1000-9825/2002/13(11)2142-07 ©2002 Journal of Software 软 件 学 报 Vol.13, No.11

可分解非对称选择网的活性和有界性*

徐 静, 陆维明

(中国科学院 数学与系统科学研究院,北京 100080)
E-mail: {xj,wmlu}@math03.math.ac.cn
http://www.math.ac.cn

摘要: 活性和有界性是网系统的重要行为特性.从分解以及尽可能简单分解的角度得到了非对称选择网的一个子类,可分解非对称选择网(简称 DAC 网),证明了 DAC 网系统活性的充分必要条件,同时给出了 DAC 网系统活性有界性的充分必要条件,也进一步讨论了判定一个 Petri 网系统是否是活的有界的 DAC 网系统的多项式算法.
关 键 词: Petri 网;非对称选择网;可分解非对称选择网;活性;有界性
中图法分类号: TP301 文献标识码: A

在研究具有异步、并发特征的离散事件系统时,Petri 网是一种广泛使用的数学工具.当用 Petri 网来模拟一个实际系统时,人们主要关心的问题是要确定这个 Petri 网模型是否具有一些所期望的特性,如活性、有界性[1]等.这些特性刻画了系统的动态行为.比如,活性反映了被描述系统的整体或局部无死锁,而有界性则反映了系统无溢出.

要在 Petri 网可达图上进行活性判定非常困难,一般是 NP 问题,但是在合适的限制下,对某些 P/T 网子类的活性判定已找到了多项式算法.目前,对状态机、标识图和(扩展)自由选择网[2~7]的活性研究已十分成熟,而对非对称选择网[8~10]的活性研究也取得了一些好的结果.

我们的目标是寻找尽可能大的 Petri 网子类,因为对它们的活性判定有多项式时间算法.由于对一般非对称选择网我们猜想不存在多项式算法可以判定其活性[8],因此我们缩小区域,努力在非对称选择网范围内开展研究.受系统合成的启发[11~13],本文从分解以及尽可能简单分解的角度得到了符合上述条件的一个 AC 网子类(简称 DAC 网),以利于从相反方向去合成规模大的网类,并扩展了文献[10]的结果,给出了其系统活性的一个充分必要条件,证明了这类 AC 网活性满足单调性.最后,我们还给出了这类 AC 网系统活性和有界性判定的多项式时间算法,从而把对 AC 网的研究工作又向前推进了一步.

本文第 1 节给出一些基本概念以及对本文有用的结果.第 2 节给出 DAC 网的定义,说明它与其他网类的关系,给出了 DAC 网系统活性的充分必要条件.第 3 节给出了判定 DAC 网的多项式时间算法以及判定 DAC 网系统活性有界性的多项式时间算法.第 4 节总结全文.

1 基本概念和性质

由于 Petri 网已广泛用于系统建模与系统分析,Petri 网、库所、变迁、前集、后集、Petri 网系统、标识、子网、纯网、S-图等概念已深入人心,因此我们只引入对本文十分重要的少数几个定义.

定义 **1.1**. 设 $N=(P,T;F)$是一个 Petri 网,并有 $D\subseteq P,S\subseteq P,D\neq\varnothing,S\neq\varnothing.D(S)$称为一个非空死锁(陷阱),当且仅当

* 收稿日期: 2001-01-18; 修改日期: 2001-05-15
基金项目: 国家自然科学基金资助项目(60073013);国家重点基础研究发展规划 973 资助项目(G1998030416);中国科学院管理、决策和信息系统开放实验室(MADIS)资助项目
作者简介: 徐静(1972－),女,吉林松原人,博士,主要研究领域为 Petri 网,算法设计与分析;陆维明(1941－),男,上海人,研究员,博士生导师,主要研究领域为 Petri 网,软件工程,算法设计与分析.

${}^{\bullet}D\subseteq D^{\bullet}(S^{\bullet}\subseteq{}^{\bullet}S)$.死锁 D 称为极小的,当且仅当 D 的真子集都不是非空死锁.陷阱 S 称为最大的,当且仅当 S 为 N 中所有陷阱的并集.

定义 **1.2**. $N=(P,T;F)$是一个 Petri 网,M 为它的一个标识.

(1) 迁 $t\in T$ 在标识 M 下是使能的,当且仅当$\forall p\in{}^{\bullet}t:M(p)\geq 1$.

