DOI: 10.7641/CTA.2015.40204

非确定型离散事件系统双模拟控制的实现

刘富春†

(广东工业大学 计算机学院, 广东 广州 510006)

摘要: 近年来, 双模拟等价关系与离散事件系统监控理论相结合的研究引起了国内外许多学者的广泛关注. 本文针对作者在前期工作中提出的非确定型离散事件系统的双模拟控制机制, 进一步探讨其实现问题. 利用投影映射对系统规范说明语言进行等价类划分, 构造了一棵计算树, 得到了一个判断规范说明是否具有基于模拟关系可观性的多项式算法, 证明了双模拟控制机制是多项式时间算法可实现的. 同时, 通过对控制器配备具有存储和判断功能的模拟关系识别器, 阐述了这种双模拟控制机制是物理可实现的.

关键词: 离散事件系统; 监督控制; 双模拟关系; 非确定型自动机; 双模拟控制

中图分类号: TP13　　**文献标识码**: A

Realization of bisimilarity control of nondeterministic discrete event systems

LIU Fu-chun†

(School of Computers, Guangdong University of Technology, Guangzhou Guangdong 510006, China)

Abstract: Due to the practical and theoretical importance, the study of combining discrete event systems (DESs) with bisimulation equivalence has received considerable attention in recent years. This paper addresses the realization problem for bisimilarity control of nondeterministic DESs proposed in the prior work. A computing tree is constructed based on the subset of Cartesian product of nondeterministic plant and specification, and a polynomial algorithm is presented to check the simulation-based observability of specification, which indicates that the existence of bisimilarity supervisors can be verified with a polynomial complexity. Moreover, the physical design is further discussed, and it is illustrated that the bisimilarity control mechanism can be physically realized by employing an additional simulation recognizer with memory and judgement function.

Key words: discrete event systems; supervisory control; bisimulation equivalence; nondeterministic automata; bisimilarity control

1　引言(Introduction)

双模拟关系(bisimulation relation)是一种用于描述系统之间可相互模拟的等价关系[1–2], 它作为简化系统复杂性技巧中最重要方法之一, 已广泛应用于计算机形式语义[3]、概率系统[4]、标记迁移系统[5]、线性系统控制[6]、混杂系统控制[7]、Petri网[8]以及系统模型检验[9]等众多研究领域.

近年来, 双模拟关系在与离散事件系统(discrete event systems, DESs)控制[10]相结合的研究引起了国内外许多学者的广泛关注. Barrett和Lafortune探讨了离散事件系统的监控理论与双模拟关系以及强模型匹配之间的关系[11]. Komenda和van Schuppen利用双模拟关系建立了一种基于余代数的离散事件系统监控理论[12]. Tabuada则以范畴论为理论工具, 将双模拟关系提升为某个范畴中的函子, 提出了一种包括离散事件系统在内的泛系统控制器的合成方法[13]. Zhou和Kumar在文[14–15]中分别研究了全观测下和偏观测下非确定型离散事件系统与规范说明之间存在双模拟等价关系的条件, 得到了一个用状态可控性来刻画控制器存在性的充分必要条件. 本文则在Wonham-Ramadge监控理论[16]框架下, 从另一个角度考虑了双模拟关系在非确定型离散事件系统控制中的应用, 通

收稿日期: 2014−03−14; 录用日期: 2014−08−18.

†通信作者. E-mail: fliu2011@163.com; Tel.: +86 13533538020.

国家自然科学基金项目(61273118, 60974019), 广东省自然科学基金项目(S2012010010570), 广东省教育厅高等学校高层次人才项目, 广东高校省级重大科研项目资助.

Supported by National Natural Science Foundation of China (61273118), National Natural Science Foundation of Guangdong (S2012010010570), Foundation for High-level Talents in Higher Education of Guangdong, Guangdong Provincial Major Scientific Research Projects in Universities.

过对基于双模拟关系的可控性和基于双模拟关系的可观性进行形式化, 提出了一种新的非确定型离散事件系统双模拟控制机制[1–2].

