

Petri 网语言的 Pumping 引理

蒋昌俊¹⁾ 刘关俊²⁾

¹⁾(同济大学计算机系 上海 200092)

²⁾(山东科技大学信息学院 青岛 266510)

摘 要 Petri 网语言是 Petri 网理论的重要组成部分,也是系统行为分析的一种重要的工具. Petri 网语言的 Pumping 引理反映了 Petri 网语言的共性,可用来证明某些语言不是 Petri 网语言. 已经证明,当一个 Petri 网语言可被某个有界 Petri 网产生时,此语言是正规语言,因此,正规语言的 Pumping 引理对此语言是有效的,但正规语言的 Pumping 引理并不适用于所有的 Petri 网语言. 文中给出了一种 Petri 网语言的 Pumping 引理,证明其对任意无空标注的 Petri 网语言都有效,并且正规语言的 Pumping 引理是此引理的一种特殊形式. 利用此 Pumping 引理可以证明某些语言是不能由 Petri 网产生的.

关键词 Petri 网;语言;正规语言;Pumping 引理

中图法分类号 TP393

The Pumping Lemma of Petri Net Language

JIANG Chang-Jun¹⁾ LIU Guan-Jun²⁾

¹⁾(Department of Computer, Tongji University, Shanghai 200092)

²⁾(College of Information, Shandong University of Science and Technology, Qingdao 266510)

Abstract Petri net language is both an important component of Petri net theory and a good tool for analyzing behavior of a system. The Pumping Lemma of Petri net language reflects some commonness of Petri net language and can be used to prove that some languages is not Petri net language. A Petri net language L , which is produced by a bounded Petri net, has been proved to be a regular language. So the Pumping Lemma of regular language is effective to L . But the Pumping Lemma of regular language is not applicable for any Petri net language. This article gives a Pumping Lemma of Petri net language which is proved to be effective to all Petri net languages without empty-label and the Pumping Lemma of regular languages actually is a special format of the Lemma. By the Lemma, this paper proofs some languages not be produced by any Petri net.

Keywords Petri nets; language; regular language; Pumping lemma

1 引 言

Petri 网是一种系统描述和分析的工具,尤其便

于描述并发现像和模拟并行系统,在许多领域都得到了应用. Petri 网语言是 Petri 网理论的重要组成部分. Peterson 和 Hack 最早从事 Petri 网语言方面的研究^[1,2],包括 Petri 网语言的分类、Petri 网语言

收稿日期:2005-02-28;修改稿收到日期:2005-11-01. 本课题得到国家自然科学基金项目(60125205,90412013,60473094,60534060)、国家“九七三”重点基础研究发展规划项目基金(2003CB316902,2004CB318001-03)、上海市优秀学科带头人计划项目基金(04XD14016)、上海市基础研究重点项目基金(03JC14071,05JC14063)资助. 蒋昌俊,男,1962年生,博士,教授,博士生导师,研究领域为 Petri 网理论及应用、形式语言与自动机理论,并发理论与并行处理、网格技术等. E-mail: cjjiang@online.sh.cn. 刘关俊,男,1978年生,硕士研究生,助教,研究方向为 Petri 网理论及应用、形式语言与自动机理论、并行处理.

的封闭性、与各类形式语言间的关系等;文献[3]首次提出了向量文法,研究了 PN 机、向量文法与 Petri 网语言间的关系;文献[4]研究了语言的识别问题;文献[5]研究了从 Petri 网语言方面刻画 Petri 网活性、弱活性的问题,给出了相应的判定定理.同时, Petri 网语言还是分析系统行为的一种有力工具,特别是在离散事件动态系统(DEDs)的研究领域中,经常使用以 Petri 网为模型产生的语言来研究 DEDs 的行为,文献[6,7]在这一领域取得了许多优秀的成果.