(2) 标识 M 下使能的变迁 t 可以执行,并且产生一个新标识 M'.M'由下式给出:

$$M'(p)=\begin{cases}M(p)+1, & 如果 p\in t^{\bullet}\setminus{}^{\bullet}t\\ M(p)-1, & 如果 p\in{}^{\bullet}t\setminus t^{\bullet}\\ M(p), & 否则\end{cases},$$

记为 $M[t>M'$并且 M'称为由 M 的可达标识.

(3) 达标识集 $R(N,M)$由以下标识组成:

(a) $M\in R(N,M)$;

(b) $\forall M_1\in R(N,M)$,如果存在 $t\in T$,使得 $M_1[t>M_2$,则 $M_2\in R(N,M)$.

定义 **1.3**. 设 $N=(P,T;F)$是一个 Petri 网,$\Sigma=(N,M_0)$是一个 Petri 网系统.

(1) 迁 $t\in T$ 是活的,当且仅当$\forall M\in R(N,M_0)$,存在 $M'\in R(N,M)$,使得 t 在 M'下是使能的;

(2) 迁 $t\in T$ 是活的,当且仅当$\forall t\in T$ 是活的;

(3) 迁 $t\in T$ 是有界的,当且仅当存在正整数 k,对$\forall p\in P,\forall M\in R(N,M_0)$有 $M(p)\leq k$.

定义 **1.4**. 设 $N=(P,T;F)$是一个 Petri 网,

(1) N 是结构活的,当且仅当存在一个标识 M_0,(N,M_0)是活的;

(2) N 是结构有界的,当且仅当对$\forall M_0$,(N,M_0)是有界的.

定义 **1.5**. 令 $N=(P,T;F)$是一个 Petri 网,

(1) N 是自由选择网(free choice net,简称 FC 网) iff $\forall p\in P,|p^{\bullet}|>1\Rightarrow{}^{\bullet}(p^{\bullet})=\{p\}$.

(2) N 是扩展自由选择网(extended free choice net,简称 EFC 网) iff $\forall p_1,p_2\in P$, $p_1^{\bullet}\cap p_2^{\bullet}\neq\varnothing\Rightarrow p_1^{\bullet}=p_2^{\bullet}$.

(3) N 是非对称选择网(asymmetric choice net,简称 AC 网) iff $\forall p_1,p_2\in P$, $p_1^{\bullet}\cap p_2^{\bullet}\neq\varnothing\Rightarrow p_1^{\bullet}\subseteq p_2^{\bullet}$ 或者 $p_2^{\bullet}\subseteq p_1^{\bullet}$.

(4) N 是强化非对称选择网(strong asymmetric choice net,简称 SAC 网) iff N 是 AC 网,且若 $p_1,p_2\in P$, $p_1^{\bullet}\subset p_2^{\bullet}$,则有 ${}^{\bullet}p_1={}^{\bullet}p_2$.

定义 **1.6**. 设 $N_i=(P_i,T_i;F_i)(i=1,2)$为两个 Petri 网,若 $N=(P,T;F)$满足条件:

(1) $P=P_1\cup P_2(P=P_1\cap P_2)$, $T=T_1\cup T_2(T=T_1\cap T_2)$,

(2) $F=F_1\cup F_2(F=F_1\cap F_2)$,

则称 N 为 N_1,N_2 的并网(交网),记为 $N=N_1\cup N_2(N=N_1\cap N_2)$.

定义 **1.7**. 设 $N=(P,T;F)$是一个 Petri 网,$s\in P$,称 N 经 s 分解生成网 N_1 和 N_2 iff $N_1\cup N_2=N,N_1\cap N_2=\{s\}$.

定义 **1.8**. 设(N,M)是 Petri 网系统,(N,M)是活的,如果对$\forall M'\geq M,(N,M')$也是活的,则称(N,M)的活性满足单调性.

定理 **1.1**[1]. FC(EFC)网系统(N,M_0)是活的,当且仅当 N 中每个非空(极小)死锁含有一个在 M_0 下标识的陷阱.

定理 **1.2**[1]. 如果 AC 网系统(N,M_0)中每个非空(极小)死锁含有标识的陷阱,那么(N,M_0)是活的.

