

基于扩展 Petri 网的 ECA 规则集表示及终止性分析

张立臣, 王小明, 窦文阳

(陕西师范大学 计算机科学学院, 陕西 西安 710062)

摘要: 为了提高 ECA 规则集可终止性分析的准确性, 建立了一种可描述 ECA 规则集的扩展 Petri 网(EPN, extended Petri net)模型, 在此基础上研究并提出了一种 ECA 规则集终止性判定算法。该算法充分利用 EPN 所包含 ECA 规则特性的丰富信息, 综合分析了 ECA 规则特性对规则集可终止性的影响。理论分析和实验结果表明, 所提出的算法具有更高的准确性和更低的时间复杂度。

关键词: ECA 规则; Petri 网; 终止性分析; EPN; 模型表示

中图分类号: TP311

文献标识码: B

文章编号: 1000-436X(2013)03-0157-08

Representation and termination analysis for ECA rules based on extended Petri net

ZHANG Li-chen, WANG Xiao-ming, DOU Wen-yang

(School of Computer Science, Shaanxi Normal University, Xi'an 710062, China)

Abstract: In order to improve the accuracy of the termination analysis on ECA rules, a novel representation model (EPN, extended Petri net) of ECA rules was built. Based on the EPN, an effective termination decision algorithm was discussed and proposed. By using plenty of information about the rule characteristics in EPN, the proposed termination algorithm could comprehensively analyze the influence on the termination analysis. The theoretical analysis and experimental results show that the proposed algorithm has higher accuracy and lower time complexity.

Key words: ECA rule; Petri net; termination analysis; extended Petri net; model representation

1 引言

基于触发机制的 ECA(event-condition-action)规则能够描述主动知识, 是人工智能和知识表示处理领域的研究热点^[1]。应用 ECA 规则^[2,3]和 ECA 规则集的动态行为特性(如可终止性、汇流性等)分析^[4-10]得到研究人员的高度关注。如果从任何初始状态下开始, ECA 规则集的执行过程都会在有限步之内停止, 那么称 ECA 规则集是可终止的^[4]。但是, 由于 ECA 规则集之间存在复杂的规则结构和规则特性, 如复合事件(composed event)、复合条件(composed condition)、触发关系(triggering relation)、活化关系(activating relation)和堕化关系(deactivating relation)

等, 导致 ECA 规则集的可终止性分析问题十分困难, 在考虑所有规则特性的情况下, ECA 规则集的可终止性分析问题是不可判定的^[5], 因此, 研究人员通常只考虑部分结构特性。

截至目前, 在 ECA 规则集可终止性分析方法中, 基于图理论和基于 Petri 网的分析方法是主要的 2 类方法。触发图(TG, triggering graph)分析方法只考虑了规则间的触发关系^[6], 而活化图(AG, activating graph)的分析方法针对的是活化关系^[7]。Baralis 提出了结合 TG 图和 AG 图的终止性分析方法^[8], 在此基础上, Montesi 定义了进化图^[9], 郝忠孝等提出了含环触发图的分析方法^[10]。在基于图理论的分析方法中, 规则用图的节点表示, 规则间触

收稿日期: 2011-08-30; 修回日期: 2012-01-01

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(60773224, 60970054, 61173094); 教育部留学回国人员科研启动基金资助项目

Foundation Items: The National Natural Science Foundation of China (60773224, 60970054, 61173094); The Scientific Research Foundation of the Returned Overseas Chinese Scholars of State Education Ministry

发、活化或堕化关系则用图的有向边描述。若图中存在一条回路，则表明所对应的 ECA 规则集是不可终止的。但是简单的图形并不能体现 ECA 规则之间的细粒度规则特性(如复合事件、规则耦合模式等)，导致了基于图理论的终止性分析方法的分析粒度较粗，准确性较差。

Petri 网是动态系统建模和行为分析方面的形式化工具^[2,3,11]，被广泛应用于 ECA 规则集的可终止性分析领域^[12-15]。Latifa^[12]基于 Petri 网分析含优先级的 ECA 规则集的终止性，但是没有考虑复合事件和复合条件等结构特性。Bostan-Korpeoglu^[14]基于模糊有色 Petri 网分析模糊 ECA 规则集的可终止性，但只考虑了复合事件。

综上所述，现有 ECA 规则集的可终止性分析方法只考虑 ECA 规则之间的部分结构特性，导致算法判定的准确性较低。为了提高 ECA 规则集的可终止性判定算法准确性，笔者首先提出可有效描述 ECA 规则各种规则特性的扩展 Petri 网(EPN, extended Petri net)模型，然后在充分利用 EPN 所包含的规则结构信息的基础上，综合分析 ECA 规则集的可终止性，并提出了相应的可终止性判定算法，最后，通过理论分析和实验仿真对本文的算法与传统可终止判定算法进行了比较。

2 ECA 规则集的 EPN 模型

2.1 模型设计

ECA 规则的事件分为原子事件和复合事件，条件分为原子条件和复合条件。为简单起见，本文约定，ECA 规则的复合事件只能通过“∧”运算符将原子事件或原子事件的“逆事件”复合起来；复合条件只能通过“∧”运算把原子条件或原子条件的否定复合而来。在此约定下，本文提出了一种可有效表示 ECA 规则集的扩展 Petri 网模型——EPN 模型。

定义 1 描述 ECA 规则集的 EPN 是一个 9 元组， $EPN=(P, T, F, C, E, W, G, C_F, M_0)$ 。

1) P 是库所的有限集， $P=P_e \cup P_t \cup P_v \cup P_n \cup P_c$ ，其中， P_e 是事件库所集， P_t 是处于触发态的库所集， P_v 是处于激活态的库所集， P_n 是动作库所集， P_c 是条件库所集。 P_e 、 P_t 、 P_v 、 P_n 和 P_c 两两不相交。

