

Petri网语言表达式及其求解算法

张继军 范昊 耿霞

(山东农业大学信息科学与工程学院 泰安 271018)

摘要 Petri网语言是描述网系统动作序列的集合。为了给出一个网系统语言的形式描述,基于Petri网的状态转换图,分析了Petri网的行为特征,定义了 α 闭包表达式和Petri网语言表达式,给出了求解Petri网语言表达式的算法,为Petri网语言的形式化描述和分析提供了一种新方法。

关键词 Petri网状态转换图,重复序列的依赖性,Petri网语言表达式,算法

中图分类号 TP301 **文献标识码** A

Algorithm for Finding Expression of Petri Net Language

ZHANG Ji-jun FAN hao GENG Xia

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

Abstract Petri net language is a set of sequences for describing Petri net behavior. It analyzed the behavior characteristic of Petri net based on its state transition diagram, in order to give the formula description of the language of Petri net. The expression of Petri net language was defined, and an algorithm for finding expression of Petri net language was given. A new method was provided for describing and analyzing the language of Petri net.

Keywords State transition diagram, Dependence of repetitive sequence, Expression of Petri net language, Algorithm

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。Petri网语言是Petri网理论中研究系统可能发生的动作序列(序列集)性质的分支。

Peterson^[1]是较早从事这方面的研究的,讨论了Petri网模型的计算能力,指出带抑止弧增广Petri网与图灵机在计算能力上是等价的,从而充分显示了Petri网模型的表达能力;文献[2]给出了矢量文法的概念,并证明了正规矢量文法与Petri网语言之间的等价性;文献[3,4]利用共享合成、同步合成、同步交、网分解等网运算讨论和分析了Petri网语言的性质和特点,借助于“简单网”的语言特点,分析讨论“复杂网”的语言特点和性质;文献[5]在文献[3,4]的基础上,借助于Petri网进程表达式,给出了由Petri网进程表达式转化为Petri网语言表达式的算法;文献[6]给出了并发正规表达式的概念,并证明了并发正规表达式与Petri网的语言描述能力的等同性。

但是,文献[5,6]都是通过网的分解、合成的方式分析Petri网语言的性质,没有从根本上给出Petri网语言的结构性质和特点,本文以文献[7]中给出的Petri网的状态转换图作为分析工具,给出了Petri网语言的结构性质,即:Petri网语言是一个正规语言表达式与具有依赖关系约束的可重复序列(子串)的同步运算;定义了Petri网语言表达式,并给出了求解算法。

本文首先给出了涉及本内容的有关Petri网的基本概念和结论,特别是Petri网的状态转换图及性质,其次,定义了 α 闭包运算及其表达式,给出了Petri网可重复引发序列之间的依赖性的形式描述,最后,给出了Petri网语言表达式及其求解算法,并给出了应用实例。

1 Petri网的基本概念和有关结论

这里对涉及到的有关Petri网已有结论做一简述,以便于后面的讨论,其它的有关内容,可参考文献[1,8,11]。

文献[1]指出,任意一个Petri网,都可以转换为语言等价的一个标准Petri网,并且对于该标准Petri网中的任意一个变迁的前集和后集中都至少含有一个有界库所。本文以标准Petri网作为基本模型进行研究,但正如文献[1]所指出,所得到的结论适用于一般的Petri网。

定义 1^[7] 设 $\Sigma=(S, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$ 为一个有界标准Petri网, Σ 的可达标识图是一个三元组 $RG(\Sigma)=(R(M_i), E, P)$,其中,

$$E = \{(M_i, M_j) \mid M_i, M_j \in R(M_i), \exists t_k \in T: M_i[t_k > M_j]\}$$

$$P: E \rightarrow T, P(M_i, M_j) = t_k, \text{ 当且仅当 } M_i[t_k > M_j]$$

称 $R(M_i)$ 为 $RG(\Sigma)$ 的顶点集, E 为 $RG(\Sigma)$ 的弧集,若 $P(M_i, M_j) = t_k$,则称 t_k 为弧 (M_i, M_j) 的标注。

定理 1^[1] 有界Petri网的可达标识图等价于一个有限

到稿日期:2008-12-09 返修日期:2009-03-02 本文受国家自然科学基金(60673053),国家自然科学基金委员会重大研究计划项目(90718011)资助。

张继军(1965—),男,教授,CCF高级会员,主要研究方向为形式语言与自动机理论、Petri网理论及应用、软件工程, E-mail: zhangjijun@sda.edu.cn; 范昊(1977—),男,博士,主要研究方向为Petri网理论及应用、协议验证与测试; 耿霞(1977—),女,讲师,主要研究方向为Petri网理论及应用。

状态图,所产生的语言是正规语言。

定义 2^[7] 设 $\Sigma=(S, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$ 为一个标准 Petri 网,令 $S=S_1 \cup S_2$, 其中, S_1 是有界库所集合, S_2 是无界库所集合,则 Petri 网 Σ 可表示为 $\Sigma=(S_1, S_2, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$ 。

