrow{*} \alpha[\sigma, \text{且 } \alpha \in V_T^* \wedge \sigma = \epsilon\}.$$

4 二元文法与 Petri 网的等价性

定义 8 设 $G = (V_N, V_T, V_B, P, S)$ 是一个二元文法, $PN = (S, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$ 是一个带标注的标准 Petri 网, 称 G 和 Σ 语言等价, 当且仅当 $L(G) = L(PN)$.

4.1 二元文法到 Petri 网的等价转换

定理 1 设 G 为一个二元文法, 那么存在一个标准 Petri 网 PN , 使得 $L(PN) = L(G)$.

证明: 设 $G = (V_N, V_T, V_B, P, S)$ 是一个二元文法, 且 $L = L(G)$. 下面由文法 $G = (V_N, V_T, V_B, P, S)$ 构造一个标准 Petri 网 $PN = (S_s, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$.

$$\text{令: } \Gamma = V_T; S_s = V_N \cup V_B \cup \{o\}; i = S; F =$$

$$\emptyset; T = \emptyset;$$

流关系 F 和变迁集 T 由下面的处理获得:

由于一个二元文法的产生式只有 5 种形式: $A \rightarrow a; A \rightarrow aB; A \rightarrow aB[f; A[f \rightarrow aB; A[f_1 \rightarrow aB[f_2$.

所以对产生式集合 P 中的每个产生式进行处理:

(1) 当产生式形如“ $A \rightarrow a$ ”时: 则

如果 $a \notin T$, 则 $T = T \cup \{a\}$;

否则, 引入一个新字符 $x \notin T$, 并令

$$T = T \cup \{x\}; \varphi(x) = a;$$

$$S_s = S_s \cup \{o_k\}; k = k + 1 (k \text{ 的初始值为 } 1)$$

$$F = F \cup \{(A, x), (x, o_k)\};$$

(2) 当产生式形如“ $A \rightarrow aB$ ”时: 则

如果 $a \notin T$, 则 $T = T \cup \{a\}$;

否则, 引入一个新字符 $x \notin T$, 并令

$$T = T \cup \{x\}; \varphi(x) = a$$

$$F = F \cup \{(A, x), (x, B)\};$$

(3) 当产生式形如“ $A \rightarrow aB[f$ ”时: 则

如果 $a \notin T$, 则 $T = T \cup \{a\}$;

否则, 引入一个新字符 $x \notin T$, 并令

$$T = T \cup \{x\}; \varphi(x) = a$$

$$F = F \cup \{(A, x), (x, B), (x, f)\}$$

(4) 当产生式形如“ $A[f \rightarrow aB$ ”时: 则

如果 $a \notin T$, 则 $T = T \cup \{a\}$;

否则, 引入一个新字符 $x \notin T$, 并令

$$T = T \cup \{x\}; \varphi(x) = a;$$

$$F = F \cup \{(A, x), (x, B), (f, x)\};$$

(5) 当产生式形如“ $A[f_1 \rightarrow aB[f_2$ ”时: 则

如果 $a \notin T$, 则 $T = T \cup \{a\}$;

否则, 引入一个新字符 $x \notin T$, 并令

$$T = T \cup \{x\}; \varphi(x) = a$$

$$F = F \cup \{(A, x), (x, B), (f_1, x), (x, f_2)\};$$

当对所有的产生式处理完成后, 再引入一个新字符 $y \notin T$, 并令 $T = T \cup \{y\}; \varphi(y) = \epsilon, F = F \cup \{(y, o)\}$; 同时, 对所有的 $o_j, (j = 1, 2, 3, \dots, k)$, 令 $F = F \cup \{(o_j, y)\}$.

经上面构造形成标准 Petri 网 $PN = (S_s, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$, 根据 Petri 网的运行规则, 对于: $i[\sigma > o$ 的任意 σ , 且 $\varphi(\sigma) \in \Gamma^*$, 存在推导: $S \xRightarrow{*} \varphi(\sigma)$.

从而证明, 对于任意一个二元文法 G , 都存在一个标准 Petri 网 PN , 使得 $L(PN) = L(G)$.

证明定理 1 的构造过程, 实际上给出了, 将二元

文法转换为 Petri 网的方法。

例 1: 给定二元文法 $G = (V_N, V_T, V_B, P, S)$ 构造与其语言等价的标准 Petri 网, 其中:

$$V_N = \{S, A, B, C\};$$

$$V_T = \{a, b, c\};$$

$$V_B = \{X, Y\};$$

而其产生式规则集 P 如下:

$$S \rightarrow aA; A \rightarrow aA[X; A \rightarrow bB; B[X \rightarrow bB[Y;$$

$$B \rightarrow cC; C[Y \rightarrow Cc; C \rightarrow \epsilon.$$

解: 由该文法, 可得: $L(G) = \{a^n b^n c^n \mid n \geq 1\}$ 是上下文有关语言。

由定理 1 中的构造方法, 对每个产生依次进行处理, 从而形成标准 Petri 网 $PN = (Ss, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$, 如图 1 所示, 其中,