2) T 是变迁的有限集， $T_t \subset T$ 是触发变迁集， $T_v \subset T$ 是激活变迁集， $T_n \subset T$ 是执行变迁集。 T_t 、 T_v 和 T_n 两两不相交。

3) F 是流关系的有限集， $F = F_i \cup F_o$ ，其中，

$F_i \subseteq \{(p,t)|p \in P, t \in T\}$ 是输入弧集， $F_o \subseteq \{(t, p)|p \in P, t \in T\}$ 是输出弧集； $F_i = F_n \cup F_h \cup F_t$ ， F_n 、 F_h 和 F_t 分别是一般弧集(normal arcs)、抑制弧集(inhibitor arcs)和检测弧集(test arcs)，并且 F_n 、 F_h 和 F_t 两两不相交。

4) C 是颜色的非空有限集； $C_F: P \rightarrow C_M$ 是颜色映射函数，其中， C_M 是 C 上的多重集(multiset)。

5) $E: F \rightarrow expression$ 是弧函数； $G: T \rightarrow bool$ 是变迁门函数(guard function)。

6) $W: P \rightarrow N^+$ 是库所容量函数，对 $\forall p \in P$ ，都有 $W(p) \in N^+$ ， N^+ 是自然数集合，表示库所 p 的最大容量。

7) $M_0: P \rightarrow C_M$ 是初始标记函数，对网中库所标记。 $\forall p \in P$ ， $M(p)$ 表示 p 的标识， p 中的 token 以二元组 (p, c) 表示，其中， $c \in C$ 表示 token 颜色。

定义 2 在 EPN 中，变迁 t 的前集用 $\cdot t$ 表示， $\cdot t = \{p(p, t) \in F, p \in P\}$ 。

1) 若对于 $\forall p \in \cdot t$ ，都有 p 不包含 token 且 $(p, t) \in F_h$ ，或者 p 中至少包含 $E(p,t)$ 个 token，并且 $(p, t) \notin F_h$ ，则称 t 是激活的(enabled)。

2) 若 t 是激活的，且 $G(t)$ 返回 true，则称 t 为可发生的(firable)。

3) 若 t 为可发生的，则 t 发生后，网中的标识由式(1)确定。

$$\begin{cases} M'(p) = M(p) + E(t, p), & p \in t \cdot \\ M'(p) = M(p) - E(t, p), & p \in \cdot t \wedge (p, t) \in F_n \\ M'(p) = M(p), & \text{其他} \end{cases} \quad (1)$$

带检测弧和抑制弧的有色 Petri 网在表达能力上是与传统有色 Petri 网是等价的^[16]，因此，检测弧和抑制弧并没有降低 EPN 的分析能力，并且检测弧和抑制弧使得 EPN 比标准有色 Petri 网更为简洁。

2.2 EPN 的描述能力

EPN 不仅可以描述复合事件和复合条件，而且可以描述 ECA 规则中事件消耗模式(event consumption mode)。

2.2.1 对触发变迁的描述

ECA 规则的每个原子事件在 EPN 中都对应一个原子事件库所。普通原子事件在 EPN 中对应的事件库所与触发变迁之间的弧是普通弧，而原子事件的“逆事件”对应的弧则为抑制弧。设一条 ECA 规则 r 的事件为 $e_1 \wedge e_2 \wedge \neg e_3$ ，变迁 t 是 r 在 EPN 中对应的触发变迁，库所 p 是 r 处于触发态的库所。

图 1 是触发变迁 t 发生过程,图 1(a)是 t 发生前 EPN 状态,图 1(b)是 t 发生后 EPN 状态。 t 发生后,一个 $token$ 将流入到库所 p , 其含义是规则 r 被触发。

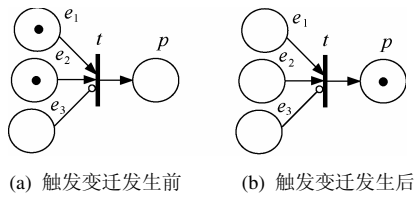


图 1 触发变迁的发生过程

2.2.2 对激活变迁的描述

ECA 规则的每个原子条件在 EPN 中都对应一个条件库所。普通原子条件所对应的条件库所与规则的激活变迁之间的弧是检测弧,而否定形式的原子条件所对应的条件库所与激活变迁之间的弧是抑制弧。设一条 ECA 规则 r 的条件为 $c_1 \wedge \neg c_2$, 变迁 t 为激活变迁,库所 p 和 p' 分别为处于触发态和激活态的库所。激活变迁 t 的发生过程如图 2 所示,其中,图 2(a)是 t 发生前的 EPN 状态,图 2(b)是 t 发生后的 EPN 状态。 t 发生后, p' 中将产生一个 $token$, 此时规则 r 被激活。

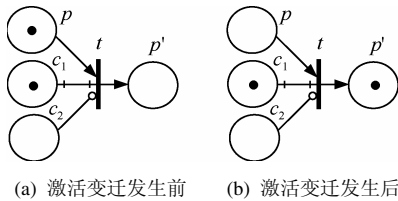


图 2 激活变迁的发生过程

2.2.3 对执行变迁的描述

通常情况下,一条 ECA 规则执行后不会产生事件,也不会改变条件,此时该规则在 EPN 所对应的执行过程如图 3 所示,其中,库所 p 和 p' 分别为处于激活态的库所和动作库所。

