

具有模糊时态的广义可能性 线性时序逻辑的模型检测

梁常建^{1,2}, 李永明¹

(1. 陕西师范大学数学与信息科学学院, 陕西西安 710119; 2. 商丘师范学院数学与统计学院, 河南商丘 476000)

摘要: 本文首先定义了具有模糊时态的广义可能性线性时序逻辑 GPoFLTL (Generalized Possibilistic Fuzzy Linear Tempora Logic) 的语构以及基于路径和基于语言的两种语义解释, 证明了 GPoFLTL 在模糊时态方面对 GPoLTL (Generalized Possibilistic Linear Tempora Logic) 进行了扩张, 并通过实例说明了 GPoFLTL 比 GPoLTL 具有更强的表达能力; 其次在广义可能性测度下通过模糊矩阵运算讨论了“不久”, “几乎总是”等几类模糊时态性质的模型检测问题; 最后研究了模糊时态性质的必要性阈值模型检测问题, 给出了基于自动机的 GPoFLTL 的阈值模型检测算法及算法的复杂度.

关键词: 模糊时态; 可能性性质; 线性时序逻辑; 时间复杂度; 阈值模型检测

中图分类号: TP301.2 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2017)12-2971-07

电子学报 URL: <http://www.ejournal.org.cn>

DOI: 10.3969/j.issn.0372-2112.2017.12.020

Model Checking of Fuzzy Linear Temporal Logic Based on Generalized Possibility Measures

LIANG Chang-jian^{1,2}, LI Yong-ming¹

(1. School of Mathematics and Information Science, Shaanxi Normal University, Xi'an, Shaanxi 710119, China;

2. School of Mathematics and Statistics, Shangqiu Normal University, Shangqiu, Henan 476000, China)

Abstract: In this paper, firstly, the syntax and semantics of GPoFLTL (Generalized Possibilistic Fuzzy Linear Tempora Logic) are given, especially, both the path and language semantics of GPoFLTL are discussed. It is shown that GPoFLTL is the extension to GPoLTL (Generalized Possibilistic Linear Tempora Logic) with respect to fuzzy time, and that GPoFLTL has the stronger expression power than GPoLTL illustrated by some examples. Secondly, GPoFLTL model checking based on the generalized possibility measures is discussed using fuzzy matrix operator, which includes some fuzzy time temporal, “Soon”, “Nearly always”, etc. Finally, the necessity threshold model checking problem of fuzzy linear time properties with fuzzy time temporal is studied; furthermore, the algorithm of the necessity threshold model checking of GPoFLTL based on automata method is given, and the time complexity of this method is proved.

Key words: fuzzy time temporal; possibility property; linear temporal logic; time complexity; threshold model checking

1 引言

经典的模型检测^[1,2]方法已经不能处理正确性要求较高的系统中的不确定性信息, 为了有效的处理、刻画这些不确定性, 人们研究了基于概率测度的随机模型检测^[1]、基于量子理论的量子^[3]模型检测、基于多值

理论的多值模型检测^[4,5]、基于模糊逻辑的模糊模型检测^[6,7]以及基于格值逻辑的 CTL 模型检测^[8]. 特别地, 为了处理不满足概率测度可加性的不确定现象, 李永明等基于可能性理论^[9], 定义了广义可能性 Kripke 结构 (GPKS)^[10-13], 在其上引入了可能性测度, 研究了 GPoLTL (广义可能性线性时序逻辑) 和 GPoCTL (广义可

收稿日期: 2016-12-11; 修回日期: 2017-03-23; 责任编辑: 梅志强

基金项目: 国家自然科学基金 (No. 11271237, No. 11671244, No. 11401363, No. 11501345); 高等学校博士学科点专项科研项目 (No. 20130202110001)

能性计算树逻辑)及其对应的模型检测.相对于多值、模糊时序逻辑,文献[12,13]引入广义可能性测度,使时态性质可度量化;相对于随机模型检测,文献[12,13]处理的是满足可能性测度的现象而不是满足概率测度可加性的现象.然而,多值、可能性时态逻辑等相对于经典的时态逻辑只是对布尔连接词和命题的模糊化,时态表示却是经典的,对于具有“不久”、“几乎总是”等模糊时间性质的模糊时态并未讨论.例如,观察某学生上课的注意力是否是集中的,由于人的集中力持续时间有限,因此要求在学生上课时间一直不中断的集中精力听讲是不可能的,所以也就只能观察学生在上课时间注意力“几乎总是”集中的情形,这种情况用经典的时态连接词无法表示.