$$(1) \Gamma = \{a, b, c\},$$

$$(2) Ss = \{S, A, B, C, X, Y\}; i = S;$$

$$(3) T = \{t_1, t_2, t_3, t_4, t_5, t_6, t_7\}, \text{ 且}$$

$$\varphi(t_1) = \varphi(t_2) = a; \varphi(t_3) = \varphi(t_4) = b;$$

$$\varphi(t_5) = \varphi(t_6) = c; \varphi(t_7) = \epsilon;$$

$$(4) \text{ 流关系 } F, \text{ 如图 1 所示.}$$

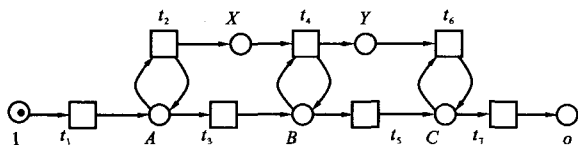


图 1 例 1 求的标准 Petri 网

4.2 Petri 网到二元文法的等价转换

定理 2 设 $PN = (Ss, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$ 为一个标准 Petri 网, 那么存在一个二元文法 G , 使得 $L(G) = L(PN)$.

证明: 文献[8]已经证明, 对于任意一个标准 Petri 网 $PN = (Ss, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$, 都可以等价表示为: $PN = (Ss_1, Ss_2, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$, 其中: Ss_1 是有界库所集合, Ss_2 是无界库所集合, 且 $Ss = Ss_1 \cup Ss_2, Ss_1 \cap Ss_2 = \emptyset$. 同时, 文献[8]证明, 对于任意一个标准 Petri 网中, 都可以基于语言等价转换为: 对于 $\forall t \in T$, 有 $1 \leq |\cdot t| \leq 2, 1 \leq |t \cdot| \leq 2$, 并且 $\cdot t$ 和 $t \cdot$ 中都有且仅有一个有界库所的标准 Petri 网。

下面给出由 $PN = (Ss_1, Ss_2, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$, 构造 $G = (V_N, V_T, V_B, P, S)$ 的过程:

令: $V_N = Ss_1; V_T = \Gamma; V_B = Ss_2; S = i$; 对于产生式规则, 有下面的方式形成:

对于 Petri 网中的任意 $t \in T$,

(1) 当 $|\cdot t| = 1, |t \cdot| = 1$ 时, 则有产生式: $\cdot t \rightarrow \varphi(t)t \cdot$;

(2) 当 $|\cdot t| = 1, |t \cdot| = 2$ 时, 设 $\cdot t$ 中的有界库所 X , 无界库所 Y , 则有产生式: $\cdot t \rightarrow \varphi(t)X[Y$;

(3) 当 $|\cdot t| = 2, |t \cdot| = 1$ 时, 设 $\cdot t$ 中的有界库所 X , 无界库所 Y , 则有产生式: $X[Y \rightarrow \varphi(t)t \cdot$;

(4) 当 $|\cdot t| = 2, |t \cdot| = 2$ 时, 设 $\cdot t$ 中的有界库所 X , 无界库所 Y , $t \cdot$ 中的有界库所 A , 无界库所 B , 则有产生式: $X[Y \rightarrow \varphi(t)A[B$;

对于库所 o , 由于是终止标识库所, 从而, 令 $o \rightarrow \epsilon$

经过上面对每个变迁以及终止标识库所 o 的处理, 形成产生式集合 P .

通过归纳证明, 使得 $L(G) = L(PN)$.

证明定理 2 的构造过程, 实际上给出了, 将 Petri 网转换为二元文法的方法。

对于图 1 所示的标准 Petri 网, 利用定理 2, 可以转换为例 1 所给出的二元文法。

由定理 1 和定理 2, 可得如下的定理 3。

定理 3 二元文法与 Petri 网, 两者在串语言行为下是等价的, 且两者之间可以实现等价转换。

5 结束语

Petri 网是一种便于描述并发、异步等行为特征的计算机模型, 所描述的语言具有并发性, 二元文法是正规文法的一种扩展, 所描述的语言具有串行特性, 当在串行语义下, 使得二元文法所产生的语言等价于 Petri 网语言, 分别证明并给出了二元文法等价转化为 Petri 网的方法和 Petri 网等价转化为二元文法的方法。从而, 实现了用一种类似 Chomsky 文法体系中的文法, 二元文法描述 Petri 网语言。

参考文献:

- [1] Hopcroft J E, Ullman J D. Introduction to automata theory, languages and computation [M]. Boston, MA, USA: Addison-Wesley, 1990.
- [2] Peterson J. Petri net theory and modeling of systems [M]. Englewood Cliffs: Prentice-Hall, 1981.
- [3] 吴哲辉. Petri 网导论 [M]. 北京: 机械工业出版社, 2006.
- [4] 吴哲辉. Pumping 引理的 Petri 网描述——Petri 网语言属性的一组判定条件 [J]. 计算机学报, 1994, 17(11): 853-858.
- [5] 张继军, 范昊, 耿霞. Petri 网语言表达式及其求解算法 [J]. 计算机科学, 2009, 36(11): 136-139.

