

判定非对称选择网活性及活性单调性的一个算法^{*})宋文^{1,2} 陆维明¹(中国科学院数学与系统科学研究院 北京 100080)¹ (西华大学计算机与数理学院 成都 610039)^{1,2}

摘要 活性是 Petri 网的重要行为特征之一。为了得到判定 AC 网活性有效的算法,本文利用分治的思想,在定义极小死锁的前、后归约子网的基础上,将较大问题分而治之,把未知问题转化为已知的 FC 网上的问题,从而得到了判定 AC 网活性及活性单调性的多项式时间的算法。

关键词 非对称选择网(AC 网),活性,活性单调性,算法

An Algorithm to Decide Liveness and Liveness Monotonicity of Asymmetric Choice Nets

SONG Wen^{1,2} LU Wei-Ming¹(Institute of Mathematics, Mathematics and System Science Academy, The Chinese Academy of Science, Beijing 100080)¹(School of Computers & Mathematical-Physical Science, Xihua University, Chengdu 610039)^{1,2}

Abstract Liveness is one of the important behavioral properties of Petri nets. The aim of this contribution is to draw a more powerful algorithm to decide liveness of asymmetric choice nets (AC). Firstly, this paper presents definitions of Pre-induced subnet and Post-induced subnet of the minimal siphon. And then the idea of Divide and Conquer is introduced to transform the targeted problems into the counterpart of FC(free choice nets). Finally, a polynomial-time algorithm to decide liveness and liveness monotonicity of AC is presented.

Keywords Asymmetric choice net, Liveness, Liveness monotonicity, Algorithm

1 引言

Petri 网以其简单、直观、潜在模拟能力强等特点,被广泛应用于动态离散事件系统的模拟和分析中。当使用它去建立起实际系统的数学模型时,人们十分关注模型的各种性质和行为,活性是最关心的性质之一。

虽然 Petri 网理论提供了许多分析算法,但是只要一涉及到网的特点和性质,其算法的时间复杂度往往是指数阶的,活性问题也亦如此。由于有界 Petri 网系统的活性判定很难有 P 类算法^[1](以下简称算法),为了克服状态爆炸,活性研究的范围一般都限制在 Petri 网的子类上。到目前为止,人们对 Petri 网的几个子类,如:状态机(state machine,简称 SM)、标识图(marking graph,简称 MG)、(扩展)自由选择网(extended free choice nets,简称(E)FC)的活性分析已经非常清楚^[2~7],但是对于较大的子类——非对称选择网(asymmetric choice nets,简称 AC),至今没有找到判定其活性的有效的充分必要条件,仅得到为数不多的受限的算法。于是,一方面是对 AC 网寻求新的算法;另一方面是从 AC 网的子类上去寻求判定其活性的算法。我们在这方面做了一些工作,定义了新扩展强化非对称选择网(new extended strong asymmetric choice nets,简称 NESAC),它是目前 AC 网中讨论得较清楚的最大的一个子类,其结果已经另文投出。

活性单调性是一个很强的特性。对于 SM, MG, (E)FC, 对应系统的活性与活性单调性是等价的。对于 AC 网系统,这种等价性不成立。文[6]给出了一个活的 AC 网系统不能

得出活性单调性成立的例子。

对于 FC 网系统,文[8]证明了无界的 FC 网系统没有活性判定的算法,这与极小死锁有关;由于活的 AC 系统都含有死锁,因此,有界、含死锁是使用结构技术分析 AC 网的基本前提。

我们在寻求判定 AC 网系统活性的有效方法时,首先从分治法的思想出发,极小死锁入手,定义了极小死锁的前归约子网与后归约子网两个基本概念,由于这两类子网都是 FC 网,从而将未知转化成了已知,复杂结构转化成了较简单的结构,使问题得以解决,进而得到了一个判定 AC 网活性的算法。当用文[9]提供的方法失效时,可以用本文提供的方法。同时,我们顺势得到了判定 AC 网活性单调性的算法。

2 基本定义与记号^[2]