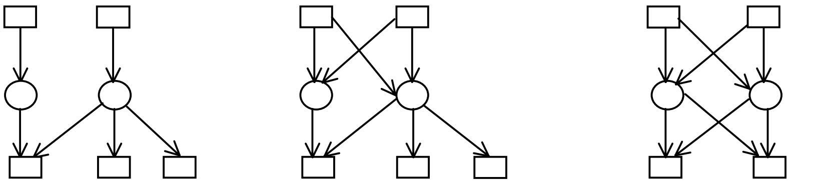
定理 **1.3**[3]. 设 $N=(P,T;F)$是一个 FC 网,$Q\subseteq P$ 是死锁,Q 的最大陷阱在 M_0 下无标识.则存在一个标识 $M\in R(N,M_0)$满足 $Q^{\bullet}$在 $R(N,M)$下不能发生.

2 可分解非对称选择网及其活性分析

定义 **2.1**. 令 $N=(P,T;F)$是一个 Petri 网,N 是可分解非对称选择网(decomposable asymmetric choice net,简称 DAC 网) iff 存在 $s\in P$,N 经过 s 分解可生成网 N_1 和 N_2,N_1 和 N_2 均为 FC 网.

图 1 给出了几个图形以说明 DAC 网与其他几种网类的关系.图 1(a)是 DAC 网,但不是 SAC 网;图 1(b)既是 DAC 网又是 SAC 网;图 1(c)是 SAC 网,但不是 DAC 网.容易看出 DAC 网是 AC 网的子类,它与 SAC 网互交,是

SAC 网的进一步扩充.



(a) Level 16 (b) DAC net and SAC net (c) SAC net and EFC net

(a) 层次 16 (b) DAC 网又是 SAC 网 (c) SAC 网又是 EFC 网

Fig.1 Different kinds of nets

图 1 几种不同的网类

引理 **2.1**. 设 $N=(P,T;F)$是一个 Petri 网,N 经 s 分解生成 N_1 和 N_2,N 中死锁 H(陷阱 D),若 $s\in H(s\in D)$,则存在非空的 H_1 和 $H_2(D_1$ 和 $D_2)$分别为 N_1 和 N_2 中的死锁(陷阱),且 $H_1\cup H_2=H(D_1\cup D_2=D)$.

证明比较简单,略.

定理 **2.2**. 设$\Sigma=(N,M_0)$是 DAC 网系统,Σ是活的,当且仅当每个非空(极小)死锁包含有标识的陷阱.

证明:设 N_1 和 N_2 为 N 经 s 分解后生成的 FC 网.

充分性:由定理 1.2 可知,结论显然成立.

必要性:假设存在极小死锁 H 满足 H 中最大陷阱 R(可为空)没有标识.

情形 1. $s\notin H$,则 $H\subset N_1$ 或 $H\subset N_2$

由定理 1.3,存在一个标识 $M\in R(N,M_0)$满足 $H^\bullet$在 $R(N,M)$下不能发生.因此Σ是不活的,与已知矛盾.

情形 2. $s\in H$,由引理可知,H_1 是 N_1 中的死锁,H_2 是 N_2 中的死锁,且 $H_1\cup H_2=H$ 分两种情况讨论.

(1) $s\notin R$,又分(a)、(b)两种情形讨论.

(a) 若 R 非空,则 $R\subset H_1$ 或 $R\subset H_2$.

假设 $R\subset H_1(R\subset H_2$ 同理)则在 N_1 中死锁 H_1 包含无标识的最大陷阱 R,在 N_2 中死锁 H_2 不包含陷阱.由定理 1.3 可知存在标识 $M_1\in R(N,M_0)$满足在 N_1 中 $H_1^\bullet$ 在 $R(N,M_1)$下不能发生(当然,在 N 中考虑 $H_1^\bullet$ 中有些变迁是可以发生的).显然$\forall p\in N_2-\{s\},M_1(p)=M_0(p)$.同样由定理 1.3 可知,存在 $M_2\in R(N,M_1)$,满足在 N_2 中 $H_2^\bullet$ 在 $R(N,M_2)$下不能发生(在 N 中考虑 $s^\bullet$有可能发生),显然$\forall p\in N_1-\{s\},M_2(p)=M_1(p)$.

因此,若 $M_2(s)=0$,则 $H^\bullet$在 $R(N,M_2)$下不能发生.