我们知道,某类语言的 Pumping 引理反映了这类语言的一个共性,譬如正规语言与上下文无关语言都有相应的 Pumping 引理^[8],分别反映了相应语言类的一种共性.文献[1]证明:正规语言是 Petri 网语言的一个真子集, Petri 网语言是上下文无关语言的一个真子集, Petri 网语言与上下文无关语言相交但互不包含.文献[9]首次从正规语言与上下文无关语言的 Pumping 引理出发,给出了判定一个 Petri 网语言是正规语言或上下文无关语言的充分必要条件.正规语言的 Pumping 引理^[6]是这样的:设 L 为一正规语言,则存在常数 n ,使得对 $\forall z \in L$,若 $|z| \geq n$,则 z 可写成 $z = uvw$ 的形式,其中, $|uv| \leq n$, $|v| \geq 1$,且对任意非负整数 i 都有 $uv^i w \in L$. 当一个 Petri 网语言 L 可被一个有界 Petri 网产生时, L 是正规语言,正规语言的 Pumping 引理对 L 有效,但它反映不出所有 Petri 网语言的共性.本文给出了一种 Petri 网语言的 Pumping 引理,证明了其对任意无空标注的 Petri 网语言都有效,并且正规语言的 Pumping 引理是此引理的一种特殊形式.同时,利用此引理,可以证明某些语言不能够被 Petri 网产生.

本文第 2 节给出了一些基本的定义及性质;在第 3 节给出了 Petri 网语言的 Pumping 引理及其证明;在第 4 节,举了一个例子,利用本文给出的 Pumping 引理,证明其不能被 Petri 网产生;在第 5 节作了简单的总结.

2 基本定义与性质

本节给出了与本文问题有关的一些主要的概念和基本性质,用到的其它一些概念可参看文献[1,6,7].

定义 1^[1]. 设 $PN = (P, T; G, M_0, \Sigma, h, F)$ 为一标注 Petri 网(无空标注,下同),则定义 $L = \{\alpha \in$

$\Sigma^* \mid \exists \sigma \in T^* \wedge M_0[\sigma > M \wedge M \in F \wedge h(\sigma) = \alpha\}$ 为此 Petri 网产生的语言.

定义 2^[1]. 设 $PN = (P, T; G, M_0, \Sigma, h, F)$ 为一标注 Petri 网, L 为其产生的语言,如果满足下列条件,则称这个 Petri 网为标准型的:

(1) 存在 $p_s, p_f \in P$, 使得 $\cdot p_s = \emptyset, p_f \cdot = \emptyset$;

(2) 初始标识 M_0 满足: $M_0(p) = \begin{cases} 1, & p = p_s; \\ 0, & p \neq p_s; \end{cases}$

(3) 终止标识集 F 中只有一个终止标识 M_f , 满足 $M_f(p) = \begin{cases} 1, & p = p_f \\ 0, & p \neq p_f \end{cases}$, 且一旦到达终止标识,任何变迁都不再是使能的.

命题 1^[1]. L 为任一 Petri 网语言,则存在一标准 Petri 网产生 L .

定义 3^[10]. 设 $N = \{P, T; G\}$ 为一基网, $|P| = m, |T| = n, C_{m \times n}$ 为其关联矩阵, X 为 n 维非平凡的非负整数列向量,令 $CX = (a_1, a_2, \dots, a_m)^T$, 若

(1) $CX = 0$, 则称 X 为 N 的一个 T -不变量;

(2) $CX > 0$, 则称 X 为 N 的增向量, $\forall i$: 若 $a_i > 0$, 则称相应的库所 p_i 为 X 的一个输出库所;

(3) $CX < 0$, 则称 X 为 N 的减向量, $\forall i$: 若 $a_i < 0$, 则称相应的库所 p_i 为 X 的一个驱动库所;

(4) $CX \not> 0, CX \not< 0, CX \neq 0$, 则称 X 为 N 的传递向量, $\forall i$: 若 $a_i > 0$, 则称相应的库所 p_i 为 X 的一个输出库所, 若 $a_i < 0$, 则称相应的库所 p_i 为 X 的一个驱动库所;

T -不变量与增向量统称为可重复向量, 减向量与传递向量统称为受控可重复向量.