定义 2.1(Petri 网(简称网)) 三元组 $N=(P, T; F)$ 是一个网,其中: $P=\{p_1, p_2, \dots, p_m\}$ 是一个有限库所集, $T=\{t_1, t_2, \dots, t_n\}$ 是一个有限变迁集; $F \subseteq (P \times T) \cup (T \times P)$, $P \cap T = \emptyset$, $P \cup T \neq \emptyset$, F 是 N 上的流关系(flow relation), $X = P \cup T$ 。用图形表示网时,库所用圆表示,变迁用矩形表示,元素之间的流关系用带箭头的弧表示。

定义 2.2(前置集、后置集) N 是一个网,对于 $\forall x \in X$, 称 $\cdot x = \{y | (y, x) \in F\}$ 为 x 的前置集; $x \cdot = \{y | (x, y) \in F\}$ 为 x 的后置集。

定义 2.3 N 是一个网, M 称作 N 的一个标识(marking), $M: P \rightarrow H$, $H = \{0, 1, 2, \dots\}$, M_0 称作 N 的初始标识。

^{*})本课题得到国家自然科学基金(60073013),国家重点基础研究专项经费(G1998030416)和中国科学院决策与信息系统实验室(MADIS)资助,四川省科技厅应用基础课题(03226125)。宋文 副教授,硕士,主要研究领域:Petri 网,算法设计与分析;陆维明 研究员,博士生导师,主要研究领域:Petri 网,软件工程,算法设计与分析。

$\Sigma_0 = (N, M_0)$ 称作一个 Petri 网系统。如果 $t \in T$ s. t. $\forall p \in \cdot t, M(p) \geq 1$, 称变迁 t 在 M 下使能 (is enabled), 记为 $M[t >]$; 一个在 M 下使能的变迁 t 发生 (fire), 产生一个新的标识 M' , M' 由下式给出:

$$M'(p) = \begin{cases} M(p) + 1 & p \in t^+ \setminus \cdot t \\ M(p) - 1 & p \in \cdot t \setminus t^+ \\ M(p) & \text{otherwise} \end{cases}$$

记作 $M[t > M']$, 称 M' 为 M 的后继标识。

定义 2.4 (可达标识集) Σ_0 的可达标识集记为 $[M_0 >]$, 是满足下列两个条件的最小集: (1) $M \in [M_0 >]$; (2) $\forall M \in [M_0 >]$, 如果 $\exists t \in T$, s. t. $M[t > M']$, 则 $M' \in [M_0 >]$ 。

定义 2.5 (关联矩阵、不变量) N 是一个网, 以 $P \times T$ 为序标的 $m \times n$ 阶矩阵 $C = (c_{ij})_{m \times n}$ 叫做 N 的关联矩阵, 其中:

$$c_{ij} = \begin{cases} 1 & p_i \in t_j^+ \setminus \cdot t_j \\ -1 & p_i \in \cdot t_j \setminus t_j^+ \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases}$$

设 I 是 N 的 S -向量, C 是 N 的关联矩阵, C^T 是 N 的转置矩阵。若 $C^T \cdot I = 0$, 称 I 为 N 的 S -不变。

定义 2.6 (活性、有界性) 1. 变迁 $t \in T$ 在 Σ_0 中是活的, iff $\forall M \in [M_0 >]$, $\exists M' \in [M >]$ s. t. $M[t > M']$, Σ_0 是活的, iff $\forall t \in T$, t 在 Σ_0 中都是活的; 2. Σ_0 中库所 p 是有界的, iff 存在一个正整数 k , 对于 $\forall M \in [M_0 >]$: $M(p) \leq k$. Σ_0 是有界的, iff Σ_0 中所有库所都是有界的。

定义 2.7 (活性单调性) Σ_0 是活的, Σ_0 满足活性单调性, iff $\forall M \geq M_0$, (N, M) 是活的。

定义 2.8 (死锁(siphon)、陷阱) N 是一个网, $H \subseteq P$ 是 N 的一个死锁(陷阱), iff $\cdot H \subseteq H^+$ ($H^+ \subseteq H$); $H \subseteq P$ 是 N 的一个极小死锁, iff H 的任何非空子集都不是 N 的死锁。