若 $M_2(s)\neq 0$,由定理 1.3 可知,存在 $M_3\in R(N,M_2)$,满足在 N_1 中 $H_1^\bullet$ 在 $R(N,M_3)$下不能发生.同样,$\forall p\in N_2-\{s\}$, $M_2(p)=M_3(p)$,因此 $H^\bullet$在 $R(N,M_3)$下不能发生.

总之,Σ是不活的,与已知矛盾.

(b) R 为空.

若 H_1 和 H_2 均不含(标识的)陷阱,证明过程同(a);

若 H_1 含标识的陷阱 R_1,则 H_2 不含陷阱.开始时我们遵守规则:在 N_1 中 $s^\bullet$不发生,则在 N_1 中必存在 $M_1\in R(N,M_0)$,使得$\forall M\in R(N,M_1)$,$^\bullet s$ 在 M 下不能发生.否则,必存在 $t\in{}^\bullet s$ 对于$\forall M_1\in R(N,M_0)$,$\exists M\in R(N,M_1)$使得 t 在 M 下是使能的,即 t 在 M_0 下是活的,则 H_1 中必存在子网 N'是活的.由定理 1.1 知 N'中每个非空死锁必包含标识的陷阱,而遵守规则后这些陷阱不包含 s(由于规定 $s^\bullet$不发生),因此 H 包含陷阱,与 R 为空矛盾.故在 N_1 中存在 $M_1\in R(N,M_0)$,使得$\forall M\in R(N,M_1)$,$^\bullet s$ 在 M 下不能发生,即 $M_1(s)\neq\infty$.

在 N_2 中由定理 1.3 可知,$\exists M_2\in R(N,M_1)$,满足 $H_2^\bullet$ 在 $R(N,M_2)$下不能发生(当然在 N 中考虑 $s^\bullet$有可能发生).若 $M_2(s)=0$,由于 $s^\bullet$不发生,N_1 中$^\bullet s$ 在 $R(N,M_2)$下不能发生,则在 N 中 $H_2^\bullet$ 在 $R(N,M_2)$下不能发生.若 $M_2(s)\neq 0$,则 N_1 中 $s^\bullet$有可能发生,因此$^\bullet s$ 也有可能发生,可能$\exists M\in R(N,M_2)$满足 $M(s)=\infty$,但由于 $M_2(s)\neq 0$,在 N_2 中必存在 p,满足 $p^\bullet=s^\bullet=\{t\}$且 $M_2(p)=0$,因此 t 在 $R(N,M_2)$下不能发生.总之,Σ是不活的,与已知矛盾.

(2) 若 $s\in R$,由引理可知 R_1 是 N_1 中的陷阱,R_2 是 N_2 中的陷阱,且 $R_1\cup R_2=R$,因此在 N_1 中死锁 H_1 包含无标识的最大陷阱 R_1,在 N_2 中死锁 H_2 包含无标识的最大陷阱 R_2.可以证出Σ是不活的,证明与(1)中的(a)类似.

综合上述情况,N 中每个非空(极小)死锁必含有标识的陷阱. □

推论 **2.1**. 令Σ=(N,M_0)是 DAC 网系统,则Σ的活性具有单调性.

证明:若(N,M_0)是活的,则 N 中每个非空(极小)死锁必包含标识的陷阱.对于$\forall M\geq M_0$,(N,M)中每个非空(极小)死锁包含标识的陷阱,由定理 2.2 可知(N,M)是活的,故Σ的活性具有单调性. □

推论 **2.2**. 令 N 是 DAC 网,则 N 是结构活的,当且仅当 N 中的每个非空(极小)死锁中包含陷阱.

例 1:如图 2 所示的 DAC 网系统是活的,因为$\{p_1,p_2,p_4\}$,$\{p_3,p_4\}$是 N 的全部极小死锁且为陷阱.

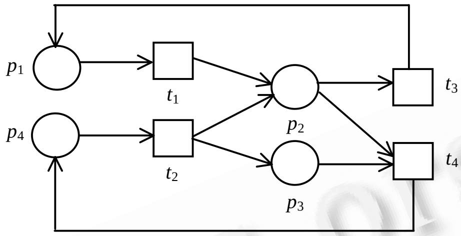


Fig.2 A live DAC net system

图 2 活的 DAC 网系统

有界性是 Petri 网的主要行为特性之一,特别是在实际应用中用户比较关心.