定义 4^[10]. 设 (N, M_0) 为一 Petri 网, X 是 N 的一个可重复向量, 若存在变迁序列 $\sigma: \#(t_i, \sigma) = X(i), i = 1, 2, \dots, n$, 使得对任意的正整数 k , 都存在 $M \in R(M_0): M[\sigma^k >$, 则称 X 为 (N, M_0) 的一个有效可重复向量, 称 σ 为 (N, M_0) 的一个有效可重复序列(若 X 为 N 的增向量, 则称 X 为 (N, M_0) 的一个有效增向量, σ 为 (N, M_0) 的一个有效增序列).

定义 5^[10]. 设 (N, M_0) 为一 Petri 网, X 是 N 的一个受控可重复向量, 若存在变迁序列 $\sigma: \#(t_i, \sigma) = X(i), i = 1, 2, \dots, n$, 使得对任意的正整数 k , 都存在 $M \in R(M_0): M[\sigma^k >$, 则称 X 为 (N, M_0) 的一个有效受控可重复向量, 称 σ 为 (N, M_0) 的一个有效受控可重复序列(若 X 为 N 的传递(减)向量, 则称 X 为 (N, M_0) 的一个有效传递(减)向量, σ 为 (N, M_0) 的一个有效传递(减)序列).

文献[9]是针对具有单个输出库所、驱动库所的

(受控)可重复向量进行定义的,文献[10]将其推广到多个输出库所、驱动库所.定义4,5中给出的有效(受控)可重复序列,文献[9,10]中并没有给出,但从定义中可以看出,一个有效(受控)可重复向量肯定对应着一个有效(受控)可重复序列,一个有效(受控)可重复序列肯定对应着唯一一个有效(受控)可重复向量.在原有概念的基础上增加的这几个概念,与原有概念并没有本质的区别,只不过是容易叙述后面的证明.因此,后面叙述中称一个有效增序列的输出库所,其实就是指与这个有效增序列对应的有效增向量的输出库所,驱动库所也是一样.

下面给出一些重要的性质及推论.

性质 1^[9]. 设 (N, M_0) 为一 Petri 网, p 为无界库所,当且仅当 p 为某个(可能多于一个)有效增向量或有效传递向量的输出库所.

性质 2^[9]. 设 (N, M_0) 为一 Petri 网, X 是 (N, M_0) 的一个有效可重复向量, p 为 X 的一个驱动库所,则 p 必为某个(可能多于一个)有效增向量或有效传递向量的输出库所.

把性质2的结论延伸:若 p 为某个有效传递向量 X 的输出库所,则 X 必有一些驱动库所,每个驱动库所又是另外一些有效增向量或有效传递向量的输出库所,如此下去,一直向前追索,最终会遇到不需要驱动库所的增向量,再结合性质1,从而有下面的推论.

推论 1^[9,10]. (N, M_0) 中存在无界库所,当且仅当 (N, M_0) 中存在有效增向量.

性质 3. 设 (N, M_0) 为一 Petri 网, p 为无界库所,且无论 p 中 token 数为多大时,都存在 $M \in R(M_0), \sigma \in T^*: M[\sigma > M' \wedge M'(p) = 0]$,则 p 必为某个(可能多于一个)有效受控可重复向量的一个驱动库所.

证明. 设以 p 为输入库所的变迁共有 t_1, t_2, \dots, t_i ,假设任意包含 t_1 或 t_2, \dots ,或 t_i 的可发生变迁序列 σ 都不是有效受控可重复序列,即 $\exists k > 0, \forall M \in R(M_0): \rightarrow M[\sigma^k >]$,故 t_1, t_2, \dots, t_i 只能从 p 中消耗有限个 token,与已知条件矛盾,因此, p 必为某个(可能多于一个)有效受控可重复向量的一个驱动库所. 证毕.