为了量化处理这些具有模糊时间性质且不满足概率可加性的不确定性现象,本文结合文献[13]和文献[14],基于可能性测度,在GPKS下,定义了GPoFLTL(具有模糊时态的广义可能性线性时序逻辑)的语构以及基于路径和语言的两种语义.本文与文献[13]不同之处是引入了模糊时态算子,模糊时态算子的模糊语义与模糊理论中的模糊隶属函数不同,这里的模糊是由于延迟或忽略的时刻数的不确定性引起的,针对这种不确定性引入了惩罚函数,表示对延迟或忽略的时刻数进行惩罚的程度,而惩罚函数的选择则根据经验而得,并且通过具体的实例分析,说明了GPoFLTL可以解决具有像“不久”、“几乎总是”等GPoLTL无法很好地表达的具有模糊时间的性质.文献[14]仅仅讨论了模糊时态连接词及连接词之间的关系,并且给出具体有效的例子较少,找到研究模型检测问题的切入点也比较困难,相关的模型检测问题及其算法研究也就未讨论;相对于文献[14],本文引入了广义可能性测度,在广义可能性测度下研究具有模糊时间性质的现象,通过实际现象对模糊时态词进行了合适的解释;且在广义可能性测度意义下讨论模糊时态算子的模型检测和阈值模型检测问题,给出了基于自动机的GPoFLTL模型检测问题的算法及其复杂度.

2 基本概念与性质

定义 1^[16,17] 一个广义的可能性 Kripke 结构(Generalized Possibilistic Kripke Structure, GPKS) $M = (S, P, I, AP, L)$ 是一个五元组,其中:

- (1) S 是一个可数的非空状态集;
- (2) $P: S \times S \rightarrow [0, 1]$ 是可能性状态转移分布函数;
- (3) $I: S \rightarrow [0, 1]$ 是可能性初始状态分布函数;
- (4) AP 是一个原子命题集合;
- (5) $L: S \rightarrow [0, 1]^{AP}$ 是可能性标签函数,该函数为每个状态赋一个原子命题的模糊集,其中对 $a \in AP, s \in S$,

用 $L(s)(a)$ 表示状态 s 满足命题 a 的可能性.

如果 S 和 AP 都是有限的,则称 M 是有限的 GPKS. 本文讨论的 GPKS 都是有限的.

可能性状态转移分布函数 $P: S \times S \rightarrow [0, 1]$ 可以用一个模糊矩阵 \mathbf{P} 来表示,其中 $\mathbf{P} = (P(s, t))_{s, t \in S}$. \mathbf{P} 的传递闭包记作 \mathbf{P}^+ . 若集合 S 有 N 个状态,则 $\mathbf{P}^+ = \mathbf{P} \vee \mathbf{P}^2 \vee \dots \vee \mathbf{P}^N$, 其中 $\forall k \geq 0, \mathbf{P}^{k+1} = \mathbf{P}^k \circ \mathbf{P}$, (分别用符号 \vee, \wedge, \neg 在逻辑公式的运算中表示逻辑析取,逻辑合取和逻辑非;在逻辑公式的赋值运算表示模糊集中的实数区间 $[0, 1]$ 上的取大运算,取小运算和否定运算).