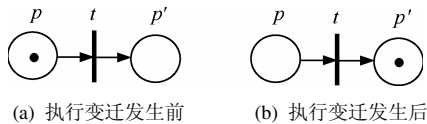


图 3 执行变迁的发生过程

2.2.4 对规则动作改变条件情形的描述

如果一条 ECA 规则 r 改变原子条件,那么 EPN 中 r 对应的执行变迁 t 的发生过程如图 4 所示,其中,库所 p 和 p_c 分别为处于激活态的库所和条件 c

对应的库所。

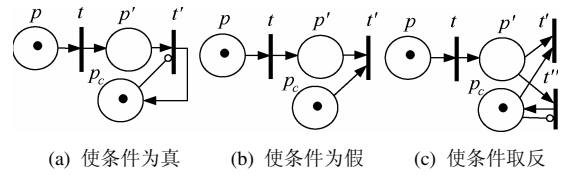


图 4 3 种改变条件的情形对应的 EPN

1) 情形 1: 使条件 c 为真

如图 4(a)所示,在网中添加一个动作库所 p' 和一个变迁 t' , (p_c, t') 为抑制弧。 t 发生后,如果 c 为真,则 t' 将不发生,此时 c 仍为真;否则 t' 将发生,将 c 改为真。

2) 情形 2: 使条件 c 为假

如图 4(b)所示,在网中添加一个动作库所 p' 和一个变迁 t' , (p_c, t') 为一般弧。 t 发生后,如果 c 为假,则 t' 将不发生,此时 c 仍为假;否则 t' 将发生,将 c 改为假。

3) 情形 3: 使条件 c 取反

如图 4(c)所示,在网中添加一个动作库所 p' 和 2 个变迁 t' 和 t'' , (p_c, t') 和 (p_c, t'') 分别为一般弧和抑制弧。 t 发生后,如果 c 为真,则 t' 将发生,将 c 改为假;否则变迁 t'' 将发生,将 c 改为真。

2.2.5 对事件消耗模式的描述

ECA 规则的事件消耗模式包括消耗范围(记为 c_s)和消耗时间(记为 c_t) 2 种属性^[17],其中,消耗范围表示系统对触发事件的处理方式,具有 3 种取值:不消耗(记为 0)、局部消耗(记为 1)和全局消耗(记为 2);消耗时间属性有 2 种取值:条件评价后(记为 0)和规则动作执行后(记为 1)。若 $c_t=0$,则不考虑条件评价的结果,而是根据 c_s 的取值处理触发事件;若 $c_t=1$,则需考虑规则条件评价结果。如果条件评价结果为假,则不处理触发事件;否则,将根据 c_s 的取值处理触发事件。为了在 EPN 中有效描述事件消耗模式,本文约定,对于一个事件库所 p ,其中的 $token$ 标识 (p, c) 中 c 取值为规则标识,含义是该 $token$ 能够触发规则标识为 c 的 ECA 规则。针对不同的事件消耗模式,EPN 的具体结构如下:(设事件 e 是可以触发规则集 $\{r_j, r_{j+1}, \dots, r_k\}$, p 是对应的事件库所)

1) 消耗范围是不消耗($c_s=0$)

此时, p 中有一个标记为 (p, n) 的 $token$, 符号 n 表示 e 的事件消耗范围是不消耗; p 到规则集 $\{r_j, r_{j+1}, \dots, r_k\}$ 所对应的的每一个触发变迁均有一条输入

弧。图 5 是事件消耗时间为“条件评价后”(c_t=0)的 EPN 结构, t₂是激活变迁。设 r 的条件为 c₁∧¬c₂。p_{c₁}和 p_{c₂}分别与变迁 t₃和 t₄连接,其中, (p_{c₁}, t₂)和 (p_{c₂}, t₄)为检测弧, (p_{c₁}, t₃)和 (p_{c₂}, t₂)为抑制弧。r 被触发后,3 个变迁 t₂、t₃和 t₄中有且仅有一个发生,此时,库所 p 中都将产生一个 token,其含义是当评估完条件后,触发事件 e 都将重新产生,而不论评估结果如何。

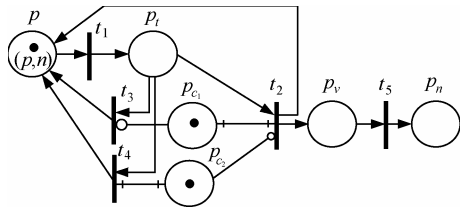


图 5 触发事件的消耗范围为“不消耗”且 c_t=0 时的 EPN

图 6 为事件消耗时间为“执行动作后”(c_t=1)的 EPN, t₂和 t₃分别是激活变迁和执行变迁。只有当 t₃发生时, e 才会被重新产生,其含义是在条件的评估结果为真时,不会被消耗触发事件,反之,若条件检测结果为假,则消耗触发事件。

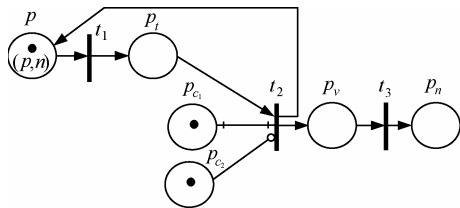


图 6 触发事件的消耗范围为“不消耗”且 c_t=1 时的 EPN

2) 消耗范围是局部消耗(c_s=1)