(下转第 8 页)

密目标服务器发来的响应数据并转发至客户端隧道网关;数据转发循环进行,直至链接终止.与客户端隧道网关不同,在 HTTP、FTP、TELNET、定制服务器各数据安全转发线程中无需对请求、响应消息做任何解析、修改和补充,直接透明转发即可.之所以将 HTTP、FTP 客户——服务器间请求、响应消息的修改、补充等工作放在客户端隧道网关,原因在于:服务器端隧道网关链接处理负载要远远大于客户端隧道网关,此举意在减轻服务器端隧道网关负担. SSL/TLS 通信接口基于 OpenSSL 开源项目封装,以动态链接库形式载入.客户端隧道网关的证书认证工作在首次建连时完成,之后其他新建安全链接无需认证证书,而数据转发线程只需直接调用 SSL/TLS 通信接口收、发数据.

5 测试与应用

TP 隧道网关经编码实现,并进行了严格的 α 、 β 测试.测试表明:在 100M 以太网环境下,业务客户端与业务服务器间部署隧道网关后,数据传输速率为无隧道网关时的 35%~40%,这主要是 SSL/TLS 协议加解密、完整性校验耗时造成的;而隧道网关两次对数据的明文转发对速率的影响仅为 4%~6%(与直接传输对比).服务器端隧道网关在处理器—Intel Pentium4 1.6 GHz、内存—512 MB、操作系统—RedHat Linux9.0 环境下,最大 SSL/TLS 链接数可达 1 000.如果硬件配置提高,链接数随之提高;不过链接数越趋近极值,各业务客户端数据传输速率越低.广域网环境未经测试,但由于广域网延时高,客户、服务器间经隧道网关的数据传输速率与直接传输速率的比值理应比以太网环境高.

TP 隧道网关目前已运行于国内某电信公司部

分分公司和一数据通信公司中.前者为 HTTP、FTP 及数据库访问定制系统等业务提供安全通信;后者为各分公司与总部以 WEB 形式下载、上传计划书、财务报表等提供安全通信.初步运营反馈表明:隧道网关运行良好、稳定.

6 结束语

基于 SSL/TLS 的隧道网关为应用层客户/服务器系统安全性的无缝集成提供了一种崭新的思路,并具有方便、灵活、透明的特点,具有良好的应用前景.

参考文献:

- [1] Freier Alan O, Philip Karlton, Kocher Paul C. The SSL protocol version 3.0[EB/OL]. [2010-06-30]. <http://www.mozilla.org/projects/security/pki/nss/ssl/draft302.txt>.
- [2] Dierks T, Certicom, Allen C, et al. The TLS protocol version 1.0[EB/OL]. [2010-06-30]. <http://www.ietf.org/rfc/rfc2246.txt>.
- [3] 安庆,陶宏才. C/S 模式下文件迁移服务器结构的设计[J]. 微电子学与计算机, 2009, 26(4): 129-132.
- [4] OpenSSL[EB/OL]. [2010-06-30]. <http://www.openssl.org>.
- [5] Viega J, Messier M, Chandra P. Network security with OpenSSL[M]. Sebastopd, California: O'Reilly Media, 2002.
- [6] 陈英杰,王海欣,白国强,等. 一种能够实现多种散列函数的 VLSI—IP 模块设计[J]. 微电子学与计算机, 2010, 27(4): 89-94.

作者简介:

陈建华 男,(1976—),博士.研究方向为空间数据提取与分析、计算机应用技术.

(上接第 4 页)

- [6] 张继军,吴哲辉. 上下文无关 Petri 网语言的 Pumping 引理[J]. 小型微型计算机系统, 2008, 29(4): 698-702.
- [7] 张继军,费玉奎,耿霞. 有界 Petri 网等价性的判定算法[J]. 微电子学与计算机, 2008, 25(12): 5-8.
- [8] 张继军,吴哲辉,董卫. Petri 网的状态转换图[J]. 小型微型计算机系统, 2008, 29(9): 1714-1718.
- [9] 蒋昌俊. 矢量文法与 PN 机[J]. 中国科学 A 辑, 1995, 25(12): 1315-1322.
- [10] 张继军,费玉奎,董卫. 二元文法[J]. 计算机工程与科

学, 2008, 30(11): 95-98.

作者简介:

张继军 男,(1965—),教授,CCF 高级会员.研究方向为自动机理论及应用、Petri 网理论及应用.

董卫 男,(1979—),讲师.研究方向为 Petri 网理论及应用.

范昊 男,(1977—),博士.研究方向为 Petri 网理论及应用.