显然:(1) $S_1 \cap S_2 = \emptyset$; (2) 当 $S_2 = \emptyset$ 时, Petri 网 Σ 为有界 Petri 网。

定义 3^[7] 设 $\Sigma=(S_1, S_2, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$ 为一个标准 Petri 网,令 $\Sigma_1=(S_1, T; F_1, i, o, \Gamma, \varphi)$, 并且 $F_1=(S_1 \times T \cup T \times S_1) \cap F$, 则 Petri 网 Σ_1 是 Petri 网 Σ 的有界子网。

定义 4^[7] 设 $\Sigma=(S_1, S_2, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$ 是一个标准 Petri 网,而 $\Sigma_1=(S_1, T; F_1, i, o, \Gamma, \varphi)$ 是网 Σ 的有界子网,则:

Petri 网 Σ 的状态转换图是一个带边标注的有向图 $G(\Sigma)=(V, E, P, Z, H, q_e, q_r)$, 其中:

① V 为有界子网 Σ_1 的可达标识集合; E, P 的含义同定义 1; $Z=S_2$;

② 映射 $H: E \rightarrow T, Z^* / Z^*$, 即: 在 $RG(\Sigma_1)$ 中, 对于 $\forall e \in E$, 其弧的标注为 t_k , 令 x 为集合 $t_k \cap S_2$ 中元素的一个排列, 并且 y 为集合 $t_k \cap S_2$ 中元素的一个排列, 则弧 e 的标注改写为: “ $t_k, x/y$ ”; 记作: $H(e)=(t_k, x/y)$, 当 $x=y=\varepsilon$ 时, 简记为: $H(e)=t_k$;

③ $q_e=M_i$ 是起始状态, 在图示中用 “ $\rightarrow \odot$ ” 表示, $q_r=M_f$ 是终止状态, 在图示中用 “ $\odot$ ” 表示。

定义 5^[7] 设 $G(\Sigma)=(V, E, P, Z, H, q_e, q_r)$ 是 Petri 网 $\Sigma=(S_1, S_2, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$ 的状态转换图, 而序列 $v_0 e_1 v_1 e_2 \dots e_n v_n$ 是从 v_0 到 v_n 的路, 对于边 $e_1, e_2, \dots, e_n$, 设其第 i 条边的标注为 $(\sigma_i, \beta_i / \gamma_i)$, 则由这 n 条边的标注形成一个新标注 $(\sigma, \beta / \gamma)$, 其中, $\sigma=\sigma_1 \sigma_2 \dots \sigma_n, \beta=\beta_1 \beta_2 \dots \beta_n, \gamma=\gamma_1 \gamma_2 \dots \gamma_n$ 。

如果存在一个 $A \in S_2$, 并且 A 在序列 β 和 γ 中同时出现, 则将 A 从序列 β 和 γ 中同时删除, 直到不存在这样的 A 为止, 从而形成标注 $(\sigma, \beta' / \gamma')$, 称标注 $(\sigma, \beta' / \gamma')$ 为从 v_0 到 v_n 路的标注, 记作: $R(v_0, v_n, \sigma, \beta' / \gamma')$, σ 称为从 v_0 到 v_n 的引发序列。

当 $v_0=v_n$ 时, 称为回路的标注。设回路为 C , 则该回路的标注记作: $C(v_0, \sigma, \beta' / \gamma')$, 而 v_0 为回路 C 的起点。

定义 6^[7] 设图 $G(\Sigma)=(V, E, P, Z, H, q_e, q_r)$ 是 Petri 网 $\Sigma=(S_1, S_2, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$ 的状态转换图, 设 $C(v_0, \sigma, \beta' / \gamma')$ 为图 $G(\Sigma)$ 中的一个回路,

- (1) 若 $\beta=\gamma=\varepsilon$, 则 $C(v_0, \sigma, \beta' / \gamma')$ 称为不变回路;
- (2) 若 $\beta=\varepsilon, \gamma \neq \varepsilon$, 则 $C(v_0, \sigma, \beta' / \gamma')$ 称为增回路;
- (3) 若 $\beta \neq \varepsilon, \gamma=\varepsilon$, 则 $C(v_0, \sigma, \beta' / \gamma')$ 称为减回路;
- (4) 若 $\beta \neq \varepsilon, \gamma \neq \varepsilon$, 则 $C(v_0, \sigma, \beta' / \gamma')$ 称为传递回路。

定理 2^[7] 设图 $G(\Sigma)=(V, E, P, Z, H, q_e, q_r)$ 是 Petri 网 $\Sigma=(S_1, S_2, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$ 的状态转换图, 而 $C(v_0, \sigma, \beta' / \gamma')$ 为图 $G(\Sigma)$ 中的一个回路, 则