3 Petri 网语言的 Pumping 引理

引理 1. L 为一 Petri 网语言,令 $PN=(P, T; G, M_0, \Sigma, h, M_f)$ 为产生 L 的标准 Petri 网, $\forall \alpha \in L$,

存在 $\sigma \in T^*$ 且 $M_0[\sigma > M_f]$ 且 $h(\sigma) = \alpha$,则当 $|\alpha|$ 充分大时, σ 中必存在子串(可能多于一个),为有效可重复序列.

证明. 在产生 L 的每一个字的过程中,若存在正整数 n ,使得 $\forall p \in P, \forall M \in R'(M_0): M(p) \leq n$,其中 $R'(M_0)$ 为产生 L 的过程中所有可达标识的集合,即产生 L 的过程中,每一个库所都是有界的,此时 PN 的可达图对应于 L 的那一部分为一个有限状态图,这对应于一个有限状态自动机, L 为一正规语言,故 $|\alpha|$ 充分大时(大于状态数),必存在子串,为有效可重复序列(对应的发生数向量为一个 T -不变量)^[9];

否则,在产生 L 的过程中,任取正整数 n ,都 $\exists p \in P, \exists M \in R'(M_0): M(p) > n$,即在产生 L 的过程中,存在某些库所为无界库所,由推论1知, L 的部分字串中,必存在子串,为有效增序列.此时,将 L 划分为两部分,含有有效增序列的字串为一部分,记为 L_1 ,剩余的字串为一部分,记为 L_2 .对于 L_2 ,由于其中每个字串中都不含有为有效增序列的子串,故由推论1知,产生 L_2 的过程中,每个库所都是有界的,因此, PN 的可达图对应于 L_2 的那一部分为一个有限状态图,这对应于一个有限状态自动机, L_2 为一正规语言,故 $|\alpha|$ 充分大时(大于状态数),必存在子串,为有效可重复序列(对应的发生数向量为一个 T -不变量);

因此,当 $|\alpha|$ 充分大时, σ 中必存在子串(可能多于一个),为有效可重复序列. 证毕.

引理 2. L 为一 Petri 网语言,令 $PN=(P, T; G, M_0, \Sigma, h, M_f)$ 为产生 L 的标准 Petri 网, C 为关联矩阵, $\forall \alpha \in L$,存在 $\sigma \in T^*$ 且 $M_0[\sigma > M_f]$ 且 $h(\sigma) = \alpha$,则当 $|\alpha|$ 充分大时,就有

(1) σ 中存在子串 σ' , σ' 对应的发生数向量为 X ,且 $CX=0$;或者

(2) σ 中存在一组子串 $\sigma_{I_1}, \sigma_{I_2}, \dots, \sigma_{I_{k_1}}, \sigma_{T_1}, \sigma_{T_2}, \dots, \sigma_{T_{k_2}}, \sigma_{D_1}, \sigma_{D_2}, \dots, \sigma_{D_{k_3}}$,它们对应的发生数向量分别为有效增向量 $X_{I_1}, X_{I_2}, \dots, X_{I_{k_1}}$ 、有效传递向量 $X_{T_1}, X_{T_2}, \dots, X_{T_{k_2}}$ 、有效减向量 $X_{D_1}, X_{D_2}, \dots, X_{D_{k_3}}$,且 $CX=0$,其中

$$X = X_{I_1} + X_{I_2} + \dots + X_{I_{k_1}} + X_{T_1} + X_{T_2} + \dots + X_{T_{k_2}} + X_{D_1} + X_{D_2} + \dots + X_{D_{k_3}}, \quad k_1 \geq 1, k_2 \geq 0, k_3 \geq 1.$$

证明. 由引理1知,当 $|\alpha|$ 充分大时, σ 中必存在若干子串,为有效可重复序列,若其中某一子串所对应的发生数向量为 T -不变量,则(1)成立;否则,