本文继续文[2]的工作, 进一步研究其算法实现和物理实现等问题. 本文首先将具有相同投影的事件串视为同一个等价类, 依此对规范说明语言进行等价类划分. 然后, 通过计算规范说明与被控系统自动机状态集的笛卡尔积, 构造了一棵计算树以刻画规范说明与被控系统的被模拟关系, 提出了一个判断规范说明是否具有基于模拟关系可观性的多项式算法, 从而得到了关于这种双模拟控制机制下验证控制器的存在性可在多项式时间内实现的结论. 同时, 根据这种双模拟控制机制的合成规则, 提出了在传统控制器的基础上配备具有存储功能和判断功能的模拟关系识别器的设计方法, 实现了控制器在模拟关系识别器的作用下对非确定型离散事件系统实施监督控制.

2 非确定型离散事件系统的双模拟控制(Bisimilarity control of nondeterministic DESs)

离散事件系统是一类由离散事件按照一定的运行规则相互作用而导致状态演化的动态系统[17]. 它可以形式化定义如下:

定义 1 一个离散事件系统是指有限自动机

$$G=(X,\Sigma,\alpha,x_0,X_{\rm m}),\tag{1}$$

其中: X是有限状态集, Σ是有限事件集, α是状态转移函数$\alpha: X\times\Sigma\to 2^X$, $x_0\in X$是初始状态, $X_{\rm m}\subseteq X$是终结状态集. 如果对任意$x\in X$ 和$\sigma\in\Sigma$, 都有$|\alpha(x,\sigma)|\leqslant 1$, 则称$G$为确定型有限自动机(deterministic finite automaton, DFA); 否则, 称G为非确定型有限自动机(nondeterministic finite automaton, NFA).

记Σ^*为包含空串ϵ在内的所有Σ上有限长符合串集, 则Σ^*的任一子集都称为一个语言. G的生成语言是指G中由初始状态x_0引出的所有事件串的集合$L(G)$, 即

$$L(G)=\{s\in\Sigma^*:\alpha(x_0,s)\neq\varnothing\}.\tag{2}$$

G的接受语言是$L(G)$中所有可到达某个终结状态的所有事件串的集合, 记为$L_{\rm m}(G)$, 即

$$L_{\rm m}(G)=\{s\in L(G):\alpha(x_0,s)\cap X_{\rm m}\neq\varnothing\}.\tag{3}$$

一般地, 从系统可控性来说, 事件集可分为两个不相交子集$\Sigma=\Sigma_{\rm c}\dot\cup\Sigma_{\rm uc}$, 其中$\Sigma_{\rm c}$是可控事件集, $\Sigma_{\rm uc}$是不可控事件集. 从系统可观性来说, Σ又可分为$\Sigma=\Sigma_{\rm o}\dot\cup\Sigma_{\rm uo}$, 其中$\Sigma_{\rm o}$和$\Sigma_{\rm uo}$分别是可观事件集和不可观事件集. 由于通常情况下控制器只能观测到$\Sigma_{\rm o}$中事件的发生, 因此, 当事件依次发生时, 控制器观测到的是一个被投影(projection)过滤后的事件串, 这里投影定义为一个映射$P:\Sigma^*\to\Sigma_{\rm o}^*$, 它满足$P(\epsilon)=\epsilon$, 且对于$\sigma\in\Sigma$和$s\in\Sigma^*$, 有

$$P(s\sigma)=\begin{cases}P(s)\sigma, & \text{如果 } \sigma\in\Sigma_{\rm o},\\ P(s), & \text{如果 } \sigma\in\Sigma_{\rm uo}.\end{cases}\tag{4}$$

定义 2[10] G的控制器(supervisor)定义为一个映射$S_P: P(\Sigma^*)\to 2^\Sigma$, 它满足: 对任意$s\in\Sigma^*$, 有

$$\Sigma_{\rm uc}\cap\{\sigma\in\Sigma: s\sigma\in L(G)\}\subseteq S_P(P(s)).\tag{5}$$

定义 3 S_P监控下的被控系统记为S_P/G, 其生成语言$L(S_P/G)$递归定义为$\epsilon\in L(S_P/G)$; 并且$s\sigma\in L(S_P/G)$ 当并且仅当$s\in L(S_P/G)$, $s\sigma\in L(G)$, $\sigma\in S_P(P(s))$. S_P/G的接受语言定义为

$$L_{\rm m}(S_P/G)=L(S_P/G)\cap L_{\rm m}(G).$$

定义 4 一个语言K称为基于语言可控的, 如果

$$\bar K\Sigma_{\rm uc}\cap L(G)\subseteq\bar K,\tag{6}$$

这里$\bar K$是K的前缀闭包(prefix-closure).