- (1) $C(v_0, \sigma, \beta' / \gamma')$ 是不变回路当且仅当 σ 是 Petri 网 Σ 的一个不变可重复序列;
- (2) $C(v_0, \sigma, \beta' / \gamma')$ 是增回路当且仅当 σ 是 Petri 网 Σ 的一个增可重复序列;
- (3) $C(v_0, \sigma, \beta' / \gamma')$ 是减回路当且仅当 σ 是 Petri 网 Σ 的一个减可重复序列;
- (4) $C(v_0, \sigma, \beta' / \gamma')$ 是传递回路当且仅当 σ 是 Petri 网 Σ 的一个传递可重复序列。

显然, 当回路 C 为圈时, σ 对应的序列分别为: 基本不变可重复序列、基本增可重复序列、基本减可重复序列、基本传递可重复序列。

例 1^[7] 对于图 1 所示的 Petri 网 $\Sigma=(S_1, S_2, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$, 其中: $S_1=\{i, s_1, s_2, s_3, o\}, S_2=\{A\}$ 。

图 2 是网 Σ 的状态转换图 $G(\Sigma)=(V, E, P, Z, H, q_e, q_r)$, 其中: $V=\{v_0, v_1, v_2, v_3, v_4\}, v_0=(1, 0, 0, 0, 0), v_1=(0, 1, 0, 0, 0), v_2=(0, 0, 1, 0, 0), v_3=(0, 0, 0, 1, 0), v_4=(0, 0, 0, 0, 1)$ 。

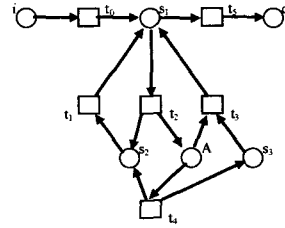


图 1 Petri 网 Σ

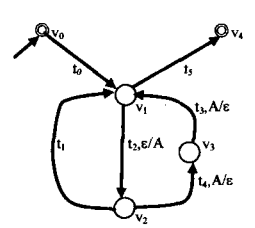


图 2 Petri 网 Σ 的状态转换图

图 2 中, 存在两个圈: $C_1(v_0, t_2 t_1, \varepsilon / A)$ 和 $C_2(v_0, t_2 t_1 t_3, AA / \varepsilon)$; 显然, 圈 C_1 是增圈, C_2 是一个减圈, $t_2 t_1$ 是增重复引发序列, $t_2 t_1 t_3$ 是减重复引发序列, 有且仅有这两个基本重复引发序列, 而序列 $t_2 t_1 t_2 t_1 t_2 t_4 t_3$ 虽然是一个不变可重复序列 (T —不变量), 但是它是两个基本重复序列(向量)的线性组合: $(t_2 t_1)^2 t_2 t_4 t_3$ 。

2 α 闭包、同步运算及其性质

定义 7 设 Γ 是有限字符表, $\sigma \in \Gamma^*, a \in \Gamma$, 则: σ 的前缀集合记为: $\text{Pref}(\sigma)=\{\sigma_1 \mid \exists \sigma_2: \sigma_1 \sigma_2=\sigma\}$; a 在序列 σ 中出现的总次数记为: $\#(a / \sigma)$ 。

设 Γ 是一个有限字符表, σ_1, σ_2 是字母表 Γ 上的有限长度的字符串, 则:

$$(\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a = \{w \mid w \in (\sigma_1 + \sigma_2)^* \wedge \#(\sigma_1 / w) \times j = \#(\sigma_2 / w) \times i\}$$

$\wedge \forall \sigma \in \text{Pref}(w)$ 使得 $\#(\sigma_1 / \sigma) : \#(\sigma_2 / \sigma) \geqslant j : i$ (1) 称为 α 闭包运算, 并称串 σ_2 依赖于串 σ_1 , 称 σ_1 与 σ_2 的依赖度比值为 $\sigma_1 : \sigma_2 = i : j$ 。

定义 8^[2] 设 L_1 和 L_2 分别是字母表 X 和 Y 上的语言, 称 L 是 L_1 与 L_2 的同步语言当且仅当

$$\Gamma = X \cup Y, \forall \sigma \in \Gamma^* \wedge \sigma \in L,$$

$$\sigma_1 = T_{\Gamma \rightarrow X}(\sigma) \in L_1 \wedge \sigma_2 = T_{\Gamma \rightarrow Y}(\sigma) \in L_2$$

其中, $T_{\Gamma \rightarrow X}(\sigma)$ 和 $T_{\Gamma \rightarrow Y}(\sigma)$ 分别表示 σ 从 Γ 到 X 上的投影, σ 从 Γ 到 Y 上的投影, 记作: $L=L_1 \square L_2$ 。

定义 9 一个 α 闭包表达式是满足下列条件的递归定义:

① 式(1)是 α 闭包表达式;