此时,事件库所 p 中有 k-j+1 个 token,标记分别为(p, r_j), (p, r_{j+1}), ..., (p, r_k)。库所 p 到{r_j, r_{j+1}, ..., r_k}所对应的每个触发变迁均有一条输入弧,且弧上的表达式为所指向的 ECA 规则标识。由于每个 token 根据其颜色只触发其中一条规则,因此,局部消耗事件在消耗时间为“条件评价后”与“执行动作后”的 EPN 结构相同。图 7 为局部消耗模式的 EPN,设规则 r₁的条件为 c₁∧c₂, t₂和 t₃分别是激活变迁和执行变迁,不论 t₂是否发生,触发事件都被消耗。

3) 消耗范围为全局消耗(c_s=2)

此时,库所 p 中只有一个标记为(p, g)的 token,符号 g 表示事件消耗范围是全局消耗;p 到{r_j, r_{j+1}, ..., r_k}的每个触发变迁均有一条输入

弧。设 e 触发了 2 条 ECA 规则 r₁和 r₂,其中, r₁优先级较高, r₁和 r₂的条件分别为 c₁和 c₂。图 8 为事件消耗时间为“条件评价后”(c_t=0)的 EPN, t₂和 t₃分别是 r₁和 r₂的激活变迁。t₁发生后, r₁和 r₂被触发。由于(p_{t₁}, t₃)是抑制弧,故先评价 c₁。若 c₁满足,则消耗 p_{t₂}中的 token,处于触发态 r₂被改成未触发态。

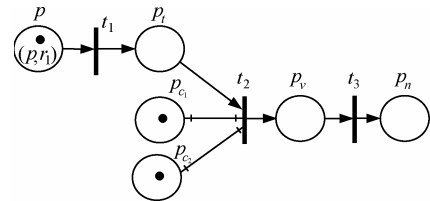


图 7 触发事件的消耗范围为“局部消耗”的 EPN

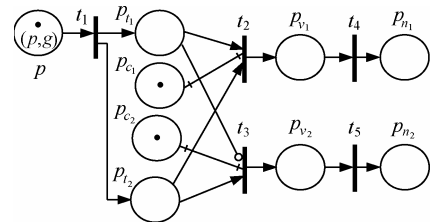


图 8 触发事件的消耗范围为“全局消耗”且 c_t=0 时的 EPN

图 9 为触发事件的消耗时间为“执行动作后”(c_t=1)的 EPN。t₁发生后, r₁和 r₂均被触发,此时(p_{t₁}, t₃)和(p_{v₁}, t₃)是抑制弧,因此先对 r₁进行条件评价,当 r₁的条件满足且变迁 t₄发生时, r₂的状态被改变,被重新转为未触发状态。

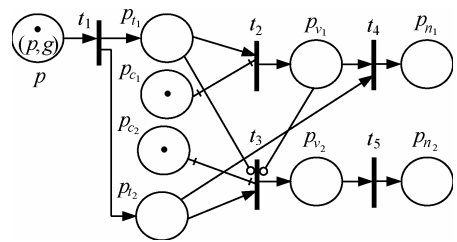


图 9 触发事件的消耗范围为“全局消耗”且 c_t=1 时的 EPN

2.2.6 对规则产生事件的描述

在 EPN 中,如果执行变迁产生原子事件 e(设 p 为 e 对应的事件库所),那么: 1) 如果 e 的事件消耗模式为不消耗,则所产生 token 的标记为(p, n); 2) 如果 e 的事件消耗模式为全局消耗,则所产生 token 的标记为(p, g); 3) 如果 e 的事件消耗模式为局部消耗,设 e 可触发规则集{r_j, r_{j+1}, ..., r_k},则将产生 k-j+1 个 token,其标记依次为(p, r_j), (p, r_{j+1}), ..., (p, r_k)。

2.3 EPN 举例

例 1 一条 ECA 规则 r 描述如下。

ON $e_1 \wedge e_2 \wedge \neg e_3$

IF $c_1 \wedge \neg c_2$ THEN $e_2 \wedge \neg c_1$

规则 r 的语义为：当原子事件 e_1 和 e_2 发生并且 e_3 没有发生时， r 被触发，然后评价 r 的条件，如果 c_1 成立且 c_2 不成立，则执行动作，产生 e_2 并使 c_1 不成立。设 r 触发事件的消耗模式为局部消耗。图 10 是规则 r 的 EPN 的初始状态， e_1 和 e_2 已发生， e_3 未发生，此时触发变迁 t_1 是可发生的。 t_1 发生后， r 被触发，库所 p_t 中产生一个 token。由于条件库所 p_{c_1} 中有 token(条件 c_1 成立)且库所 p_{c_2} 中没有 token(条件 c_2 不成立)，此时激活变迁 t_2 是可发生的。 t_2 发生后， r 被激活，库所 p_v 中产生一个 token。此时， t_3 可发生。 t_3 发生后，在 e_3 和 p_n 各产生一个 token。由于 p_{c_1} 有 token，因此变迁 t_4 是可发生的。 t_4 发生后，消耗库所 p_{c_1} 中的 token。此时，完成了规则 r 的一次触发执行过程。

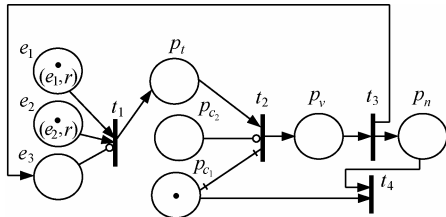


图 10 规则 r 的 EPN

2.4 ECA 规则集的 EPN 等价转化

为了利用 EPN 中的规则结构信息分析规则集的终止性，本文提出了 EPN 的等价转化算法，该算法将包含复杂规则特性(如复合事件、复合条件、事件消耗模式、触发关系、活化关系和堕化关系等)的 ECA 规则集转化为等价的 EPN。ECA 规则集 EPN 的等价转化算法如图 11 所示。