定义 2.9 (自由选择网、非对称选择网) N 是一个网, 1. N 是自由选择网, iff $\forall p \in P, |\cdot p| > 1 \Rightarrow (\cdot p^+) = \{p\}$; 2. N 是非对称选择网, iff $\forall p_1, p_2 \in P, p_1^+ \cap p_2^+ \neq \emptyset \Rightarrow p_1^+ \subseteq p_2^+$ 或者 $p_2^+ \subseteq p_1^+$ 。

3 AC 网的活性与活性单调性

本文需要引用的关于 AC 网的活性一些结果如下:

定理 3.1^[6] Σ_0 是一个 (E)FC 网系统。 Σ_0 是活的, iff N 中每个非空(极小)死锁包含被 M_0 标识的陷阱。

设 Σ_0 是一个 AC 网系统,

定理 3.2^[10] 如果 N 中每个非空(极小)死锁包含被 M_0 标识的陷阱, 那么 Σ_0 是活的。

定理 3.3^[6] Σ_0 活的, iff $\forall M_1 \in [M_0 >]$, $\forall p \in P$, $\exists M \in [M_1 >]$: $M(p) > 0$ 。

定理 3.4^[10] Σ_0 活的, iff 任意的非空(极小)死锁 $D \subseteq P$, $\forall M \in [M_0 >]$: $M(D) > 0$ 。

定义 3.1^[9] I 是 N 的一个 S -不变, D 是 N 的一个死锁。称 D 在 M_0 下被控制, iff $I^T M_0 > 0$, 并且对于 $\forall p \in P \setminus D$: $I(p) \leq 0$ 。

定理 3.5^[9] 如果 N 的每个非空(极小)死锁在 M_0 下被一个 S -不变 I 控制, 那么 Σ_0 是活的。

定理 3.6^[10] Σ_0 是活的, 活性满足单调性, iff Σ_0 中每个非空(极小)死锁包含被 M_0 标识的陷阱。

对于上述定理, 评述如下:

定理 3.2 是一个充分性命题。如果存在某个极小死锁不包含任何陷阱或者包含的任何陷阱不被 M_0 标识, 就无法作

出其活性的判定。事实上, 由后面列举的定理可知, “ N 中每个非空(极小)死锁包含被 M_0 标识的陷阱”(简称 M_0S 条件)等价于“ N 满足活性单调”。活性单调性是比活性更强的一个特性。活的 AC 网系统不一定满足活性单调性, 如果用 M_0S 条件判定活性, 常常不能得到正确的结果。另外, 一个活的系统可能存在某个极小死锁不包含任何陷阱。

如图 1 所示的 AC 网系统 $\Sigma_0 = (N, M_0)$ 有两个极小死锁: $D_1 = \{p_1, p_2, p_3, p_4\}$, $D_2 = \{p_2, p_6, p_7\}$ 。 D_1, D_2 不含有任何陷阱, 因此不能用定理 3.2 判定。

另外, N 只有一个 S -不变 I , $I = (1, 1, 1, 1, -1, 0, 0)^T$, $M_0 = (1, 0, 0, 0, 0, 0, 1)^T$, $I^T M_0 = (1, 1, 1, 1, -1, 0, 0)(1, 0, 0, 0, 0, 1)^T = 1 > 0$, $P \setminus D_1 = \{p_5, p_6, p_7\}$, $M_0(p_7) = 1 > 0$, D_1 不被 I 控制, 不满足定理 3.5 的条件, 因此不能用定理 3.5 判定。

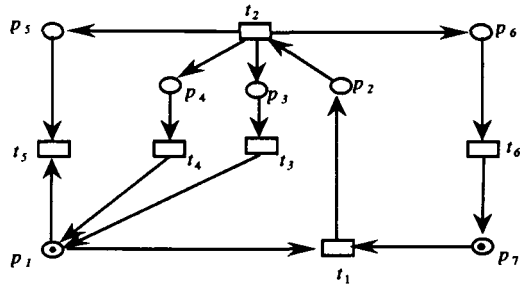


图 1 一个活的但不满足活性单调的 AC 网

定理 3.3, 3.4 虽然是充分必要的, 但是条件中包含着“对于任意的标识”的条件, 它们仅有理论的价值, 不存在对应的算法。

定理 3.7^[10] 令 N 是一个 AC 网, D 是 N 的极小死锁, iff D 是强连通的, 并且 $\forall t \in D^+ : |\cdot t \cap D| = 1$ 。