定义 5 一个语言K称为基于语言可观的, 若对所有满足$P(s)=P(s')$的s, $s'\in\bar K$, 下列条件都成立:

$$(\forall\sigma\in\Sigma_{\rm c})s\sigma\in\bar K\wedge s'\sigma\in L(G)\ \Rightarrow\ s'\sigma\in\bar K.\tag{7}$$

定义 6[1] 设$G_i=(X_i,\Sigma,\alpha_i,x_{0i},X_{mi}), i=1,2$, 是两个NFA, 称$G_1$可被$G_2$模拟($G_1$ is simulated by G_2), 如果存在一个二元关系$\Phi\subseteq X_1\times X_2$, 使得$(x_{01},x_{02})\in\Phi$, 且对任意$(x_1,x_2)\in\Phi$, 满足:

1) 对任意$\sigma\in\Sigma$和$x_1'\in\alpha_1(x_1,\sigma)$, 都存在$x_2'\in\alpha_2(x_2,\sigma)$, 使得$(x_1',x_2')\in\Phi$;

2) 若$x_1\in X_{m1}$, 则$x_2\in X_{m2}$.

此时, 记为$G_1\sqsubseteq_\Phi G_2$, 并称Φ为一个模拟关系.

定义 7 设$\Phi\subseteq(X_1\times X_2)\cup(X_2\times X_1)$满足对称性, 且$G_1\sqsubseteq_\Phi G_2$, $G_2\sqsubseteq_\Phi G_1$, 则Φ称为是G_1和G_2之间的一个双模拟关系(bisimulation relation), 记为$G_1\simeq_\Phi G_2$. 显然, 双模拟关系是一个等价关系.

定义 8[1] 给定非确定型离散事件系统$G=(X,\Sigma,\alpha,x_0,X_{\rm m})$和非确定型规范说明$R=(Q,\Sigma,\delta,q_0,Q_{\rm m})$. 设$R\sqsubseteq_\Phi G$且$S_P$是$G$的控制器. 基于模拟关系$\Phi$的被控系统构造为如下NFA:

$$S_P^\Phi/G=(Y,\Sigma,\beta,y_0,Y_{\rm m}),\tag{8}$$

其中状态集$Y=Q\times X$, 初始状态为$y_0=(q_0,x_0)$, 终结状态集$Y_{\rm m}=Y\cap(Q_{\rm m}\times X_{\rm m})$, 状态转移函数$\beta: Y\times\Sigma^*\to 2^Y$递归定义如下:

i) $(q,x)\in\beta(y_0,\sigma)\Leftrightarrow q\in\delta(q_0,\sigma)$, $x\in\alpha(x_0,\sigma)$, $\sigma\in S_P(\epsilon)$, 并且当$\sigma\in\Sigma_{\rm c}$时, 有$(q,x)\in\Phi$;

ii) $(q',x')\in\beta((q,x),\sigma)\Leftrightarrow(q,x)\in\beta(y_0,s)$, $q'\in\delta(q,\sigma)$, $x'\in\alpha(x,\sigma)$, $\sigma\in S_P(P(s))$, 并且当$\sigma\in\Sigma_{\rm c}$时, 有$(q',x')\in\Phi$.

定义 9　若对任意$s \in \Sigma^*$和$y_1, y_2 \in \beta(y_0, s)$, 都有$E(y_1) \cap \Sigma_{\rm uc} = E(y_2) \cap \Sigma_{\rm uc}$, 则称$S_P^{\Phi}/G$是$\Sigma_{\rm uc}$–相容的, 其中$E(y_i) = \{\sigma \in \Sigma : \beta(y_i, \sigma) \neq \varnothing\}, i = 1, 2$.