3 ECA 规则集的终止性分析

3.1 理论分析

在 ECA 规则中，如果存在事件消耗模式为不消耗的事件，那么一旦该事件发生，该规则将不可终止。因此本文假设规则集中不存在事件消耗模式为不消耗的规则。设 Σ 为 ECA 规则集 R 的 EPN 表示， L 是网 Σ 中的一个触发环， $L=(r_1, r_2, \dots, r_i)$ 表示规则 r_1 触发 r_2 , r_2 触发 r_3, \dots , 且 r_i 触发 r_1 。

```

输入：ECA 规则集(设为  $R$ )
输出： $R$  的等价 EPN(设为  $\Sigma$ )
1) for each  $r \in R$  begin
//设  $r$  中的事件、条件和动作分别为  $r_e, r_c$  和  $r_a$ 
① 创建库所  $p_b$  和  $p_v$ , 和  $p_n$ , 分别为处于触发态的库所, 处于激活态的库所和动作库所
② 创建变迁  $t_v$  和  $t_n$ , 分别为激活变迁和执行变迁
③ if  $r$  的触发变迁  $t_r \notin \Sigma$  then 创建  $t_r$ 
④ for each  $e \in r_e$  begin //设  $p_e$  为  $e$  对应的事件库所
if  $p_e \notin \Sigma$  then 创建  $p_e$ 
if  $(p, t) \notin \Sigma$  then
    if  $e$  在  $r_e$  中是“逆事件”then 创建抑制弧  $(p, t)$ 
    else 创建一般弧  $(p, t)$ 
endifor
⑤ 创建弧  $(t_r, p_t), (p_t, t_v), (t_v, p_v), (p_v, t_n)$  和  $(t_n, p_n)$ 
⑥ 依据  $r_c$  的事件消耗模式创建相应的弧
⑦ for each  $c \in r_c$  begin //设  $p_c$  为  $c$  对应的条件库所
if  $p_c \notin \Sigma$  then 创建  $p_c$ 
if 在规则  $r$  中  $c$  是“逆条件”
then 创建抑制弧  $(p_c, t_v)$  else 创建一般弧  $(p_c, t_v)$ 
for each  $e \in \{r$  产生的事件} begin
    依据  $e$  的事件消耗模式, 设置  $t_n$  的弧表达式
endifor
⑧ if 条件  $c$  被  $r$  改变 then
    依据被改变方式, 创建相应变迁及弧
⑨ 设置各个变迁的弧函数、弧表达式
endifor
2) for each 全局消耗的事件  $e$  begin
    依据  $e$  所触发规则的优先级关系, 创建相应弧
endifor
3) end
    
```

图 11 ECA 规则集 EPN 的等价转化算法

定义 3 设 L 是网 Σ 的一个触发环，如果从任意初始标识出发， L 中的规则都将在执行有限次后永远不会被触发，那么称 L 为一个假触发环，否则， L 为一个真触发环。

定义 4 设 L 是网 Σ 的一个触发环。对于 L 中的一条规则 r 和一个库所 p ，如果规则 r 在网 Σ 中对应的事件库所集合、条件库所集合和动作库所集合包含 p ，则称 p 属于触发环 L ，记 $p \in L$ 。

定义 5 设 L 是网 Σ 的一个触发环，如果存在库所 p 和 p' ，满足 $p \in \Sigma$, $p' \in L$ ，并且从库所 p' 到库所 p 有一条通路，则称 p 是触发环 L 可达的。

定理 1 设 L 是网 Σ 中一个触发环，存在一条规则 $r \in L$ ，构成规则 r 的原子事件设为 e ，并设 e 在 Σ 中对应的库所为 p ， t 为规则 r 的触发变迁。如果 (p, t) 为一般弧，满足要么 p 的前集为空，要么 p 不由任何触发环可达，那么 L 是一个假触发环。

证明 设网 Σ 的一个触发环 $L=(r_1, r_2, \dots, r_i)$ 且规则 $r \in L$ ， e 是 r 的原子事件， p 为 e 对应的事件库

所, t 为 r 的触发变迁, (p, t) 为一般弧, n 为 Σ 的初始标识下 p 中所包含 $token$ 的数目, n 是自然数。1) 如果 p 的前集为空, 那么 Σ 中任何变迁的发生只可能消耗 p 的 $token$, 而不会在 p 中产生 $token$ 。消耗完所有 p 中的 $token$ 以后, 规则 r 将不可能被再一次触发和执行。由于初始状态下 p 中的 $token$ 的数目是有限的(数目为 n), 因此, r 最大触发次数不会超过 n , 在此之后, r 将不能再被触发, 从而 L 为一个假触发环。2) 如果 p 不被任何触发环可达, 此时进入 p 中的 $token$ 数目是有限的, 不妨设为 m , 从而当消耗完 p 中所有 $token$ 时, r 被触发执行的次数不会超过 $n+m$ 。此后规则 r 将不能再被触发, 从而 L 终止。

因此, 触发环 L 是一个假触发环, 命题得证。

推论 1 设 L 是网 Σ 中一个触发环, 一条 ECA 规则 $r \in L$, e 为 r 的原子事件, p 为 e 对应库所, t 为 r 对应的触发变迁, 弧 (p, t) 为一般弧。如果 p 的前集为空或仅由假触发环可达, 则 L 是一个假触发环。