对于一个 GPKS M 而言,从状态 s 出发的一条路径 π 用一组无限的状态序列表示,即: $\pi = s_0 s_1 \dots$, 其中 $s_0 = s$, 且对于任意的 $i \geq 0$, 都有 $P(s_i, s_{i+1}) > 0$. $P_{\text{aths}}(s)$ 表示从状态 s 出发的所有路径组成的集合. $P_{\text{aths}}(M) = \bigcup_{s_0 \in I} P_{\text{aths}}(s_0)$. 路径 π 对应的迹 $\text{tr}(\pi) = L(s_0)L(s_1)\dots$, 也可记为 $L(\pi)$, 即 $L(\pi) = L(s_0)L(s_1)\dots$, 记 $\text{Trs}(\Pi) = \{\text{tr}(\pi) \mid \pi \in \Pi\}$, $\text{Trs}(s) = \text{Trs}(P_{\text{aths}}(s))$. M 的值为 M 中的状态数与转移个数之和,记为 $|M|$, 即: $|M| = |\text{Supp}(P)| + |S|$.

定义 2^[9] 设 X 是一个非空集合, $\Omega = 2^X$, 若函数 $\text{Me}: \Omega \rightarrow [0, 1]$ 满足条件:(1) $\text{Me}(\emptyset) = 0$; (2) 对任意的 $E_i \in \Omega, i \in I, \text{Me}(\bigcup_{i \in I} E_i) = \bigvee_{i \in I} \text{Me}(E_i)$, 则称 Me 是 Ω 上的广义可能性测度.

定义 3^[12,13] 设 M 是一个 GPKS, 定义映射 $\text{Po}^M: P_{\text{aths}}(M) \rightarrow [0, 1]$, 对任意的路径 $\pi = s_0 s_1 \dots$, 有: $\text{Po}^M(\pi) = I(s_0) \wedge \bigwedge_{i=0}^{\infty} P(s_i, s_{i+1})$. 若对 $E \subseteq P_{\text{aths}}(M)$, 定义 $\text{Po}^M(E) = \bigvee \{\text{Po}^M(\pi) \mid \pi \in E\}$, 则可得扩张映射 $\text{Po}^M: 2^{P_{\text{aths}}(M)} \rightarrow [0, 1]$, 易知 Po^M 是 Ω 上的广义可能性测度.

命题 1^[12] 设 M 是一个 GPKS, 映射 $r_p: S \rightarrow [0, 1]$ 定义为: $r_p(s) = \bigvee \{P(s, s_1) \wedge P(s_1, s_2) \wedge \dots \mid s s_1 s_2 \dots \in P_{\text{aths}}(M)\}$, 其中 $s \in S$, 则有 $r_p(s) = \bigvee \{P^+(s, t) \wedge P^+(t, t) \mid t \in S\}$.

文献[13]中,GPoLTL 只是对布尔连接词和命题进行了模糊化,对具有模糊时间性质的模糊时态却无法表示.例如,在 GPoLTL 中, $\square^{\leq t} Q$ 表示在 t 时间内 Q 是一直发生的,如果 Q 在 t 时间内的某些不确定时刻不发生(或发生的程度为 0), $\|\square^{\leq t} Q\|(\sigma) = 0$, 因此,GPoLTL 不能表示像“几乎总是”这种具有允许 Q 在某些时刻不发生的模糊时态.为了处理这些具有模糊时间性质的不确定现象,扩充 GPoLTL 在模糊时态方面的表达能力,下面给出具有模糊时态的广义可能性线性时序逻辑的语构及语义解释.

定义 4 具有模糊时态的广义可能性线性时序逻辑(Generalized Possibilistic Fuzzy Linear Temporal Logic, GPoFLTL)的语构按如下方式递归定义:

$\varphi ::= \text{true} \mid a \mid \varphi_1 \wedge \varphi_2 \mid \neg \varphi \mid \bigcirc \varphi \mid \odot^i \varphi \mid \varphi_1 \sqcup \varphi_2$ 其中, $a \in AP$, \odot^i 为连接词, $0 \leq i < n_\eta$.

相对于文献[13]中的 GPoLTL, GPoFLTL 引入了连接词 \odot^i , 表示对 φ 的赋值进行 $\eta(i)$ 程度的惩罚, 其中 $\eta^{[14]}$ 为惩罚函数, 表示对忽略的时刻的个数 i 或延迟时刻数 i 进行惩罚的程度, 定义为 $\eta: \mathbb{Z} \rightarrow [0, 1]$, 其中当 $i \leq 0$ 时, $\eta(i) = 1$, 且存在整数 n_η , 使得当 $0 < i < n_\eta$ 时, η 严格单调减小, 当 $i \geq n_\eta$ 时, $\eta(i) = 0$.