定义 10[2]　给定非确定型离散事件系统$G = (X, \Sigma, \alpha, x_0, X_{\rm m})$和非确定型规范说明$R = (Q, \Sigma, \delta, q_0, Q_{\rm m})$. 称$R$为基于模拟关系可控的, 如果存在一个模拟关系$\Phi$, 使得$R \sqsubseteq_{\Phi} G$, 且满足

$$\begin{cases} (\forall s \in L(R))(\forall q \in \delta(q_0, s))(\forall \sigma \in \Sigma_{\rm uc}) \\ (s\sigma \in L(G) \ \Rightarrow \ \delta(q, \sigma) \neq \varnothing). \end{cases} \tag{9}$$

定义 11[2]　给定非确定型离散事件系统$G = (X, \Sigma, \alpha, x_0, X_{\rm m})$和非确定型规范说明$R = (Q, \Sigma, \delta, q_0, Q_{\rm m})$, 称$R$为基于模拟关系可观的, 如果存在一个模拟关系$\Phi$, 使得$R \sqsubseteq_{\Phi} G$, 并且对任意满足$P(s) = P(s')$的$s, s' \in L(R)$, 都有

$$\begin{cases} (\forall q \in \delta(q_0, s'))(\forall \sigma \in \Sigma_{\rm c}) \\ (s\sigma \in L(R) \wedge s'\sigma \in L(G) \Rightarrow \ \delta(q, \sigma) \neq \varnothing). \end{cases} \tag{10}$$

定理 1[2](双模拟可控与可观定理)　给定非确定型离散事件系统$G = (X, \Sigma, \alpha, x_0, X_{\rm m})$和非确定型规范说明$R = (Q, \Sigma, \delta, q_0, Q_{\rm m})$. 设$L(R)$是基于语言可控和基于语言可观的, 则存在一个模拟关系$\Phi \subseteq Q \times X$和一个$P$–控制器$S_P$使得被控系统$S_P^{\Phi}/G$是$\Sigma_{\rm uc}$–相容且$S_P^{\Phi}/G \simeq R$的充要条件是$R$具有基于模拟关系可控性和基于模拟关系可观性.

3　双模拟控制的实现算法(Realization algorithm for bisimilarity control)

由定理1知, 满足$S_P^{\Phi}/G \simeq R$的控制器S_P的存在性主要依赖于R的基于模拟关系可控性和基于模拟关系可观性. 文献 [1]给出了一个验证R是否具有基于模拟关系可控性的多项式时间算法, 因此, 为验证这种控制器S_P的存在性, 本文只需要进一步给出验证R是否具有基于模拟关系可观性的算法.

下面利用构造一棵“计算树”的方法, 给出验证R基于模拟关系可观性的多项式时间算法.

首先, 根据投影P在$L(R)$上定义一个二元关系$\sim_P$: 对任意$s, s' \in L(R)$, 定义

$$s \sim_P s' \Leftrightarrow P(s) = P(s'). \tag{11}$$

不难验证$\sim_P$是$L(R)$上的一个等价关系. 在这个等价关系$\sim_P$的基础上, 可将$L(R)$划分成不同的等价类:

$$L(R)/\sim_P = \{[s]_P : s \in L(R)\}, \tag{12}$$

其中$s' \in [s]_P$表示$s' \in L(R)$且$P(s) = P(s')$.

然后, 在系统G中引入一个新状态“null”, 它表示“空”状态, 称笛卡尔集$Q \times (X \cup \{\rm null\})$中的元素$(q, x)$为“状态对”. 规定计算树的每个结点都是$Q \times (X \cup \{\rm null\})$的某个子集, 并具有如下形式:

$$p = \{(q, x_1), (q, x_2), \cdots, (q, x_k)\}, \tag{13}$$

即同一结点中的所有“状态对”都要求有相同的第1个坐标. 特别地, 称这种第2个坐标为“null”的结点$p = \{(q, \rm null)\}$为“空结点”.