定理 2 设 L 是网 Σ 中一个触发环。如果存在一条 ECA 规则 $r \in L$, 其原子条件为 c , 满足以下 3 个条件: 1) (c, t) 是一般弧, 其中, t 是 r 的激活变迁; 2) c 被改为假或取反; 3) 改变 c 的规则只有一条, 设为 r' , 且 $r' \in L$, 那么 L 为一个假触发环。

证明 采用反证法。假设触发环 L 不是假触发环。此时, 从 Σ 中任何状态出发, r' 可以被无限次执行。规则 r' 改变了规则 r 的条件 c , 使其为假或取反, 但是 r 被激活的前提是条件评估必须为真。由于改变规则 r 条件的规则只能是规则 r' , 因此当 r' 执行后, 导致规则 r 的条件评价为假, 从而使得 r 不能被激活和执行, 从而使得 L 不能永远执行下去, 与假设矛盾。命题得证。

定理 3 设 L 是网 Σ 中一个触发环, 如果存在一条 ECA 规则 $r \in L$, r 的原子条件为 c , 并且 1) (c, t) 是抑制弧, 其中, t 是 r 的激活变迁; 2) c 被改为假或取反; 3) 改变 c 的规则只有一条, 设为 r' , 且 $r' \in L$, 那么 L 为一个假触发环。

证明 与定理 2 类似。

定理 4 设 ECA 规则集 R 的等价 EPN 为 Σ , 如果 Σ 中不存在任何触发环或者所有的触发环都是假触发环, 那么, ECA 规则集 R 是可终止的。

证明 如果网 Σ 中不包含任何触发环, 则命题显然成立。设 L 是 Σ 的一个假触发环, 那么对于任意 ECA 规则 $r \in L$, 由定义 3 可知, r 在触发有限次

后将不能被再次触发, 导致规则 r 是可终止的。由于 Σ 中所有触发环都是假触发环, 因此, 规则集 R 中的所有假触发环中的规则都是可终止的, 从而 R 是可终止的。命题得证。

3.2 终止性判定算法

基于 ECA 规则集的等价 EPN, 本文提出了相应的终止性判定算法。该算法充分利用 EPN 所包含的规则信息, 通过化简 EPN 来判定规则集的可终止性。算法具体描述如图 12 所示。

```

输入: ECA 规则集(设为  $R$ )及其等价 EPN(设为  $\Sigma$ )
输出:  $R$  是否可终止
1)  $flag=false$ 
2) while exists  $p_e$ , and  $p_e \neq \emptyset$  begin //  $p_e$  为事件库所
   删除  $p$  及所有  $p$  触发的规则在  $\Sigma$  中的所有元素
3) for each 条件  $c \in \Sigma$  begin
   if  $c$  满足定理 2 或定理 3 then
   删除从  $c$  发出的弧所连接的规则在  $\Sigma$  中的所有元素
    $flag=true$ 
   endif
   endfor
4) if  $\Sigma = \emptyset$  then 输出: “ $R$  是可终止的” 并转到 6), 结束
5) if  $flag=false$  then 输出: “ $R$  不可终止” else goto 1)
6) end
    
```

图 12 ECA 规则集的可终止性判定算法

本质上讲, 基于图理论的 ECA 规则集终止性分析方法是通过对规则集的触发关系矩阵(或活化关系矩阵等), 并依据该矩阵元素的可达性判定原规则集是否存在环(回路)。一般地, 设 A 为规则集的触发关系矩阵, 元素 $a_{ij}=1$ 表示 ECA 规则 i 触发 ECA 规则 j 。矩阵 $M=A^k$ 中的元素 m_{ij} 的值表示从规则 i 到规则 j 的长度为 k 的触发链路条数, 而其对角线上的元素 a_{ii} 不为 0 则表示存在触发环或回路。在极端情况下, 规则集不存在任何触发环或存在一个包含大部分或所有规则的触发环时, 矩阵的乘法运算需要进行到 A^n , 这是判定算法的最坏情况。因此, 现有基于触发图等图理论的判定算法的时间复杂度为 $O(n^4)^{[8,9,14]}$, 其中, n 为 ECA 规则条数。

本文提出的规则集判定算法不同于传统基于图理论的规则集可终止性判定算法, 它基于 ECA 规则集的等价 EPN, 而 EPN 中包含了 ECA 规则的丰富规则信息, 如复合事件、复合条件、事件消耗模式等, 通过在 EPN 来判定定理 1、定理 2 和定理 3, 从而不断消除所有能终止的规则和所有假触发环, 达到化简 EPN 的目的。如果最终 EPN 的所有元素均被删除, 则表示原 ECA 规则集

不包含任何触发环或所有的触发环都是假触发环，从而原 ECA 规则集是可终止的，否则，原规则集不可终止。

在算法 2 中，2) 基于定理 1 和推论 1 对 EPN 进行化简，时间复杂度为 $O(m^2)$ ，其中， m 为 ECA 规则集中所有不同的原子事件个数。3) 基于定理 2 和定理 3 对 EPN 再次化简，时间复杂度为 $O(kn)$ ，其中， k 为规则中所有原子条件的个数， n 为规则条数。通常在 ECA 规则集中， $k \ll n$ ， $m \ll n$ 。另外，由于 ECA 规则条数是有限的，因此，算法 2 中的 3) 的最外层的循环最多会进行 n 次，从而算法 2 的时间复杂度为 $O(n^3)$ ， n 为规则条数。