定义 5 GPoFLTL 的路径语义定义如下:

设 $M = (S, P, I, AP, L)$ 是一个 GPKS, $\pi = s_0 s_1 \dots$ 是从 s_0 出发的一条路径, η 为 \mathbb{Z} 上的惩罚函数. 令, $\pi_i = s_i s_{i+1} \dots$, $\pi[i] = s_i$. 对于 GPoFLTL 公式 φ , 它的路径语义解释是一个模糊集 $\|\varphi\|_M: P_{\text{paths}}(M) \rightarrow [0, 1]$ 递归定义如下:

$$\begin{aligned} \|\text{true}\|_M(\pi) &= 1; \quad \|a\|_M(\pi) = L(s_0)(a); \\ \|\varphi_1 \wedge \varphi_2\|_M(\pi) &= \|\varphi_1\|_M(\pi) \wedge \|\varphi_2\|_M(\pi); \\ \|\neg \varphi\|_M(\pi) &= 1 - \|\varphi\|_M(\pi); \\ \|\bigcirc \varphi\|_M(\pi) &= \|\varphi\|_M(\pi_1); \\ \|\odot^i \varphi\|_M(\pi) &= \eta(i) \cdot \|\varphi\|_M(\pi); \\ \|\varphi_1 \sqcup \varphi_2\|_M(\pi) &= \bigvee_{j \geq 0} (\|\varphi_2\|_M(\pi_j) \wedge \bigwedge_{i < j} \|\varphi_1\|_M(\pi_i)). \end{aligned}$$

其中 \cdot 为乘法运算.

定义 6 GPoFLTL 的语言语义定义如下:

设 $\Sigma = [0, 1]^{AP}$ 是字符集, $\sigma = A_0 A_1 \dots \in \Sigma^{\omega}$, $\sigma_i = A_i A_{i+1} \dots$, φ 在 Σ 上的语言语义解释是一个模糊语言

$$\begin{aligned} \|\varphi\|: \Sigma^{\omega} \rightarrow [0, 1], \text{ 递归定义如下:} \\ \|\text{true}\|(\sigma) &= 1; \quad \|a\|_M(\sigma) = A_0(a); \\ \|\varphi_1 \wedge \varphi_2\|(\sigma) &= \|\varphi_1\|(\sigma) \wedge \|\varphi_2\|(\sigma); \\ \|\neg \varphi\|(\sigma) &= 1 - \|\varphi\|(\sigma); \\ \|\bigcirc \varphi\|(\sigma) &= \|\varphi\|(\sigma_1); \\ \|\odot^i \varphi\|(\sigma) &= \eta(i) \cdot \|\varphi\|(\sigma); \\ \|\varphi_1 \sqcup \varphi_2\|(\sigma) &= \bigvee_{j \geq 0} (\|\varphi_2\|(\sigma_j) \wedge \bigwedge_{i < j} \|\varphi_1\|(\sigma_i)). \end{aligned}$$

GPoFLTL 公式 φ 的语言语义解释是和 GPKS 结构无关的, 但是对 GPKS 中的任意路径 π , φ 的语言语义和路径语义解释却有关系: $\|\varphi\|(L(\pi)) = \|\varphi\|_M(\pi)$, 因此本文中对公式的这两种解释不作区别.

设 φ 是 GPoFLTL 公式, $M = (S, P, I, AP, L)$ 是一个 GPKS, 则

命题 2 令 $V(\varphi) = \{\|\varphi\|_M(\pi)\}$, 有 $|V(\varphi)| \leq |S|^{|\varphi|}$, 其中 $|\varphi|$ 表示 φ 的长度或 φ 中子公式的个数.