② 若 A, B 是两个 α 闭包表达式, 则 $A \square B, A+B$ (“+”是选择运算)也是一个 α 闭包表达式。

定理 3 设 $\sigma_1, \sigma_2, \sigma_3, \sigma_4$ 是字母表 Γ 上的有限长度的字符串, A 是字母表 Γ 上的一个正规表达式, 而 $B=\Gamma^*$, 则对于 α 闭包和同步运算具有如下的等价关系:

$$\text{交换律: } (\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a \square (\sigma_3 \oplus \sigma_4)^a = (\sigma_3 \oplus \sigma_4)^a \square (\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a$$

$$\text{结合律: } (\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a \square (\sigma_3 \oplus \sigma_4)^a \square (\sigma_5 \oplus \sigma_6)^a = (\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a \square ((\sigma_3 \oplus \sigma_4)^a \square (\sigma_5 \oplus \sigma_6)^a)$$

$$\sigma_2)^a \square ((\sigma_3 \oplus \sigma_4)^a \square ((\sigma_3 \oplus \sigma_4)^a))$$

$$\text{分配律: } A \square ((\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a + (\sigma_3 \oplus \sigma_4)^a) = A \square ((\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a + A \square ((\sigma_3 \oplus \sigma_4)^a))$$

$$(\sigma_1 \oplus (\sigma_2 + \sigma_3))^a = (\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a \square ((\sigma_1 \oplus \sigma_3)^a)$$

$$\text{幂运算: } (\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a + (\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a = (\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a$$

$$(\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a \square ((\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a) = (\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a$$

$$\lambda \square ((\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a) = (\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a \square \lambda = \lambda (\lambda \text{ 为空串})$$

$$B \square ((\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a) = (\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a$$

$$\text{传递性: } (\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a \square ((\sigma_2 \oplus \sigma_3)^a) = (\sigma_1 \oplus \sigma_2 \oplus \sigma_3)^a$$

$$\text{其它: } (\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a \square ((\sigma_2 \oplus \sigma_1)^a) = \phi$$

$$(\sigma_1^* \sigma_2^*) \square ((\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a) = \sigma_1^* \sigma_2^* (n \geq 0)$$

$$(\sigma_1 + \sigma_2)^* \square ((\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a) = (\sigma_1 \oplus \sigma_2)^a$$

$$B \square A = A$$

证明:由 α 闭包运算和同步运算可得。

3 Petri 网语言表达式与求解算法

定义 10 设图 $G=(V, E, P, Z, H, q_s, q_e)$ 是 Petri 网 $\Sigma=(S_1, S_2, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$ 的状态转换图, 对于图 G 中的任意两个圈标注: $C_1(v_1, \sigma_1, \beta_1/\gamma_1), C_2(v_2, \sigma_2, \beta_2/\gamma_2)$ 。

如果 $\exists A \in S_2$, 并且 A 在序列 γ_1 和 β_2 中同时出现, 则称圈 C_2 基于 A 依赖于圈 C_1 , 或者称可重复引发序列 σ_2 基于 A 依赖于可重复引发序列 σ_1 ; 如果 $\#(A/\gamma_1)=k_1, \#(A/\beta_2)=k_2, (k_1 \geq 1, k_2 \geq 1)$, 则称它们的依赖度为 $k_1: k_2$, 记作: $RI(\sigma_1^{k_1}, A, \sigma_2^{k_2})$ 。如果 k_1 或 k_2 有一个为 0, 则两个圈无依赖关系。

两重复序列之间的依赖度给出了可重复序列在 Petri 网的引发序列中出现顺序和出现次数的限制和约束, 其约束关系可以用 α 闭包描述。

定理 4 设 $G(\Sigma)=(V, E, P, Z, H, q_s, q_e)$ 是 Petri 网 $\Sigma=(S_1, S_2, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$ 的状态转换图, 若有 $RI(\sigma_1^i, A, \sigma_2^j)$, 则 σ_1, σ_2 满足式(1)。

证明: 根据标准 Petri 网的定义、运行规则, 对于 $RI(\sigma_1^i, A, \sigma_2^j)$, 通过重复序列 σ_1 “生产” A , 而通过重复序列 σ_2 “消费” A , 且运行结束时, A 中的标识数目为 0, 所以重复序列 σ_1 和 σ_2 之间的约束关系可以用式(1)描述。

由定义 4 知, Petri 网的状态转换图是在其有界子网的可达标识图的基础上, 修改边标注而形成的, 而有界子网的可达标识图与一个有限状态自动机等价, 所以, Petri 网的状态转换图中圈是一个有限集, 因而可以给出定义 11。

定义 11 重复序列的依赖关系图: 设图 $G=(V, E, P, Z, H, q_s, q_e)$ 是 Petri 网 $\Sigma=(S_1, S_2, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$ 的状态转换图, 设其圈的集合(除不变圈外)是: $C=\{C_1(v_1, \sigma_1, \beta_1/\gamma_1), C_2(v_2, \sigma_2, \beta_2/\gamma_2), \dots, C_m(v_m, \sigma_m, \beta_m/\gamma_m)\}$ (其中 $m \geq 0$); 那么, Petri 网 Σ 重复序列的依赖关系图 $RG=(Q, R, C)$, 是一个有向图, 其中:

(1) $C=\{C_1, C_2, \dots, C_m\}$ 为边的标注集合;

(2) $Q=S_2 \cup \{B_i \mid \forall C_i \in C \wedge \beta_i = \epsilon\} \cup \{E_i \mid \forall C_i \in C \wedge \gamma_i = \epsilon\}$ 且将圈 $C_i(v_i, \sigma_i, \beta_i/\gamma_i)$ 改为 $C_i(v_i, \sigma_i, B_i/\gamma_i)$ 或 $C_i(v_i, \sigma_i, \beta_i/E_i)$;

(3) $R=\{(X, Y) \mid \forall C_i \in C \wedge \#(X/\beta_i) \geq 1 \wedge \#(Y/\gamma_i) \geq 1\}$ 且该边的标注为: C_i 。

显然, Petri 网 Σ 重复序列的依赖关系图 $RG=(Q, R, Z)$ 中弱连通子图将顶点集合 Q 形成一个划分, 其连通分支个数

记作: $W(RG)=m$, 相应的子图记为: $G_1, G_2, \dots, G_m$ 。每个子图中, 用 $E(G_i)$ 表示子图 G_i 中边的标注(圈)集合, 存在直接或间接的依赖关系, 将 $E(G_i)$ 称为一个等价类, 因为每个圈只属于一个子图中。从而可得如下定理。

定理 5 在 Petri 网 Σ 重复序列的依赖关系图 $RG=(Q, R, Z)$ 中, 若有弱连通子图: $G_1, G_2, \dots, G_m$; 则 $\{E(G_1), E(G_2), \dots, E(G_m)\}$ 是圈的一个划分, 并且:

(1) 对于任意一个子图, 则该子网中的所有的增引发序列、传递引发序列、减引发序列之间的存在的所有依赖关系(度)都是 α 闭包表达式;

(2) 任意两个弱连通子图之间没有依赖关系, 是 α 包表达式的选择关系。

下面给出在 Petri 网状态转换图中, 求圈之间的依赖关系的 α 闭包表达式的算法。

算法 1 求 Petri 网状态转换图 G 的 α 闭包表达式算法

输入: Petri 网状态转换图 G

输出: α 闭包表达式

算法步骤:

Step 1 求图 G 中除不变圈外的所有圈, 并形成集合:

$$C=\{C_1(v_1, \sigma_1, \beta_1/\gamma_1), C_2(v_2, \sigma_2, \beta_2/\gamma_2), \dots, C_m(v_m, \sigma_m, \beta_m/\gamma_m)\}$$

Step 2 利用定义 11 构造依赖关系图 $RG=(Q, R, C)$; 并求出弱连通子图: $G_1, G_2, \dots, G_n$;

Step 3 $GB=\phi$;

Step 4 for $k=1$ to n

Step 4.1 $Z=T^*$, (注: T 为网 Σ 中的变迁集合);

Step 4.2 在子图 G_k , 对任意的两个圈 C_x, C_y ,

如果 C_x 依赖 C_y , 且依赖度为 $i: j$, 则

$$Z=Z[(\sigma_x^i + \sigma_y^j)^a]$$

如果 C_y 依赖 C_x , 且依赖度为 $i: j$, 则

$$Z=Z[(\sigma_x^i + \sigma_y^j)^a]$$

Step 4.3 $GB=GB+Z$;

Step 5 利用定理 3, 对 GB 进行化简运算, 形成 α 闭包表达式 GB ;

Step 6 算法结束。

定义 12 Petri 网语言表达式是满足下列条件的递归定义:

设 A 是有限符号集合 T 上的一个正规表达式, B 是 T 上有限长度的字符串的 α 闭包表达式, 则:

① A 和 B 都是 Petri 网语言表达式;

② 若 X, Y 是 Petri 网语言表达式, 则 $X \square Y$ 也是 Petri 网语言表达式。

定理 6 任意一个 Petri 网 $\Sigma=(S_1, S_2, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$ 所产生的语言都存在一个 Petri 网语言表达式与其对应。

证明: 设 Petri 网 $\Sigma=(S_1, S_2, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$ 的有界子网为: $\Sigma_1=(S_1, T; F_1, i, o, \Gamma, \varphi)$, 其对应的可达标识图 $RG(\Sigma_1)$ 是一个有限状态图, 所产生的语言是正规表达式。

而在可达标识图 $RG(\Sigma_1)$ 的基础上形成的 Petri 网 Σ 的状态转换图 $G=(V, E, P, Z, H, q_s, q_e)$, 由定理 4 和定理 5 知, Petri 网 Σ 中重复引发序列的引发次序和引发次数是有约束的, 其约束关系是 α 表达式。