下面, 本文具体给出验证R是否具有基于模拟关系可观性的算法.

算法 1　验证R的基于模拟关系可观性算法.

步骤 1　构造计算树T以验证$R \sqsubseteq G$是否成立:

步骤 1.1　以$p_0 = \{(q_0, x_0)\}$为T的根结点;

步骤 1.2　对T中每个结点

$$p^i = \{(q^i, x_1^i), (q^i, x_2^i), \cdots, (q^i, x_k^i)\}, \tag{14}$$

若$E(q^i) \neq \varnothing$, 则计算p^i的每个元素对的孩子结点集: 对于元素对(q^i, x_j^i) $(1 \leqslant j \leqslant k)$, 如果$q^i$在$R$中有$l$个状态转移, 不妨将这些状态转移记为

$$< q^i, \sigma_1^i, q_1^{i+1} >, \cdots, < q^i, \sigma_l^i, q_l^{i+1} >, \tag{15}$$

那么(q^i, x_j^i) 的孩子结点集(记为$\rm Son$$(q^i, x_j^i)$)有$l$个孩子结点: $p_1^{i+1}, \cdots, p_l^{i+1}$, 其中每个$p_h^{i+1}$ $(1 \leqslant h \leqslant l)$定义如下:

i)　当$\alpha(x_j^i, \sigma_h^i) = \varnothing$时, $p_h^{i+1} = \{(q_h^{i+1}, \rm null)\}$;

ii)　当$\alpha(x_j^i, \sigma_h^i) \neq \varnothing$时,

$$p_h^{i+1} = \{q_h^{i+1}\} \times \alpha(x_j^i, \sigma_h^i) - Q_{\rm m} \times (X - X_{\rm m}).$$

步骤 1.3　对$\rm Son$$(q^i, x_j^i)$ $(1 \leqslant j \leqslant k)$分析如下:

i)　如果$\rm Son$$(q^i, x_j^i)$包含空集$\varnothing$作为其孩子结点, 则算法输出结果$R \not\sqsubseteq G$;

ii)　如果$\rm Son$$(q^i, x_j^i)$包含有“空结点”作为其孩子结点, 则从$p^i$中删除元素对$(q^i, x_j^i)$并从$T$中剪去$(q^i, x_j^i)$为根结点的子树;

步骤 1.4　如果经过步骤1.3中ii)之后结点p_i变为$\varnothing$, 则算法输出结果$R \not\sqsubseteq G$.

步骤 1.5　反复执行步骤1.2–1.4, 直到T中不再出现新结点为止.

步骤 2　如果步骤1输出的结果是$R \not\sqsubseteq G$, 则转到步骤4; 否则, 根据等式 (12), 将 $L(R)$ 划分为等价类 $L(R)/\sim_P$.

步骤 3　按如下方法有条件地添加从T中某些结点到结点“UNOBS”的状态转移: 对于结点(q, x), 记$s'_{(q,x)}$为T中从根结点p_0到(q, x)的事件串, 并令

$$M_{(q,x)} = (\bigcup_{x' \in \alpha(x_0, s'_{(q,x)})} E(x')) \cap \Sigma_{\rm c} - E((q, x)). \tag{16}$$

如果$M_{(q,x)} \neq \varnothing$, 且存在$s \in [s'_{(q,x)}]_P$和$\sigma \in M_{(q,x)}$, 使得$s\sigma \in L(R)$, 则添加从该结点$(q, x)$到“UNOBS”的状态转移.

步骤 4 算法结束, 根据以下结果判断R是否具有基于模拟关系可观性: 如果步骤1输出的结果是$R \not\sqsubseteq G$或在执行步骤3后T中存在到结点“UNOBS”的状态转移, 那么R不具有基于模拟关系可观性; 否则, R具有基于模拟关系可观性.

定理 2 算法1能够实现对R是否具有基于模拟关系可观性的验证.

证 由于R和G都是有限自动机, 因此, 算法是可终止的. 下面再证明算法的正确性.