这些子串都为有效增序列,且 $|\sigma|$ 越大, σ 中的有效可重复序列向其输出库所中生产的 token 越多,又由于标准 Petri 网 PN 的每个库所 (p_f 除外) 最终都将为空,因此,由性质 3 知,某些有效增序列向其输出库所生产的 token,必为一些有效受控可重复序列消耗掉(由性质 2 知,这些有效受控可重复序列从其驱动库所消耗的 token,必为一些有效增序列生产),若这些有效受控可重复序列中有一些序列为有效传递序列,则它们向其输出库所生产的 token,也必为一些有效受控可重复序列消耗掉,如此下去,也终会遇到一些有效减序列,它们不再生产 token. 即 σ 中必存在一组子串 $\sigma_{I_1}, \sigma_{I_2}, \dots, \sigma_{I_{k_1}}, \sigma_{T_1}, \sigma_{T_2}, \dots, \sigma_{T_{k_2}}, \sigma_{D_1}, \sigma_{D_2}, \dots, \sigma_{D_{k_3}}$, 分别为有效增序列、有效传递序列、有效减序列,其中,每个有效增序列、有效传递序列的输出库所必为其中某些有效传递序列、有效减序列的驱动库所,每个有效传递序列、有效减序列的驱动库所必为其中某些有效传递序列、有效增序列的输出库所,且它们向输出库所生产的 token,必为它们自己所消耗. 令它们对应的发生数向量分别为有效增向量 $X_{I_1}, X_{I_2}, \dots, X_{I_{k_1}}$ 、有效传递向量 $X_{T_1}, X_{T_2}, \dots, X_{T_{k_2}}$ 、有效减向量 $X_{D_1}, X_{D_2}, \dots, X_{D_{k_3}}$, 则 $CX=0$, 其中 $X=X_{I_1}+X_{I_2}+\dots+X_{I_{k_1}}+X_{T_1}+X_{T_2}+\dots+X_{T_{k_2}}+X_{D_1}+X_{D_2}+\dots+X_{D_{k_3}}$, $k_1 \geq 1, k_2 \geq 0, k_3 \geq 1$.

证毕.

事实上,对于引理 2 的(2)来说,事情是这样的:当 $|\alpha|$ 充分大时,对应的变迁序列 σ (中无任何子串所对应的发生数向量是 T -不变量)中,必存在一组子串 $\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_k (k \geq 2)$, 它们为有效增序列(个数 ≥ 1)、有效传递序列(个数 ≥ 0)、有效减序列(个数 ≥ 1),且每个有效增序列、有效传递序列的输出库所必为其中某些有效传递序列、有效减序列的驱动库所,每个有效传递序列、有效减序列的驱动库所必为其中某些有效传递序列、有效增序列的输出库所,且它们向输出库所生产的 token,必为它们自己所消耗. σ 可被写成 $\sigma = u\sigma_1 o_1 \sigma_2 o_2 \dots o_{k-1} \sigma_k v$ 的形式,若将 $u, \sigma_1, o_1, \dots, \sigma_k, v$ 看作单个变迁,则 σ 的产生,可被图 1 所描述.

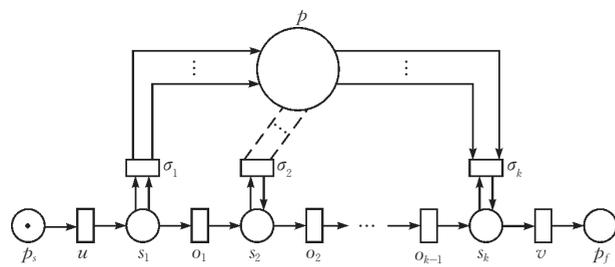


图 1

其中,某些 o_i 可能相当于标注为空的变迁,即子串 σ_i 与 σ_{i+1} 是紧挨着的,例如 o_1 为空,此时相当于 s_1 与 s_2 重合在一起,不影响 σ 的发生,另外,图 1 中某些变迁序列,如 σ_2 ,用虚箭头与 P 连接,说明它可能是有效可重复序列也有可能是有效受控可重复序列.