这两类序列的同步, 恰巧反映了 Petri 网 $\Sigma=(S_1, S_2, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$ 的运行情况, 所产生的语言就是 Petri 网 Σ 的语言。

定理 6 实际上给出了已知 Petri 网, 求解 Petri 网语言表达式的算法。

设 $\Sigma=(S_1, S_2, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$ 是一个标准 Petri 网, 则 Petri 网 Σ 的语言表达式记为: $Exp(\Sigma)$, 下面给出求 Petri 网语言表达式的算法。

算法 2 求 Petri 网语言表达式的算法

输入: 标准 Petri 网 $\Sigma=(S_1, S_2, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$

输出: Petri 网语言表达式 $Exp(\Sigma)$

算法步骤:

Step 1 对标准 Petri 网 $\Sigma=(S_1, S_2, T; F, i, o, \Gamma, \varphi)$, 确定其有界子网: $\Sigma_1=(S_1, T; F_1, i, o, \Gamma, \varphi)$;

Step 2 建立有界子网 $\Sigma_1=(S_1, T; F_1, i, o, \Gamma, \varphi)$ 的可达标识图 $RG(\Sigma_1)$;

Step 3 由 $RG(\Sigma_1)$ 求出其对应的正规表达式 A ;

Step 4 利用定义 3, 构造 Petri 网 Σ 的状态转换图 G ;

Step 5 调用算法 1, 求出 α 闭包表达式 B ;

Step 6 令 $LExp(\Sigma)=A[B]$

Step 7 利用定理 3 对 $LExp(\Sigma)$ 化简

Step 8 算法结束

该算法的正确性是显然的。

4 应用举例

例 2 对于例 1(图 1 所示的 Petri 网 Σ), 利用算法 2, 给出其语言表达式。

解: 图 2 已给出了该网的状态转换图。

(1) 其有界子网所形成的正规语言为:

$$t_0(t_2t_1 + t_2t_4t_3) * t_5$$

(2) 图 2 中有两个圈:

$$CC=\{C_1(t_0, t_2t_1, \epsilon/A), C_2(t_0, t_2t_4t_3, AA/\epsilon)\};$$

圈 C_1 是增圈, C_2 是一个减圈, 而且, C_1 与 C_2 的依赖度是 1:2。

(3) 图 3 是 2 个圈所形成的依赖图, 只有一个连通子图。

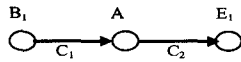


图 3 依赖图

(4) 由图 3 可得 α 闭包表达式:

$$GB=((t_2t_1)^2 \oplus t_2t_4t_3)^a$$

注意: 在这里, 不要将 $(t_2t_1)^2$ 写为: $t_2t_1t_2t_1$ 。

(5) 由 (1) 和 (4) 两步所得式子的同步, 形成 Petri 网 Σ 语言表达式:

$$\begin{aligned} LExp(\Sigma) &= t_0(t_2t_1 + t_2t_4t_3) * t_5 [((t_2t_1)^2 \oplus t_2t_4t_3)^a] \\ &= t_0((t_2t_1)^2 \oplus t_2t_4t_3)^a t_5 \end{aligned}$$

例 3 图 4 给出了 Petri 网 Σ_2 和其标注函数 φ_2 (其映射关系直接标注在变迁的右边)。

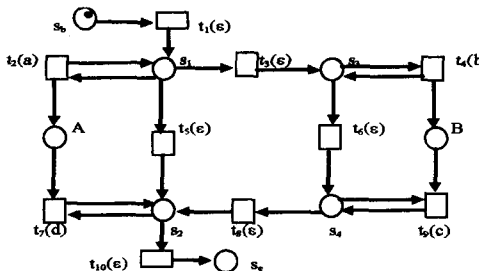


图 4 Petri 网 Σ_2 和标注函数 φ_2

解: 网 Σ_2 的有界库所集合 $S_1=\{s_6, s_1, s_2, s_3, s_4, s_5\}$, 无界

库所集合 $S_2=\{A, B\}$; 那么, 该网的有界子网(从网 Σ_2 中删除库所 A, B 及其相连的流关系后)的可达状态表示为: $(s_6s_1s_2s_3s_4s_5)$, 则其可达状态集为: $\{(100000), (010000), (001000), (000100), (000010), (000001)\}$; 为此, 可以构造出 Petri 网 Σ_2 的状态转换图, 如图 5 所示。