定理 **2.3**[10]. DAC 网系统Σ=(N,M_0)是活的有界的,当且仅当:

(1) N 中的每个非空极小死锁 H 是一个标识的陷阱;

(2) $\forall t\in H^\bullet$:$|{}^\bullet t\cap H|=|t^\bullet\cap H|=1$;

(3) $\forall p\in P$ 一定被包含在一个极小死锁中.

但是,有些活的 DAC 网系统不是有界的.

例 2:如图 3 所示的 DAC 网系统(N,M_0)是活的,但不是有界的.由于 t_1 和 t_2 可无限次地发生,因此 p 中托肯的数目就会无限增加,所以(N,M_0)是无界的.

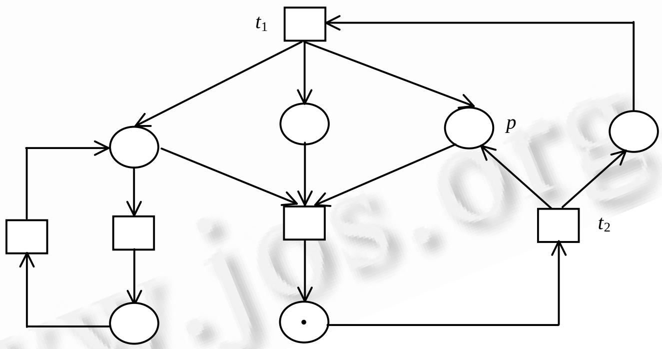


Fig.3

图 3

3 多项式判定算法

定义 **3.1**. 对于集合 A 和 B,$A-B=\{x|x\in A$ 且 $x\notin B\}$.

定义 **3.2**. 设 N=(P,T;F)是一个 Petri 网,$l,m\in P\cup T$,$p\in P$,i 为非负整数,

$$D(l,i,p)=\begin{cases}\{l\}, & i=0\\ \{l\}^\bullet\cup^\bullet\{l\}, & i=1\\ (D(l,i-1,p)-\{p\})^\bullet\cup^\bullet(D(l,i-1,p)-\{p\})-D(l,i-2,p), & i>1\end{cases}.$$

$\Gamma(m,p)=\{r\in P\cup T|$存在非负整数 $n,r\in D(m,n,p)\}$.

首先,我们给出判定一个 Petri 网是否为 DAC 网的多项式算法框架.

算法 1.

输入:一个 Petri 网 $N=(P,T;F)$.

输出:Yes,N 是 DAC 网;

No,其他.

A0 $n=0$

A1 For 每一个 $p\in P$ {

A1.1 If $|p^{\bullet}|>1$ 且$|^{\bullet}(p^{\bullet})|>1$ then {

A1.1.1 If $n=1$ then 停止,输出 No

A1.1.2 Else if $\exists r,t\in {}^{\bullet}(p^{\bullet}),r\neq t\neq p,r^{\bullet}\neq t^{\bullet}$且$|p^{\bullet}|>2$

Then 停止,输出 No

A1.1.3 $n=1;s=p$}}

A2 If $n=0$ then 输出 Yes

A3 Else if $n=1$ then {

A3.1 If $|s^{\bullet}|>2$ then

{存在惟一的 $t_1\in s^{\bullet}$满足$|^{\bullet}t_1|>1,T_1=\{t_1\};T_2=\{t\mid t\in s^{\bullet}$且 $t\neq t_1\}$}

A3.2 Else if $|s^{\bullet}|=2$ $(s^{\bullet}=\{t_1,t_2\})$ then

$\{T_1=\{t_1\};T_2=\{t_2\}\}$

A3.3 $N_1=\cup\{\Gamma(t,s)|t\in T_1\}$

A3.4 $N_2=\cup\{\Gamma(t,s)|t\in T_2\}$

A3.5 If $N_1\cap N_2=\varnothing$或 $N_1\cap N_2=\{s\}$ then 输出 Yes

A3.6 Else 输出 No,停止}

命题 3.1. N 是 Petri 网,经算法 1 可判断出 N 是否为 DAC 网.