3.3 终止性判定举例

例 2 设有 ECA 规则集 $R = \{r_1, r_2, r_3, r_4\}$ ，其中，

- r_1 : ON $e_1 \wedge e_2$ IF c_1 THEN e_3
- r_2 : ON $e_3 \wedge e_4$ IF c_2 THEN e_1
- r_3 : ON e_4 IF $c_3 \wedge c_2$ THEN $\neg c_2 \wedge e_5$
- r_4 : ON e_5 IF c_3 THEN e_4

ECA 规则 r_1, r_2, r_3 和 r_4 中各元素的含义与例 1 中的 ECA 规则相同，设所有规则的事件消耗模式为局部消耗。图 13 是规则集 R 的等价 EPN Σ 。对规则集 R 的终止性分析过程如下所述。

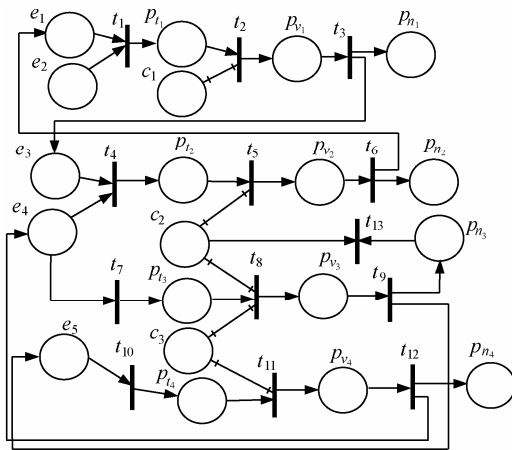


图 13 规则集的 EPN

执行算法 2 的 2) 后，网 Σ 被化简，如图 14 所示。在 3) 中，由于原子条件 c_2 及改变该条件的唯一一条 ECA 规则 r_3 使 c_2 为假，从而定理 2 成立，进而删除相关元素后，EPN 被再次化简为只剩下规则 r_1 。由于 $flag$ 的取值为 true，转至 2)，EPN 被再次化简为空，从而得出结论：规则集 R 是可终止的。目前，采用已有方法均不能得出与笔者相同的终止性分析结论。

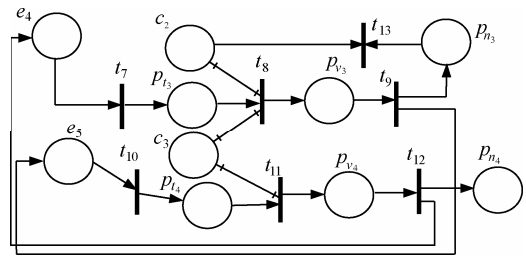


图 14 化简后的 EPN

4 实验分析

针对不同的 ECA 规则集和终止性判定算法，本文设计了相应的仿真实验以验证各判定算法的正确性和效率。实验环境如下：CPU Intel 双核 1.86 GHz，内存 1GB，Windows XP 专业版，Microsoft Visual Studio 2005 平台。参与对比的判定算法有 3 种 TG、BK 和 PN 算法，其中，TG(基于触发图的判定)算法是依据规则集的触发关系矩阵及其乘法运算计算是否存在回路，BK 算法是 Bostan-Korpeoglu^[14]等人的算法，PN 是本文所使用的算法。

4.1 实验 1

待测试 ECA 规则集 R 只包含一个触发环 L ， $L = \{r_1, r_2, \dots, r_n\}$ ， n 为规则条数。 r_1 的事件为 $e_1 \wedge e_2$ ， r_n 产生事件 e_1 、事件 e_2 是独立事件，它不被任何规则产生。实验中 n 取值范围(100, 1 000)。表 1 记录了规则集在不同算法下的运行时间。结果表明本文提出算法(PN)的效率最高，且算法 PN 和 BK 得出了正确结论(规则集是可终止的)，而算法 TG 的判定结果出错(规则集不可终止)。

表 1 含一个触发环时算法的运行时间(单位: s)

算法	规则条数					
	100	150	200	250	500	1 000
TG	13	67	234	649	$>10^4$	$>10^5$
BK	13	68	253	666	$>10^4$	$>10^5$
PN	$<10^{-2}$	$<10^{-2}$	$<10^{-2}$	$<10^{-2}$	0.04	0.1

4.2 实验 2

待测试 ECA 规则集 R 含有 3 个触发环，分别为 L_1, L_2 和 L_3 ，其中， $L_1 = (r_1, r_2, \dots, r_{n/2})$ ， $L_2 = (r_{n/2+1}, r_{n/2+2}, \dots, r_n)$ 和 $L_3 = (r_{n/4}, r_{n/4+1}, \dots, r_{n/2}, r_{n/4 \times 3}, r_{n/4 \times 3+1}, \dots, r_n)$ 。规则 r_1 的事件为 $e_1 \wedge e_2$ ，其中， e_2 不被任何规则动作产生。表 2 记录了规则集在不同算法下的运行时间，结果表明本文提出算法(PN)的运行时间仍然最短，并且得出了正确结论，而 TG 算法的判定结果仍然是错误的。

表 2 含 3 个触发环时算法的运行时间(单位: s)

算法	规则条数					
	100	150	200	250	500	1 000
TG	6	35	118	318	>10 ⁴	>10 ⁵
BK	13	71	259	672	>10 ⁴	>10 ⁵
PN	<10 ⁻²	<10 ⁻²	<10 ⁻²	<10 ⁻²	0.03	0.1

4.3 实验 3

随机生成待测试 ECA 规则集 R。表 3 记录了不同算法的运行时间。所有算法的判定结果是规则集保证终止, 即规则集不含任何触发环, 但本文算法 PN 的运行时间仍远低于其他算法。

表 3 不同算法对随机生成的规则集判定的运行时间(单位: s)