命题 3 令 $V^+(\varphi) = \bigcup_{\psi \in \text{cl}(\varphi)} V(\psi)$, 有 $|V^+(\varphi)| \leq |S|^{|\varphi|}$, 其中 $\text{cl}(\varphi) = \{\psi \mid \psi \text{ 是 } \varphi \text{ 的子公式}\}$.

定义 7 若 φ 是 GPoFLTL 公式, 则称 $\bigcirc^j \varphi$, $\square^{\leq t} \varphi$, $\square \varphi$, $\text{Sn}\varphi$, $W_t \varphi$, $L_t \varphi$, $N \square^{\leq t} \varphi$, $N \square \varphi$ 也是 GPoFLTL 公式, 其中 $\text{Sn}\varphi$, $W_t \varphi$, $L_t \varphi$, $N \square^{\leq t} \varphi$, $N \square \varphi$ 是具有模糊时态的 GPoFLTL 公式. 这些公式的语构定义如下:

$$\begin{aligned} \bigcirc^j \varphi &= \bigcirc(\bigcirc^{j-1} \varphi), \text{ 若 } j = 0, \bigcirc^j \varphi = \varphi; \quad \square^{\leq t} \varphi = \bigwedge_{j=0}^t \bigcirc^j \varphi; \\ \square \varphi &= \bigwedge_{j \geq 0} \bigcirc^j \varphi; \quad \text{Sn}\varphi = \bigvee_{i=0}^{n_\eta-1} \odot^i(\bigcirc^{i+1} \varphi); \quad W_t \varphi = (\bigvee_{i=0}^t \bigcirc^i \varphi) \vee \\ &(\bigvee_{i=t+1}^{t+n_\eta-1} \odot^{i-t}(\bigcirc^i \varphi)); \quad L_t \varphi = \bigvee_{i=0}^{n_\eta-1} \odot^i(\bigwedge_{j=0}^{t-i} \bigcirc^j \varphi); \quad N \square^{\leq t} \varphi = \\ &\bigvee_{i \in I, H \in P^{t+1}(I), j \in H} \bigwedge \odot^i(\bigcirc^j \varphi); \quad N \square \varphi \text{ 为 } N \square^{\leq t} \varphi \text{ 当 } t \rightarrow \infty \text{ 时的形式;} \\ &\text{其中 } I_t = \{0, 1, \dots, t\}, P^k(I_t) \text{ 为 } I_t \text{ 中基为 } k \text{ 的子集.} \end{aligned}$$

设 M 是一个 GPKS, 下面仅给出 GPoFLTL 上述公式基于路径的语义解释(基于语言的语义解释可结合定义 6):

$$\begin{aligned} \|\bigcirc^j \varphi\|_M(\pi) &= \|\varphi\|_M(\pi_{j+1}); \\ \|\square^{\leq t} \varphi\|_M(\pi) &= \bigwedge_{j=0}^t \|\varphi\|_M(\pi_j); \\ \|\square \varphi\|_M(\pi) &= \bigwedge_{j \geq 0} \|\varphi\|_M(\pi_j); \\ \|\text{Sn}\varphi\|_M(\pi) &= \bigvee_{i=1}^{n_\eta} \|\varphi\|_M(\pi_i) \cdot \eta(i-1); \\ \|W_t \varphi\|_M(\pi) &= \bigvee_{i=0}^{t+n_\eta-1} \|\varphi\|_M(\pi_i) \cdot \eta(i-t); \\ \|L_t \varphi\|_M(\pi) &= \bigvee_{i=0}^{n_\eta-1} \|\square^{\leq t-i} \varphi\|_M(\pi) \cdot \eta(i); \\ \|N \square^{\leq t} \varphi\|_M(\pi) &= \bigvee_{i \in I, H \in P^{t+1}(I), h \in H} \bigwedge \|\varphi\|_M(\pi_h) \cdot \eta(i); \\ \|N \square \varphi\|_M(\pi) &= \lim_{t \rightarrow \infty} \|N \square^{\leq t} \varphi\|_M(\pi) \end{aligned}$$

其中 Sn (Soon)读作“不久”, 表示下一时刻或之后的某一时刻, 容许在下一时刻后有一定时间(最多 n_η)的延迟, 其中 $\|\text{Sn}\varphi\|_M(\pi)$ 表示 φ “不久”发生的可能性程度. 用 $\eta(i-1)$ 表示对事件在下一时刻之后的延迟时刻($i-1$ 时刻)的可能性赋值进行惩罚的程度, 延迟的时刻数越大惩罚越大.