下节内容是我们所做的贡献。

4 算法与时间复杂性分析

首先我们定义:

定义 4.1 令 N 是一个 AC 网, D 是 N 的一个极小死锁, N_D^{pre} 是 D 在 N 中的前归约子网, (N_D^{pre}, M_D) 是 D 在 (N, M_0) 中的前归约子系统, 其中: $N_D^{\text{pre}} = (D, \cdot D; F_D)$, $F_D = F \cap ((D \times \cdot D) \cup (\cdot D \times D))$, $M_D = M_0 \upharpoonright D$ (即 M_0 在 D 上的限制)。

定义 4.2 令 N 是一个 AC 网, D 是 N 的一个极小死锁, N_D^{post} 是 D 在 N 中的后归约子网, (N_D^{post}, M_D) 是 D 在 (N, M_0) 中的后归约子系统, 其中:

$N_D^{\text{post}} = (D, D^+; F_D)$, $F_D = F \cap ((D \times D^+) \cup (D^+ \times D))$, $M_D = M_0 \upharpoonright D$ (即 M_0 在 D 上的限制)。

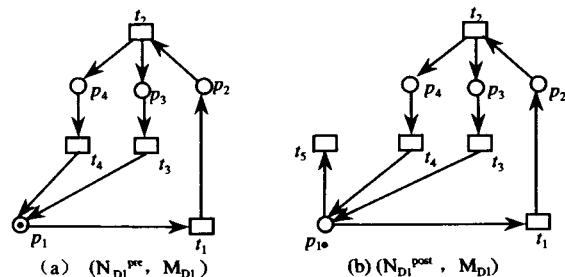


图 2 极小死锁 D_1 的归约子网系统

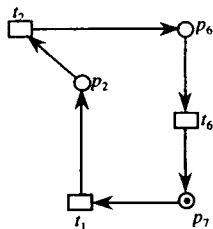


图 3 极小死锁 D_2 的归约子网系统 $(N_{D_2}^{pre}, M_{D_2})$ 与 $(N_{D_2}^{post}, M_{D_2})$

图 1 所示的 AC 网 N 有两个极小死锁: $D_1 = \{p_1, p_2, p_3, p_4\}$, $D_2 = \{p_2, p_6, p_7\}$. D_1 所对应的 $(N_{D_1}^{pre}, M_{D_1})$, $(N_{D_1}^{post}, M_{D_1})$ 如图 2(a)、(b) 所示. D_2 所对应的 $(N_{D_2}^{pre}, M_{D_2})$, $(N_{D_2}^{post}, M_{D_2})$ 如图 3 所示.

引理 4.1 令 N 是一个 AC 网, D 是 N 的一个极小死锁, 则 $N_{D_1}^{pre}, N_{D_2}^{pre}$ 都是 FC 网.

证明: 在 $N_{D_1}^{pre}$ 中, $\forall p_1, p_2 \in D, p_1 \cap p_2 = \emptyset$, 否则 $\exists t \in p_1 \cap p_2, p_1, p_2 \in \cdot t, p_1, p_2 \in D, |\cdot t \cap D| > 1$, 这与定理 3.7 矛盾. 由 FC 网的定义, $N_{D_1}^{pre}$ 是 FC 网. 同理可证 $N_{D_2}^{pre}$ 也是 FC 网.

定理 4.1 令 $\Sigma_0 = (N, M_0)$ 是一个 AC 网系统, 如果对于 N 的任意极小死锁 D , $(N_{D_1}^{pre}, M_D)$ 或 $(N_{D_2}^{pre}, M_D)$ 是活的, 则 Σ_0 是活的.