算法	规则条数					
	100	150	200	250	500	1 000
TG	13	82	250	708	>10 ⁴	>10 ⁵
BK	15	83	290	729	>10 ⁴	>10 ⁵
PN	0.04	0.05	0.08	0.1	0.2	0.3

5 结束语

ECA 规则具有复杂的结构特性, 这些结构特性使得 ECA 规则集的可终止性判定十分困难。针对目前 ECA 规则集的终止性判定算法只考虑部分结构特性而导致算法准确性差的缺点, 本文提出了可有效表示 ECA 规则集的扩展 Petri 网模型(EPN), 并在此基础上综合分析了 ECA 规则的各种结构特性对终止性的影响, 提出了基于 EPN 的可终止性判定算法。该算法通过化简 EPN 来直接删除 ECA 规则间的假触发环, 从而提高了判定准确性, 并在一定程度上降低了传统图理论判定算法的时间复杂度。理论分析和实验结果表明, 本文提出的 ECA 规则集可终止性判定算法具有更高的准确性和更低的时间复杂度。

参考文献:

[1] PATON N, DIAZ O. Active database systems[J]. ACM Computing Surveys, 1999, 31(1):63-103.
 [2] 卢捍华, 闵丽娟, 王亚石. workflow 主从实例处理方法及其 Petri 网建模[J]. 通信学报, 2010, 31(1):92-99.
 LU T H, MIN L J, WANG Y S. Approach to master-slave workflow system and its Petri-net modeling[J]. Journal on Communications, 2010, 31(1):92-99.
 [3] 郭迎九, 林闯, 尹浩等. 基于 Petri 网的数字媒体分发协议的安全性证明[J]. 电子学报, 2009, 37(5):1031-1036.
 GUO Y J, LIN C, YIN H, et al. Proof of the security of digital media distributing protocol based on Petri net models[J]. Acta Electronica Sinica, 2009, 37(5):1031-1036.
 [4] AIKEN A, WIDOM J, HELLERSTEIN J M. Behavior of database production rules: termination, confluence, and observable determin-

ism[J]. SIGMOD, 1992, 21(2):59-68.
 [5] BAILEY J, DONG G, RAMAMOHANARAO K. Decidability and undecidability results for the termination problem of active database rules[A]. PODS'98[C]. New York, USA, 1998. 264-273.
 [6] MURATA T. Petri nets: properties, analysis and applications[J]. Proceedings of the IEEE, 1989, 77(4):541-580.
 [7] BARALIS E, CERI S, WIDOM J. Better termination analysis for active databases[A]. RIDS '93[C]. Edinburgh, Scotland, 1993.163-179.
 [8] BARALIS E, CERI S, PARABOSCHI S. Improved rule analysis by means of triggering and activation graphs[A]. RIDS'95[C]. Greece: Springer-Verlag, 1995. 165-181.
 [9] MONTESI D, BAGNATO M, DALLERA C. Termination analysis in active databases[A]. IDEAS'99[C]. Montreal, Canada, 1999. 288-297.
 [10] 郝忠孝, 任超, 赵龄强. 含环触发图对应的主动规则集可终止性分析[J]. 计算机研究与发展, 2005, 42(12):2199-2205.
 HAO Z X, REN C, ZHAO L Q. Termination analysis of active rule based on dependency set[J]. Journal of Computer Research and Development, 2005, 42(12):2199-2205.
 [11] 熊曾刚, 杨扬, 曾明. 基于 Petri 网的两阶段网格任务调度模型与分析[J]. 通信学报, 2009, 30(8):69-77.
 XIONG C G, YANG Y, ZENG M. Research on two-phase grid task scheduling based on Petri nets[J]. Journal on Communications, 2009, 30(8):69-77.
 [12] LATIFA B, HAFIDA B. The priority of rules and the termination analysis using Petri nets[J]. The International Arab Journal of Information Technology, 2007, 4(2):177-183.
 [13] MEDINA-MARIN J, PEREZ-LECHUGA G, LI X. ECA rule analysis in a distributed active database[A]. ICCTD'09[C]. Kinabalu, Malaysia, 2009.113-116.
 [14] BOSTAN-KORPEOGLU B, YAZICI A. A fuzzy Petri net model for intelligent databases[J]. Data & Knowledge Engineering, 2007, 62(2): 219-247.
 [15] 张立臣. 面向普适计算的主动访问控制模型研究[D]. 西安: 陕西师范大学, 2011.
 ZHANG L C. Research on Active Access Control Model for Pervasive Computing[D]. Xian: Shaanxi Normal University, 2011.
 [16] CHRISTENSEN S, HANSEN N. Coloured Petri nets extended with place capacities, test arcs and inhibitor arcs[J]. Lecture Notes in Computer Science, 1993, 691(1):186-205.
 [17] FRATERNALI P, TANCA L. A structured approach for the definition of the semantics of active databases[J]. ACM Trans on Database Systems, 1995, 20(4):414-471.

作者简介:



张立臣 (1979-), 男, 河北邢台人, 博士, 陕西师范大学讲师, 主要研究方向为知识系统、Petri 网理论、网络信息安全、普适计算。

王小明[通信作者] (1964-), 男, 甘肃天水人, 博士, 陕西师范大学教授、博士生导师, 主要研究方向为网络信息安全、普适计算、无线传感器网络和 Petri 网理论等。E-mail: wangxm@snnu.edu.cn。

窦文阳 (1979-), 男, 陕西咸阳人, 陕西师范大学博士生, 主要研究方向为网络与信息安全、普适计算、智能访问控制、知识系统等。