在步骤1.3中的i), 若$\mathrm{Son}(q^i, x_j^i)$包含了$\varnothing$作为孩子结点, 则根据p_h^{i+1}的定义可知, 一定存在$q_k^{i+1} \in \delta(q_0, s)$使得$q_k^{i+1} \in Q_{\mathrm{m}}$, 然而$\alpha(x_0, s) \cap X_{\mathrm{m}} = \varnothing$, 这表明定义6中的2)不满足, 因此, $R \not\sqsubseteq G$. 在步骤1.3的ii)中, 若$\mathrm{Son}(q^i, x_j^i)$含某“空结点”$\{(q_h^{i+1}, \mathrm{null})\}$作为其子结点, 则由$q_k^{i+1} \in \delta(q^i, \sigma_k^i)$和$\alpha(x_j^i, \sigma_k^i) = \varnothing$得知$q^i \not\sqsubseteq x_j^i$. 因此, 根据定义6的1), 元素对$(q^i, x_j^i)$应该从模拟关系中删除. 在步骤1.4中, 如果某结点p_i经过步骤1.3中的ii)之后变为$\varnothing$, 这表明$q^i \in \delta(q_0, s)$但不存在$x \in \alpha(x_0, s)$使$q^i \sqsubseteq x$, 即定义6的1)不成立, 故$R \not\sqsubseteq G$. 这些表明步骤1可验证$R \sqsubseteq G$是否成立.

在执行步骤1之后, 如果结果为$R \not\sqsubseteq G$, 则转到执行步骤4, 此时算法结束并得到R不具有基于模拟关系可观性的结论. 否则, 算法相继执行步骤2–3. 在步骤3中, 若存在元素对(q, x)使得$M_{(q,x)} \neq \varnothing$, 并且存在$s \in [s'_{(q,x)}]_P$和$\sigma \in M_{(q,x)}$使得$s\sigma \in L(R)$, 则表明$P(s) = P(s'_{(q,x)})$, $s\sigma \in L(R)$, 但是$s'_{(q,x)}\sigma \notin L(R)$. 因此, 根据定义11可知, R不具有基于模拟关系可观性, 从而在算法步骤3中, 一个从结点(q, x)到结点“UNOBS”的状态转移被添加到计算树T中以标记R不具有基于模拟关系可观性. 因此, 算法在执行完步骤4时可以验证R是否具有基于模拟关系可观性.

定理 3 双模拟控制机制可在多项式时间内实现.

证 由定理1及文[1]中给出的基于模拟关系可控性的多项式时间算法可知, 本文只需要证明算法1也是一个多项式算法.

设$|Q|$和$|X|$分别是R和G的状态集. 记R中从q_0出发的最长简单路径的长度为n, 则计算树T最多有$n+1$层. 由于每个结点都最多有$|Q||\Sigma|$个孩子结点, 而每个孩子结点最多包含$|X|+1$元素对, 因此, 第1层只有1个根结点p_0, 第2层最多有$|Q||\Sigma|$个结点, 第3层最多有$(|Q||\Sigma|)^2(|X|+1)$个结点. 以此类推, 第$n+1$层最多有$(|Q||\Sigma|)^n(|X|+1)^{n-1}$个结点. 从而$T$的总结点数最多是$\mathrm{O}(|Q|^n|\Sigma|^n|X|^{n-1})$. 同时, 在步骤3中也是有最多个$\mathrm{O}(|Q|^n|\Sigma|^n|X|^{n-1})$指向“UNCOOB”的状态转移被添加到$T$中. 故算法1的复杂性是一个关于状态集和事件集的多项式$\mathrm{O}(|Q|^n|\Sigma|^n|X|^{n-1})$.

证毕.

4 双模拟控制的物理实现(Physical realization of bisimularity control)

由文 [1–2]知, 双模拟控制机制是在传统机制[10]的基础上引入了一个模拟关系, 这种模拟关系可以用一个器件Γ_Φ(称之为模拟关系识别器)来实现. Γ_Φ具有以下两个功能:

- 存储功能: 对给定的规范说明R和系统G, 如果$R \sqsubseteq_\Phi G$, 则将Φ中的所有元素存储在Γ_Φ中;
- 判断功能: 对系统G的任一状态转移信息(x, s)(其中x为当前状态, s为已发生事件串), Γ_Φ将依据其存储信息判断是否存在R的某个状态q使得$(q, x) \in \Phi$. 如果存在, 则输出s; 否则对这个输入不作反应.