证明: 令 $\Sigma_0 = (N, M_0)$ 是一个 AC 网系统, 如果对于 N 的任意极小死锁 D , $(N_{D_1}^{pre}, M_D)$ 或 $(N_{D_2}^{pre}, M_D)$ 是活的, 由引理 4.1, $N_{D_1}^{pre}, N_{D_2}^{pre}$ 都是 FC 网, 而 FC 网也是 AC 网, 由定理 3.4, 对于 D 的任意非空极小死锁 D' , $\forall M_D \in [M_0 | D > : M_D(D') > 0, D$ 的非空极小死锁就是它本身, 即 $M_D(D) > 0$, 在 D 上 $M(D) = M_D(D) > 0$, M 是任意的, 由定理 3.4 Σ_0 是活的.

由定理 4.1 可以得到如下关于 AC 网活性判定的算法:

算法 1 decide-liveness(N, M_0)

输入: 一个 AC 网 N 和它的初始标识 M_0

输出: “Yes” (N, M_0) 是活的

“No” (N, M_0) 还需进一步判定

1. 求出 N 的全部极小死锁 $\{D_i | i=1, \dots, k, k \leq |P|\}$;
2. for $i \leftarrow 1$ to k do
 对每个极小死锁 D_i 分别求出 $N_{D_i}^{pre}, N_{D_i}^{post}$;
3. for $i \leftarrow 1$ to k do
 { 用 FC 网的活性判定算法对 $N_{D_i}^{pre}$ 判定其活性,
 if $N_{D_i}^{pre}$ 不是活的 then
 判定 $N_{D_i}^{post}$ 的活性;
 if $N_{D_i}^{post}$ 不是活的 then
 goto stop, 输出 “No”;
 }
 };
4. 输出 “Yes”;
5. stop.

定理 4.2 算法 1 的时间复杂性是多项式时间的.

证明: 由文[11]可知, 找一个极小死锁的时间是 $O(|T| \times (|P| + |T| + |F|))$, N 最多有 $|P|$ 个极小死锁, 因此, 第 1 步的时间是 $O(|P| \times |T| \times (|P| \times |T| + |F|))$.

对于一个极小死锁, 最多有 $|P|$ 个库所, 每个库所最多有 $|T|$ 条弧, 因此求一个极小死锁的归约子网的时间是 $O(|P| \times |T|)$, 于是第 2 步的时间是 $O(|P| \times |P| \times |T|)$.

由文[12,13]用 FC 网的活性判定算法判定 $N_{D_1}^{pre}, N_{D_2}^{pre}$ 的时间是多项式时间的, 而 $N_{D_1}^{pre}, N_{D_2}^{pre}$ 的个数最多是 $2|P|$ 个, 因此第 3 步的时间是 $O(|P| \times (\text{用 FC 网的活性判定算法判定 } N_{D_1}^{pre} \text{ 所需时间}))$ 它是多项式的.

综上所述算法 1 的时间复杂性是多项式时间的. $\square$

对于图 1 所示的系统 Σ_0 , $N_{D_1}^{pre}, N_{D_2}^{pre}$ 都是活的, 因此 Σ_0 是

活的.

引理 4.2 令 N 是一个 AC 网, D 是 N 的极小死锁, D 也是 $N_{D_1}^{pre}$ 的极小死锁.

证明: 设 N 是一个 AC 网, D 是 N 的极小死锁. 由后归约子网的定义, $N_{D_1}^{pre}$ 继承了 D 在 N 中后流关系, 因此 N 的死锁也是 $N_{D_1}^{pre}$ 的死锁. 由 D 的极小性, $N_{D_1}^{pre}$ 的极小死锁只有 D , 因此 D 既是 N 的极小死锁也是 $N_{D_1}^{pre}$ 的极小死锁. $\square$

注意: 由于 $N_{D_1}^{pre}$ 继承的是 D 在 N 中前流关系, D 不一定是 $N_{D_1}^{pre}$ 的极小死锁, 但是 $N_{D_1}^{pre}$ 的极小死锁一定是 N 的极小死锁. 类似地, 可以证明:

引理 4.3 令 N 是一个 AC 网, H 是 N 的陷阱, H 也是 $N_{D_1}^{pre}$ 的陷阱.