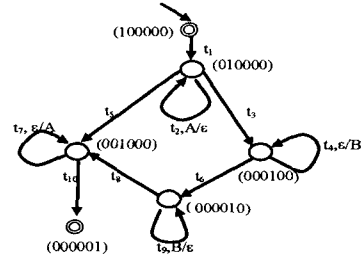


图 5 网 Σ_2 的状态转换图

(1) 若只考虑图 5 中的变迁边标注, 则图 5 是一个有限状态自动机, 其正规语言是:

$$t_1t_2^*(t_3+t_5t_4^*t_6t_9^*t_8)t_7^*t_{10}=a^*b^*c^*d^*$$

(2) 图 5 中有 4 个基本圈, $CC=\{C_1(010000, t_2, A/\epsilon), C_2((001000, t_7, \epsilon/A), C_3(000100, t_4, B/\epsilon), C_4(000010, t_9, \epsilon/B)\}$; 而且 C_1 与 C_2 的依赖度是 1:1, C_3 与 C_4 的依赖度也是 1:1。

(3) 图 6 是 4 个圈所形成的依赖图, 由两个连通子图组成。

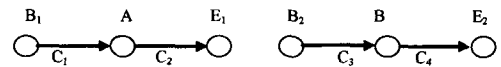


图 6 依赖图

(4) 由图 6 可得 α 闭包表达式:

$$GB=(t_2 \oplus t_7)^a + (t_4 \oplus t_9)^a = (a \oplus d)^a + (b \oplus c)^a$$

(5) 由 (1) 和 (4) 两步所得式子的同步, 形成 Petri 网 Σ_2 的语言表达式:

$$LExp(\Sigma_2)=(a^*b^*c^*d^*)[((a \oplus d)^a + (b \oplus c)^a)]=a^nb^mc^nd^n, \text{ 其中 } n, m \geq 0.$$

结束语 Petri 网的动态性质及其分析工具是 Petri 网理论研究的主要内容, 本文以 Petri 网的状态转换图, 作为分析 Petri 网性质的方法和工具, 给出了 Petri 网的状态转换图中标注路径(回路)与引发序列之间的关系以及可重复序列之间的依赖性和依赖度, 定义了 Petri 网语言表达式, 并给出了求解算法, 为 Petri 网语言的形式化描述和分析提供了一种新方法。

进一步的研究工作是: 以 Petri 网的状态转换图的分析工具, 分析 Petri 网的可达性、活性等动态性质。

参考文献

- [1] Peterson J. Petri net theory and modeling of systems [M]. Englewood Cliffs: Prentice-Hall, 1981
- [2] 蒋昌俊. Petri 网的行为理论及其应用[M]. 北京: 高等教育出版社, 2003
- [3] 曾庆田, 吴哲辉. 基于分解的结构复杂 Petri 网的语言行为描述[J]. 系统工程学报, 2004, 19(3): 300-306
- [4] 曾庆田, 吴哲辉. Petri 网语言的同步交运算[J]. 小型微型计算机系统, 2004, 25(2): 216-219

(下转第 216 页)

数如表 1 所列。

表 1 文本数与类别分布统计

经济	312	487	269	416	613	515	472	338	616	357	525	447	421	382	513
体育															
股票															
文学															
军事															
卫生															
娱乐															
房产															
教育															
电脑															
科技															
生物															
艺术															
汽车															
法律															

试验时采用 4 分交叉试验法,将 6683 篇文本分为 4 份,3 份为训练集,1 份为测试集;每份轮流作为测试集循环测试共 4 次,取平均值为测试结果。使用东北大学自然语言处理实验室提供的分词软件进行分词,用禁用词表过滤停用词,人工删除冷僻的特低频词,并剔除了虚词、助词、人称代词、特高频词等预处理后建立候选特征项集合,得到特征个数 6218 个,先用式(2)进行特征选择,选择权值最大的 $n=225$ 个特征构造文本向量。类别数 $r=15$,取待分类文本 d_i 初次可能所属的类别判断中的可能类别数为 5,使用提出的改进 KNN 分类算法进行分类。经过反复试验,最终确定 KNN 算法中的参数 $k=7$ 。分类效果评估指标使用常用的查准率、查全率以及 F_1 测试值(相应的值以下标 new 进行标注):

查准率=分类的正确文本数/实际分类文本数

查全率=分类的正确文本数/应有文本数

$$F_1 = \frac{\text{查准率} \times \text{查全率} \times 2}{\text{查准率} + \text{查全率}} \quad (15)$$

并将传统 KNN 分类器(即不进行初次类属判定这一预处理过程,其它试验条件不变)分类效果与之比较(相应的值以下标 old 标注),结果如表 2 所列。

表 2 文本分类试验结果统计

	查准率 _{new}	查准率 _{old}	查全率 _{new}	查全率 _{old}	F_1 值 _{new}	F_1 值 _{old}
经济	0.833	0.722	0.817	0.743	0.825	0.732
体育	0.876	0.812	0.886	0.791	0.881	0.801
股票	0.943	0.871	0.932	0.841	0.937	0.856
文学	0.916	0.864	0.923	0.847	0.919	0.855
军事	0.896	0.837	0.919	0.853	0.907	0.845
卫生	0.952	0.886	0.895	0.816	0.923	0.827
娱乐	0.862	0.836	0.873	0.817	0.867	0.826
房产	0.823	0.782	0.801	0.776	0.812	0.779
教育	0.886	0.827	0.893	0.912	0.889	0.867
电脑	0.836	0.848	0.895	0.849	0.864	0.848
科技	0.915	0.927	0.931	0.879	0.923	0.902
生物	0.938	0.874	0.884	0.828	0.910	0.850
艺术	0.927	0.908	0.891	0.906	0.909	0.907
汽车	0.847	0.852	0.928	0.873	0.886	0.862
法律	0.926	0.873	0.919	0.846	0.922	0.859
平均值	0.892	0.848	0.893	0.839	0.892	0.841