由于R和G一旦给定, 从R到G的模拟关系Φ就已确定, 因此, 模拟关系识别器Γ_Φ的存储功能在系统执行控制之前就可以通过数据库以存储集合元素的方式实现. 在此数据库的基础上, 模拟关系识别器对系统任一状态转移信息(x, s), 关于是否存在某个q使得$(q, x) \in \Phi$的判断本质上是基于状态和事件推演的Yes或No的判断, 这种判断是用逻辑电路物理可实现的.

5 实例(Examples)

例 1 考虑离散事件系统G和规范说明R, 如图1所示, 其中$\Sigma_{\mathrm{c}} = \{a\}$, $\Sigma_{\mathrm{o}} = \{b\}$.

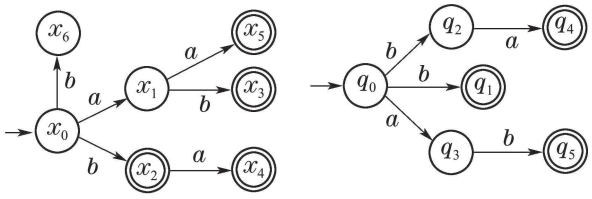

图 1 系统G(左)和规范说明R(右)

Fig. 1 System G (left) and specification R (right)

如果$\Phi = \{(q_0, x_0), (q_1, x_2), (q_2, x_2), (q_3, x_1), (q_4, x_4), (q_5, x_3)\}$, 则$R \sqsubseteq_\Phi G$. 然而当$s = s' = b, \sigma = a$时, 式(10)不成立, 因此, R不具有基于模拟关系可观性. 为阐述算法1, 下面再用算法1验证这一结论.

算法执行步骤1之后的计算树如图2所示.

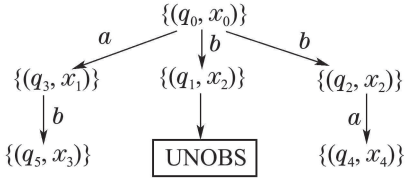

图 2 例1中构造的计算树T

Fig. 2 Computing tree T in Example 1

根据步骤2可知, $L(R)$可被划分为$L(R)/\sim_P = \{[b]_P, [a]_P\}$, 其中$[b]_P = \{b, ab, ba\}$, $[a]_P = \{\epsilon, a\}$. 对于结点(q_1, x_2), 有$s'_{(q_1,x_2)} = b$且根据式(16)得$M_{(q_1,x_2)}$

$= \{a\} \neq \varnothing$. 同时, 取 $s = b$ 和 $\sigma = a$ 时, 满足条件 $s \in [s'_{(q_1,x_2)}]_P$, $\sigma \in M_{(q_1,x_2)}$ 及 $s\sigma \in L(R)$. 根据步骤3, 一个从结点 (q_1, x_2) 到结点“UNOBS”的状态转移被添加到 T 中. 从而在执行步骤4算法结束时, 得到 R 不具有基于模拟关系可观性的结论.

例 2　考虑例1中给定的系统 G 和规范说明 R, 但 $\Sigma_{\rm c} = \Sigma_{\rm o} = \{b\}$. 用定义不难验证 R 是基于模拟关系可观的. 下面本文同样再用算法1验证这一结论.

算法执行步骤1之后的计算树 T 如图3. 执行步骤2时, $L(R)$ 划分的等价类 $L(R)/\sim_P$ 与例1的相同. 由于根据式(16), 对 T 中的任意结点 $p = (q, x)$ 都得到 $M_{(q,x)} = \varnothing$, 因此, 算法在执行步骤3时, T 中没有添加任何到结点“UNOBS”的状态转移. 从而根据步骤4得知, R 具有基于模拟关系可观性.