注意: 由于 $N_{D_1}^{pre}$ 继承的是 D 在 N 中后流关系, H 不一定是 $N_{D_1}^{pre}$ 的陷阱, 但是 $N_{D_1}^{pre}$ 的陷阱一定是 N 的陷阱.

引理 4.4 令 N 是一个 AC 网, D 是 N 的任一极小死锁, H 是 D 包含的陷阱则:

$N_{D_1}^{pre}$ 的极小死锁 $\cup N_{D_2}^{pre}$ 的极小死锁 $= \{D\}$; $N_{D_1}^{pre}$ 的陷阱 $\cup N_{D_2}^{pre}$ 的陷阱 $= \{H\}$.

证明: 由引理 4.2, 以及简单的集合知识容易证得. $\square$

定理 4.3 令 $\Sigma_0 = (N, M_0)$ 是一个活的 AC 网系统, Σ_0 满足活性单调性, iff 对于 N 的任意极小死锁 D , $(N_{D_1}^{pre}, M_D)$ 且 $(N_{D_2}^{pre}, M_D)$ 是活的.

证明: 首先证明充分性. 设对于 N 的任意极小死锁 D , $(N_{D_1}^{pre}, M_D)$ 、 $(N_{D_2}^{pre}, M_D)$ 是活的, 由引理 4.1, $N_{D_1}^{pre}, N_{D_2}^{pre}$ 都是 FC 网, 于是, $(N_{D_1}^{pre}, M_D)$ 、 $(N_{D_2}^{pre}, M_D)$ 是活的 FC 网系统, 由定理 3.1, $(N_{D_1}^{pre}, M_D)$ 、 $(N_{D_2}^{pre}, M_D)$ 上的每个极小死锁包含着被 $M_0 | D$ 标识的陷阱, 由引理 4.4, D 包含着被 $M_0 | D$ 标识的陷阱, 在 N 上 D 包含着被 M_0 标识的陷阱. 因为 D 是任意的, 由定理 3.6, Σ_0 满足活性单调性.

接着证明必要性. 设 Σ_0 是活的且满足活性单调性, 由定理 3.6, Σ_0 中每个非空(极小)死锁包含被 M_0 标识的陷阱. 假设存在一个 N 的极小死锁 D , 使得 $(N_{D_1}^{pre}, M_D)$ 或者 $(N_{D_2}^{pre}, M_D)$ 不是活的, 如果 $(N_{D_1}^{pre}, M_D)$ 不是活的, 由于 $N_{D_1}^{pre}$ 是 FC 网, 由定理 3.1, $N_{D_1}^{pre}$ 中存在着一个极小死锁 D' , D' 在系统 $(N_{D_1}^{pre}, M_D)$ 中不满足 $M_0 S$ 条件, 由引理 4.2 的证明过程可知: $D' = D$, 以及 M_D 的定义, 可知 D 在 Σ_0 中不满足 $M_0 S$ 条件, 由定理 3.6, Σ_0 不满足活性单调性, 此与已知矛盾. 对于 $(N_{D_2}^{pre}, M_D)$ 不活的情况, 类似地可以证明, 从略. $\square$

由定理 4.3 可以得到如下关于 AC 网系统活性单调性判定的算法:

算法 2 decide-liveness-monotonicity(N, M_0)

输入: 一个 AC 网 N 和它的初始标识 M_0 .

输出: “Yes” (N, M_0) 满足活性单调性;

“No” (N, M_0) 不满足活性单调性.

1. 求出 N 的全部极小死锁 $\{D_i | i=1, \dots, k, k \leq |P|\}$;
2. for $i \leftarrow 1$ to k do
 对每个极小死锁 D_i 分别求出 $N_{D_i}^{pre}, N_{D_i}^{post}$;
3. for $i \leftarrow 1$ to k do
 { 用 FC 网的活性判定算法对 $N_{D_i}^{pre}, N_{D_i}^{post}$ 判定其活性,
 if $(N_{D_i}^{pre}, M_{D_i})$ 、 $(N_{D_i}^{post}, M_{D_i})$ 之一不是活的 then
 输出 “No”, goto stop;
 }
 };
4. 输出 “Yes”;
5. stop.