证明:对于 $p\in P$,如果 p 不满足 A1.1 的条件,那么或者$|p^{\bullet}|\le 1$ 或者$|^{\bullet}(p^{\bullet})|=1$,因此 p 满足 FC 网的条件.若对每个 p 都不满足 A1.1 的条件,则 N 是 FC 网,故 N 也是 DAC 网,输出 Yes.若$\exists p\in P$ 满足 A1.1 的条件,由 DAC 网的定义可知,这样的 p 只能有一个,因此,若 $n=1$(已经存在 P 中元素满足 A1.1 的条件),则 N 不是 DAC 网,输出 No.若 p 满足 A1.1 的条件,r,t 满足 A1.1.2 的条件,则$\forall s\in P,N$ 经 s-分解后 N_1 和 N_2 中至少有一个不是 FC 网,故 N 不是 DAC 网,输出 No.若仅有一个 s 满足 A1.1 且 P 中元素不满足 A1.1.2,则 N 有可能分解成两个 FC 网,但还要检验这两个网除 s 外有无交集,步骤 A3 实现了这一检验. □

步骤 A1.1.2 在最坏情况下复杂度为 $O(|F|)$,则 A1.1 在最坏情况下复杂度为 $O(|F|^3)$,而 A1.1 最多执行$|P|$次,故 A1 在最坏情况下复杂度为 $O(|P||F|^3)$,而步骤 A3 在最坏情况下复杂度为 $O(|F|^2)$,因此算法 1 在最坏情况下的复杂度为 $O(|P||F|^3)$,可以估计为 $O(n^7)$.此处 $n=\max(|P|,|T|),|F|$取 $n^2,|P|$与$|T|$均取 n.

命题 3.2. $\Sigma=(P,T;F,M)$是一个活的有界的 DAC 网系统.$H\subseteq P$ 是极小死锁,则 H 生成一个强连通的 S-图.

证明:由定理 2.3 可以推出此结论. □

下面,我们给出判定一个 Petri 网是活的有界的 DAC 网的一个多项式算法框架(部分采用文献[5,6]中的算法步骤).

算法 2.

输入:一个 Petri 网系统Σ.

输出:Yes,Σ是活的有界的 DAC 网系统;

No,其他.

B0 算法 1 (不输出 Yes).

B1 检验Σ是否强连通.

If Σ不是强连通的 then 停止,输出 No.

B2 For $\forall p\in P$,找到一个包含 p 的强连通 S-图.

B2.1 找到一个包含 p 的极小死锁 H.

If p 不包含在任何极小死锁中 then 停止,输出 No(由于定理 2.3).

B2.2 检验 H 是否是 S-图.

If H 不是一个 S-图 then 停止,输出 No(由于命题 3.2).

B3 For 每个(p,t),此处 p 满足$|p^{\bullet}|\geq 2$ 且 $t\in p^{\bullet}$.

找到包含 p 的极小死锁 H 并且 $t^{\bullet}$不属于 H.

If $H=\varnothing$ then 停止,输出 No.

B4 检验是否存在没有标识的死锁.

If 存在一个没有标识的死锁 then 停止,输出 No(由于定理 2.3).

Else 输出 Yes.

为了确定此算法最坏情况的复杂度,下面给出算法中每一步在最坏情况下的复杂度(可参阅文献[5,6]):

B0 检验Σ是否是 DAC 网系统.$O(|P||F|^3)$.

B1 检验Σ是否强连通.$O(|P|+|T|+|F|)$.

B2.1 找到一个包含 p 的极小死锁 H.$O(|T|(|P|+|T|+|F|))$.

B2.2 检验 H 是否是 S-图.$O(|T||P|)$.

B3 For 每个(p,t),找到包含 p 的极小死锁 H 并且 $t^{\bullet}$不属于 H.$O((|F||P|)^2)$.

B4 检验是否存在没有标识的死锁.$O(|P|^2|T|)$.

步骤 B0,B1,B3,B4 最多执行一次.步骤 B2.1 和 B2.2 最多执行$|P|$次.因此,算法 2 在最坏情况下的复杂度为 $O(|P||T|(|P|+|T|+|F|)+(|F||P|)^2+|P||F|^3)$,可以估计为 $O(n^7)$.此处 $n=\max(|P|,|T|)$,$|F|$取 n^2,$|P|$与$|T|$均取 n.