因此, $M_0[u\sigma_1 o_1 \sigma_2 o_2 \dots o_{k-1} \sigma_k v] > M_f$. 这是因为,若对 P 进行分身,构造另一个与 P 完全一样的 P' : 其内的输出库所、驱动库所与 P 完全一样,与 $\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_k$ 的连接也完全一样,规定:第 1 个 $\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_k$ 发生时将对 P 进行操作,第 2 个 $\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_k$ 发生时将对 P' 进行操作,显然在 M_0 下, $u\sigma_1 o_1 \sigma_2 o_2 \dots o_{k-1} \sigma_k v$ 能够发生,且到达终止标识 M_f ;

同理, $\forall i \geq 3: M_0[u\sigma_1^i o_1 \sigma_2^i o_2 \dots o_{k-1} \sigma_k^i v] > M_f$; 且又有 $M_0[u o_1 o_2 \dots o_{k-1} v] > M_f$.

因此可以给出 Petri 网语言的一种 Pumping 引理.

Pumping 引理. L 为一 Petri 网语言, $\forall \alpha \in L$, 当 $|\alpha|$ 充分大时,存在正整数 k ,使得 α 可被写为 $\alpha = ux_1 o_1 x_2 o_2 \dots o_{k-1} x_k v$ 的形式,且满足:

- (1) $|u| \geq 1, |v| \geq 1$;
- (2) $|x_j| \geq 1, j=1, 2, \dots, k$;
- (3) $\forall i \geq 0: ux_1^i o_1 x_2^i o_2 \dots o_{k-1} x_k^i v \in L$.

证明. 由引理 3 可得证.

说明: $|u| \geq 1$ 和 $|v| \geq 1$ 是由标准 Petri 网的运行特点得到的;显然正规语言的 Pumping 引理是此引理的一种特殊形式.

4 举 例

Petri 网语言的 Pumping 引理,反映了 Petri 网语言的一种共性,像 Petri 网语言 $\{a^n b^n \mid n > 0\}$, $\{a^n b^n c^n \mid n > 0\}$ 等,都满足上述 Pumping 引理. 因此,如果某种语言不具有这种共性,则说明它不是 Petri 网语言.

例 1. 证明语言 $\{a^{n^2} \mid n \geq 0\}$ 不是 Petri 网语言.

证明. 假设 $\{a^{n^2} \mid n \geq 0\}$ 是 Petri 网语言,当 n 充分大时,考察串 a^{n^2} , 依据假设,则存在正整数 $k: 1 \leq k \leq n^2 - 2$, 使得 a^{n^2} 可被分解为 $a^{n^2} = ux_1 o_1 x_2 o_2 \dots o_{k-1} x_k v$ 的形式,且 $\forall i \geq 0: ux_1^i o_1 x_2^i o_2 \dots o_{k-1} x_k^i v \in L$, 令

$$|u| + |o_1| + \dots + |o_{k-1}| + |v| = l,$$

$$|x_1| + |x_2| + \dots + |x_k| = d,$$

则 $l+d = n^2$, 且 $1 \leq d \leq n^2 - 2$, 且对任意的 $i \geq 0$, $l+i \cdot d$ 都为完全平方数,即对任意的 $i \geq 0$,

$n^2 + (i-1) \cdot d$ 都为完全平方数. 但是, 易知, 无论 d 取 1 到 $n^2 - 2$ 中的任何数时, 都存在无数多个 i , 使得 $n^2 + (i-1) \cdot d$ 不是一个完全平方数, 矛盾.

证毕.

其实, 在文献[1]中已经指出, 任给两个正整数, Petri 网都不能精确地计算出它们的乘积值, 只能对这两个数的乘积进行弱计算: 计算出的值不会超过这两个数的乘积值, 但可以是小于乘积值的任何非负值. 所以, $\{a^{n^2} \mid n \geq 0\}$ 不会被任何 Petri 网产生.