从表 2 可以看出,改进的 KNN 分类算法在股票、科技、卫生、法律与文学类别的文本分类效果较好,经济与房产两类准确率略低一点,可能是由于这两类文本共用词组相对多一些,文本数也略少一些。改进后的模型分类的查准率、查全率、

F_1 测试值均有所提高,其中 F_1 测试值平均提高约 6.1%,改进的效果还是令人满意的。

结束语 特征降维的合理性和分类器的性能是文本分类技术研究的两个核心问题,本文在特征选择和分类器改造两个方面进行了研究,提出了一种特征降维模式下的改进 KNN 文本分类算法。特征降维问题是文本处理所必须面对的主要问题之一,是制约提高文本分类效率的瓶颈;根据训练集训练文本的不同分布状况构造合适的分类器成为影响分类效果的因素,提高分类器在大样本集、样本分布不均等环境下的健壮性是文本分类领域需要研究的关键问题。这也是今后应该继续进行的工作。

参 考 文 献

- [1] Ghosh A K, Chaudhuri P, Murthy C A. Multiscale classification using nearest neighbor density estimates[J]. IEEE Transactions on Systems, man, and Cybernetics-part b: cybernetics, 2006, 36 (5): 1139-1148
- [2] Debole F, Sebastiani F. An analysis of the relative hardness of Reuters-21578 subsets[J]. Journal of the American Society for Information Science and Technology, 2004, 56(6): 584-596
- [3] Jacobs D W, Weinshall D. Classification with nonmetric distance: image retrieval and class representation [J]. IEEE Transaction on Pattern Analysis and Machine Intelligence, 2000, 22 (6): 583-600
- [4] Yang Y. An evaluation of statistical approaches to text categorization[J]. Information Retrieval, 1999, 1(1): 76-88
- [5] 余小鹏, 马费成. 一种基于 k-最近邻的无监督文本分类算法[J]. 情报学报, 2008, 27(4): 550-555
- [6] Vries A D, Mamoulis N, Nes N, et al. Efficient KNN search on vertically decomposed data[C]// Proceedings of the 2002 ACM SIGMOD International Conference on Management of Data, Madison, Wisconsin, Madison: ACM Press, 2002: 322-333
- [7] 王煜, 王正欧, 白石. 用于文本分类的改进 KNN 算法[J]. 中文信息学报, 2007, 21(3): 76-81
- [8] 印鉴, 谭焕云. 基于 χ^2 统计量的 KNN 文本分类算法[J]. 小型微型计算机系统, 2007, 28(6): 1094-1097
- [9] Yang Y, Pedersen J O. A comparative study on feature selection in text categorization[C]// Proceedings of ICML-97, 14th International Conference on Machine Learning (Nashville, US). 1997: 412-420
- [10] 李刚, 夏晨曦, 郑重. 局部文本特征选取算法的比较和研究[J]. 情报学报, 2008, 27(4): 506-511
- [11] 苏金树, 张博锋, 徐昕. 基于机器学习的文本分类技术研究进展[J]. 软件学报, 2006, 17(9): 1848-1859

(上接第 139 页)

- [5] 曾庆田, 吴哲辉, 马炳先. Petri 网的进程表达式与语言表达式[J]. 小型微型计算机系统, 2004, 25(4): 654-658
- [6] Garg V K, Ragunath M T. Concurrent Regular Expressions and Their Relationship to Petri Nets[J]. Theoretical Computer Science, 1992, 96(2): 258-304
- [7] 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
- [8] Murata T. Petri nets: Properties Analysis and Applications[J].

Proc. of The IEEE, 1989, 77(4)

- [9] 张继军, 吴哲辉. 下推自动机的状态转换图与下推自动机的化简[J]. 计算机科学, 2006, 33(3): 271-274
- [10] 张继军, 吴哲辉. 有界 Petri 网的最小化化简[J]. 计算机科学, 2007, 34(11): 26-28
- [11] 吴哲辉. Petri 网导论[M]. 北京: 机械工业出版社, 2006
- [12] 吴哲辉. Pumping 引理的 Petri 网描述——Petri 网语言属型的一组判定条件[J]. 计算机学报, 1994, 17(11): 853-858