4 总 结

对系统活性的研究可以有不同的出发点,有些从控制角度出发[14],有些从效率角度出发[15],而我们从是否具有多项式判定算法(P 算法)的角度得到了一些结果.我们定义了 DAC 网,从其定义可以看出 DAC 网包含了自由选择网,但其活性仍可用极小死锁的结构特性来刻画.由此可见,这类 AC 网更具有一般性.本文扩展了活性满足单调性的网类,并对活的有界的 DAC 网系统进行了讨论.进一步扩展具有 P 算法判定活性的网类是下一步工作的重点.

References:

[1] Murata, T. Petri nets: properties, analysis and applications. Proceedings of the IEEE, 1989,77(4):541~580.

[2] Commoner, F., Holt, A.W., Even, S., *et al.* Marked directed graphs. Journal of Computer System Science, 1971,5(5):511~523.

[3] Desel, J., Esparza, J. Free Choice Petri Nets. London: Cambridge University Press, 1995.

[4] Barkaoui, K., Couvreur, J.M., Duteihet, C. On liveness in extended non self-controlling nets. Lecture Notes on Computer Science, 1995,935:25~44.

[5] Kemper, P., Bause, F. An efficient polynomial-time algorithm to decide liveness and boundedness of free choice nets. Lecture Notes on Computer Science, 1992,616:263~278.

[6] Barkaoui, K., Minoux, M. A polynomial time graph algorithm to decide liveness of some basic classes of bounded Petri nets. Lecture Notes on Computer Science, 1992,616:62~75.

[7] McLeod, R.D., Kovalyov, A. Strongly connected free-choice systems having nondead home markings are live and bounded. Petri Net Newsletter, 1998,54:16~18.

[8] Lu, Wei-ming, Zhen, Qiang. The study of petri net system liveness. Journal of Computer Science, 1999,26(4):1~4 (in Chinese).

[9] Barkaoui, K., Pradat-Peyre, J. On liveness and controlled siphons in Petri nets. Lecture Notes on Computer Science, 1996,1091: 57~72.

[10] Zhen, Qiang, Lu Wei-ming. On liveness and safeness of asymmetric choice nets. Journal of Software, 2000,11(5):590~605 (in Chinese).

[11] Koutny, M. A compositional model of time Petri nets. Lecture Notes on Computer Science, 2000,1825:303~322.

[12] Lakos, C. Composing abstraction of coloured Petri nets. Lecture Notes on Computer Science, 2000,1825:323~345.

[13] Souissi, Y. On Liveness preservation by composition of nets via a set of places. In: Advances in Petri Nets. LNCS 524, 1991, 277~295.

[14] He, K.X., Lemmon, M.D. Liveness verification of discrete event systems modeled by *n*-safe ordinary Petri nets. Lecture Notes on Computer Science, 2000,1825:227~243.

[15] Ciardo, G., Luttgen, G., Siminiceanu, R. Efficient symbolic state-space construction for asynchronous systems. Lecture Notes on Computer Science, 2000,1825:103~122.

附中文参考文献:

[8] 陆维明,甄强.Petri 网活性与研究.计算机科学,1999,26(4):1~4.

[10] 甄强,陆维明.论非对称选择网的活性与安全性.软件学报,2000,11(5):590~605.

Liveness and Boundedness of Decomposable Asymmetric Choice Nets*

XU Jing, LU Wei-ming

(*Academy of Mathematics and System Sciences*, *The Chinese Academy of Sciences*, *Beijing* 100080, *China*)

E-mail: {xj,wmlu}@math03.math.ac.cn

http://www.math.ac.cn

Abstract: Liveness and safeness are important behavioral properties of net systems. In this paper, a subclass of AC nets which are called decomposable asymmetric choice nets are obtained. A necessary and sufficient condition of liveness for decomposable AC systems is also proved. Moreover, a polynomial-time algorithm is presented to decide whether a Petri net system is live and bounded decomposable AC system.

Key words: Petri net; asymmetric choice net; decomposable asymmetric choice net; liveness; boundedness

* Received January 18, 2001; accepted May 15, 2001

Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant No.60073013; the National Grand Fundamental Research 973 Program of China under Grant No.G1998030416; the Foundation of the Laboratory of Management, Decision and Information System (MADIS) of the Chinese Academy of Sciences