类似于正规语言和上下文无关语言的 Pumping 引理, Petri 网语言的 Pumping 引理只是反映了 Petri 网语言的一种共性, 具有这种共性的语言, 并不一定就是 Petri 网语言. 我们知道, 每个字串都对称的语言 $\{ww^R \mid w \in \Sigma^*\}$ 是上下文无关语言, 但不是 Petri 网语言^[1], 显然这种语言也符合 Petri 网语言的 Pumping 引理.

5 结束语

Petri 网语言是 Petri 网理论的一个重要组成部分, 并且也有很好的应用. Pumping 引理是语言理论中的一个重要方面, 是语言的一个重要性质. 本文给出的 Petri 网语言的 Pumping 引理, 刻画出了 Petri 网语言的一般共性, 因此具有一定的理论意义.

参 考 文 献

- Peterson J.. Petri Net Theory and the Modeling of Systems. Englewood Cliffs: Prentice-Hall, 1981



JIANG Chang-Jun, born in 1962, Ph. D., professor, Ph. D. supervisor. His research interests include theory and application of Petri net, formal language and automata theory, concurrency theory and parallel processing, grid technique, and so on.

Background

In the theory of formal language, only for regular language and context-free language there exist pumping lemmas. The pumping lemma of regular language reflects some commonness of regular languages and can be used to prove certain languages not regular. The pumping lemma of context-free language is so too. It has been proved that the set of all regular languages is properly contained in the set of all Petri

- Hack M.. Petri net languages. In: Computation Structures Group Memo 124, Project MAC, Massachusetts Institute of Technology, Cambridge, Massachusetts, 1975
- Jiang Chang-Jun. Vector grammars and PN machines. Science in China(Series A), 1996, 25(12): 1315~1322(in Chinese) (蒋昌俊. 矢量文法与 PN 机. 中国科学(A 辑), 1996, 25(12): 1315~1322)
- Jiang Chang-gjun, Wu Zhe-hui, Wang Cheng-hong. The recognizer of PN languages. Journal of Electronics, 1998, 26(2): 127~129(in Chinese) (蒋昌俊, 吴哲辉, 王成红. PN 语言的识别器. 电子学报, 1998, 26(2): 127~129)
- Jiang Chang-Jun, Lu Wei-Ming. On properties of concurrent system based on Petri net language. Journal of Software, 2000, 12(4): 512~520
- Jiang Chang-Jun. Theory of PN Machine in DEDS. Beijing: Science Press, 2000(in Chinese) (蒋昌俊. 离散事件动态系统的 PN 机理论. 北京: 科学出版社, 2000)
- Jiang Chang-Jun. Behavior Theory and Applications of Petri Net. Beijing: Higher Education Press, 2003(in Chinese) (蒋昌俊. Petri 网的行为理论及其应用. 北京: 高等教育出版社, 2003)
- Hopcroft J., Ullman J.. Introduction to Automata Theory, Languages and Computation. America: Addison-Wesley Publishing Company, 1979
- Wu Zhe-Hui. Petri net description of Pumping lemma — A set of conditions for determining the type of a Petri net language. Chinese Journal of Computers, 1994, 17(11): 852~858(in Chinese) (吴哲辉. Pumping 引理的 Petri 网描述——Petri 网语言属型的一组判定条件. 计算机学报, 1994, 17(11): 852~858)
- Jiang Chang-Jun. An algorithm for finding effective (controlled) repetitive vectors. Chinese Journal of Computers, 1994, 17(18): 580~587(in Chinese) (蒋昌俊. 求有效极小(受控)可重复向量的一个算法. 计算机学报, 1994, 17(18): 580~587)

LIU Guan-Jun, born in 1978, M. S. candidate, assistant. His research interests include theory and application of Petri net, formal language and automata theory, and parallel computing.

net languages. And the set of all context-free languages and the set of all Petri net languages are intersecting but not contained mutually. We discovered that for Petri net language there also exists pumping lemma. The pumping lemma reflects some commonness of Petri net language and can be used to prove that certain languages are not produced by any Petri net.