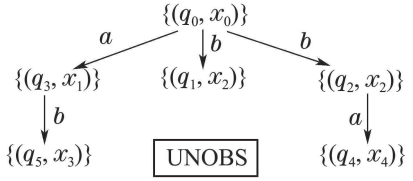

图 3　例2中构造的计算树 T

Fig. 3　Computing tree T in Example 2

6　小结(Conclusions)

本文研究了非确定型离散事件系统的双模拟控制机制的实现问题, 提出了一个通过构造计算树的方法实现基于模拟关系可观性判断的多项式算法, 得到了关于双模拟控制器的存在性可用多项式算法验证的结论. 同时, 提出了一个在传统控制器的基础上配置一个具有存储功能和判断功能的模拟关系识别器的物理实现方法.

参考文献(References):

[1] LIU F C, LIN H, DZIONG Z. Bisimilarity control of partially observed nondeterministic discrete event systems and a test [J]. *Automatica*, 2011, 47(4): 782 – 788.

[2] LIU F C, QIU D W, LIN H. Bisimilarity control of nondeterministic discrete event systems [C] *//The 30th Chinese Control Conference*. New York: IEEE, 2011: 87 – 92.

[3] HENNESSEY M, MILNER R. Algebraic laws for nondeterminism and concurrency [J]. *Journal of the ACM*, 1985, 32(1): 137 – 161.

[4] DANOS V, DESHARNAIS J, LAVIOLETTE F, et al. Bisimulation and cocongruence for probabilistic systems [J]. *Information and Computation*, 2006, 204(4): 503 – 523.

[5] YING M S. Bisimulation indexes and their applications [J]. *Theoretical Computer Science*, 2002, 275(1/2): 1 – 68.

[6] PAPPAS G J. Bisimilar linear systems [J]. *Automatica*, 2003, 39(12): 2035 – 2047.

[7] HAGHVERDI E, TABUADA P, JAPPAS G J. Bisimulation relations for dynamical, control, and hybrid systems [J]. *Theoretical Computer Science*, 2005, 342(2/3): 229 – 261.

[8] NIELSEN M, WINSKEL G. Petri nets and bisimulation [J]. *Theoretical Computer Science*, 1996, 153(1/2): 211 – 244.

[9] CLARKE E M, GRUMBERG O, PELED D. *Model Checking* [M]. London: MIT Press, 1999.

[10] CASSANDRAS C G, LAFORTUNE S. *Introduction to Discrete Event Systems* [M]. Boston, MA: Kluwer, 1999.

[11] BARRETT G, LAFORTUNE S. Bisimulation, the supervisory control problem and strong model matching for finite state machines [J]. *Discrete Event Dynamic Systems: Theory and Applications*, 1998, 8(4): 377 – 429.

[12] KOMENDA J, VAN SCHUPPEN J H. Control of discrete-event systems with partial observations using coalgebra and coinduction [J]. *Discrete Event Dynamical Systems: Theory and Applications*, 2005, 15(3): 257 – 315.

[13] TABUADA P. Controller synthesis for bisimulation equivalence [J]. *Systems & Control Letters*, 2008, 57(6): 443 – 452.

[14] ZHOU C Y, KUMAR R, JIANG S B. Control of nondeterministic discrete event systems for bisimulation equivalence [J]. *IEEE Transactions on Automatic Control*, 2006, 51(5): 754 – 765.

[15] ZHOU C Y, KUMAR R. Small model theorem for bisimilarity control under partial observations [J]. *IEEE Transactions on Automation Science and Engineering*, 2007, 4(1): 93 – 97.

[16] RAMADGE P J, WONHAM W M. Supervisory control of a class of discrete-event processes [J]. *SIAM Journal on Control and Optimization*, 1987, 25(1): 206 – 230.

[17] LIU F C, QIU D W, XING H Y, et al. Decentralized diagnosis of stochastic discrete event systems [J]. *IEEE Transactions on Automatic Control*, 2008, 53(2): 535 – 546.

作者简介:

刘富春　(1971–), 男, 博士, 教授, 入选广东省高校“千百十人才工程”第2层次(省级), 研究方向为离散事件系统监督控制与故障诊断、模糊系统与数理逻辑, E-mail: fliu2011@163.com.