定理 4.4 算法 2 的时间复杂性是多项式时间的.

证明: 由文[11]可知, 找一个极小死锁的时间是 $O(|T| \times (|P| + |T| + |F|))$, N 最多有 $|P|$ 个极小死锁, 因此, 第 1

(下转第 57 页)

验分布变化对比图。从图中可以看出,基于 Dirichlet 先验的参数估计受分布变化的影响更小。

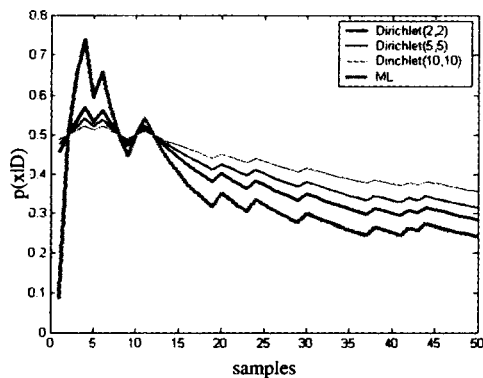


图 3 后验分布变化对比图

计算 KL 散度可以比较估计的参数分布与真实分布之间的误差。KL 散度的定义式为

$$KL(P \parallel Q) = \sum_x P(X) \log \frac{P(X)}{Q(X)} \quad (11)$$

其中, $P(X)$ 是真实分布, $Q(X)$ 是估计的参数分布。图 4 是利用基于 Dirichlet 先验的 Bayes 估计算法和基于极大似然后验估计的朴素 Bayes 分类算法的 KL 散度比较图。从图 4 中可以看出,虽然在小样本邮件输入时,采用基于 Dirichlet 先验的 Bayes 估计得到的 KL 值震荡较大,但随着样本数的增加,KL 值收敛得更快,也即是说 Bayes 估计与极大似然后验估计相比更符合真实的邮件类别分布。

结束语 针对当前严重的垃圾邮件问题,本文提出了一种基于 Bayes 参数估计的邮件分类新算法,算法充分利用了 Bayes 网络的决策分析能力和参数学习能力。实验表明,本文提出的邮件分类过滤算法与传统朴素贝叶斯分类算法相比抗分布噪声能力更强,同时分类精度也更高。基于 Bayes 参数估计的邮件分类算法为解决目前困扰人们的垃圾邮件问

题,提供了一种新的解决方法和途径。

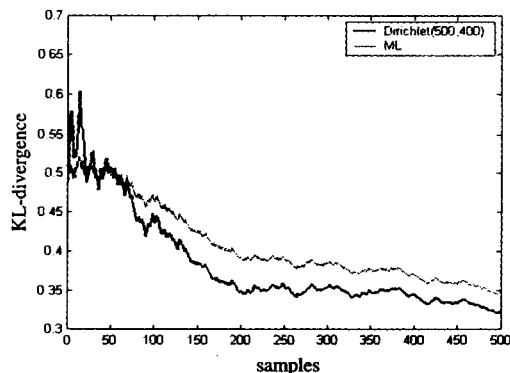


图 4 KL 散度比较图

参考文献

- 1 Androustopoulos I, et al. An Evaluation of Naive Bayesian Anti-Spam Filtering [C]. In: Workshop on Machine Learning in the New Information Age. C. 2000. 578~584
- 2 Hidalgo J M G. Evaluating Cost-Sensitive Unsolicited Bulk Email Categorization [C]. In: Proc. of the 6th Intl. Conf. on the Statistical Analysis of Textual Data. 2003. 256~260
- 3 Internetweek. com. Spam Is A Thousand Times More Horrible Than You Can Imagine. <http://www.internetweek.com/story/INW20021219S0003>. (2002a)
- 4 Internetweek. com. Study: e-mail viruses up. <http://www.internetweek.com/story/INW20021109S0002>. (2002b)
- 5 Mulligan G. Removing the Spam: E-Mail Processing and Filtering [M]. London: Addison-Wesley Longman Publishing Co., Inc. 2002. 102~115
- 6 Han Jiawei, Kamber M. Data mining-concept and technique [M]. Beijing: machinery industry press, 2001. 218~222
- 7 O'Brien C, Vogel C. Spam filters: bayes vs. chi-squared; letters vs. words [C]. Proceeding/Series-Proceeding-Section-Article. 2003. 291~96
- 8 Jensen F V. An Introduction to Bayesian Networks. London: UCL Press, 1996
- 9 <http://www1.cs.columbia.edu/ids/>

(上接第 20 页)

步的时间是 $O(|P| \times |T| \times (|P| + |T| + |F|))$ 。

对于一个极小死锁,最多有 $|P|$ 个库所,每个库所最多有 $|T|$ 条弧,因此求一个极小死锁的归约子网的时间是 $O(|P| \times |T|)$, 于是第 2 步的时间是 $O(|P| \times |P| \times |T|)$ 。

由文[10,11]用 FC 网的活性判定算法判定 N_D^{pr} , N_D^{pos} 的时间是多项式时间的,而 N_D^{pr} , N_D^{pos} 的个数最多是 $|P|$ 个,因此第 3 步的时间是 $O(|P|^2 \times (\text{用 FC 网的活性判定算法判定 } N_D^{pr} \text{ 所需时间}))$ 。

综上所述算法 2 的时间复杂性是多项式时间的。□

用算法 2 可以对图 1 所示的 AC 网系统 Σ 进行判定。由于 N_1 是活的但 N_2 不是活的,因此 Σ 不满足活性单调性。

定理 4.2 与定理 4.4 的结果取决于 FC 网活性判定的时间,文[12]给出的时间是 $O(n^6)$, $n = \max(|P|, |T|)$ 。

结论 上面我们给出的算法 1,仍然是充分性的判定算法,它们不能完全解决 AC 网的活性判定问题,当输出是“No”时,还需用其它方法进一步判定,但它可以解决文[11]不能解决的判定问题。我们将继续努力,去追求更加完美的结果。算法 2 是一个充分必要的判定,我们非常满意这个结果。在 AC 网中,找到在多项式时间内可判定其活性的充分

必要的判定是我们的目标和追求。

参考文献

- 1 陆维明,甄强. Petri 网的活性研究[J]. 计算机科学, 1999, 26(4): 1~4
- 2 Reisig W. Petri Nets; an Introduction [M]. Germany: Springer EATCS Monographs in Theoretical Computer Science(1985)
- 3 Petri C A. Forgotten Topics [A]. LNCS, Springer-Verlag, 1987, 255: 500~514
- 4 Best E. Structure Theory of Petri Nets; the Free Choice Hiatus, Petri Nets [A]. LNCS, Springer-Verlag, 1987, 255: 168~206
- 5 焦莉. Petri 网的活性研究[D]: [博士论文 2001]. 中国科学研究院数学与系统科学研究院数学研究所
- 6 焦莉,陆维明. 扩展强化非对称选择网的活性和有界性[J]. 软件学报, 2001, 12(9): 1312~1317
- 7 Esparza J, Silva M. A Polynomial-time Algorithm to Decide Liveness of Bounded Free Choice Nets [J]. Theoretical Computer Science, 1992, 12: 185~205
- 8 Jiao Li, Wei-ming Lu. Notes on Boundedness of Extended Strong Asymmetric Choice Nets II [J]. J. Comput. Sci. & Technol, 2001, 16(5): 426~433
- 9 Zhen Qiang, Wei-ming Lu. On Liveness and Safeness of Asymmetric Choice Net [J]. 软件学报, 2000, 11(5): 590~605
- 10 Kemper P, Bause F. An Efficient Polynomial-time Algorithm to Decide Liveness Boundedness of Free Choice Nets [A]. LNCS, Springer-Verlag, 1992, 616: 263~278
- 11 Barkaoui K, Pradat-Peyre J. On Liveness and Controlled Siphons in Petri Nets [A]. LNCS, Springer-Verlag, 1996, 1091: 57~72