W_t (eventually within t time instants) 读作“最终在时间 t 内”, 表示最终在 t 时刻内或 t 后的某时刻内完成, 容许在 t 时刻后有一定时间(最多 n_η)的延迟, 其中 $\|W_t \varphi\|_M(\pi)$ 表示 φ “最终在时间 t 内”这段模糊时间内发生的可能性程度. 用 $\eta(i-t)$ 表示对在延迟时刻(t 时刻后的 i 时刻)的事件的赋值进行惩罚的程度, 延迟的时刻数越大惩罚越大. 例如, Ep 表示快递的送达, $W_t \text{Ep}$ 表示快递最终在 t 天内或 t 天后的某天要送达, 快递送达的时间限制相对于 t 天, 允许时间稍有延迟, 总的来说, 快递在包括延迟天数的总时间内送达的可能性更大(相对于 t 天), 即有 $\|W_t \text{Ep}\|_M(\pi) \geq \bigvee_{i=0}^t \|\bigcirc^i \text{Ep}\|_M(\pi)$; 且 $W_t \varphi$ 可以看作 $\text{Sn}\varphi$ 在时间上的广义解释.

$L_t \varphi$ (lasts for t consecutive time instants) 读作“一直持续 t 时间”, 表示在 t 时刻或 t 时刻前的某时刻总是一直发生的, 容许事件在 t 时刻前的某一时刻提前完成(最多 n_η), 其中 $\|L_t \varphi\|_M(\pi)$ 表示 φ “从开始到 t 内”这段模糊时间内一直或总是发生的可能性程度. 用 $\eta(i)$ 表示当事件提前发生 i 个时刻时对事件的可能性赋值进行惩罚的程度, 提前发生的时刻数越大惩罚越

大. $\|\Box^{\leq t-i}\varphi\|_M(\pi) \cdot \eta(i)$ 表示对 φ 在 $t-i$ 时间内的可能性赋值 $\|\Box^{\leq t-i}\varphi\|_M(\pi)$ 进行了 $\eta(i)$ 程度的惩罚. 例如, 设 Sw 表示软件的持续使用性, 用 $L_{60}\text{Sw}$ 表示软件持续使用 60 分钟或持续使用到 60 分钟前的某一时刻的使用性, 容许提前完成使用 (软件的持续使用时间越长使用性能越差), 持续使用的时间越少, 软件的使用性能越高 (相对于 60 分钟), 相对于持续使用 60 分钟的软件的使用性, $\|L_{60}\text{Sw}\|_M(\pi)$ 表示的实用性更好.

$N\Box^{\leq t}$ (nearly always within t time instants) 读作“在时间 t 内几乎总是”, 表示在 t 时间内事件几乎总是发生的. 容许事件在某些时刻是不发生的 (最多 n_η), 在进行赋值时, 事件在这些时刻的发生是可以被忽略了, 用 $\eta(i)$ 表示对忽略了 i 个时刻后的事件的可能性赋值进行惩罚的程度, 忽略的时刻数越多惩罚越大. 令 $V_i(Q) = \bigwedge_{h \in H} \|Q\|_M(\pi_h) \cdot \eta(i)$ 表示忽略了所有可能的 i 个时刻后事件 Q 发生的可能性赋值, 其中 H 表示 t 时间内忽略某 i 个时刻后剩余的 $\bigwedge_{h \in H} \|Q\|_M(\pi_h)$ 表示忽略了某 i 个时刻后事件 Q 发生的可能性赋值, 用 $\eta(i)$ 表示对 $V_i(Q)$ 进行惩罚的程度. 需要忽略的时刻数就越大, 对赋值的影响也越大.

$N\Box$ (nearly always) 读作“几乎总是”, 是 $N\Box^{\leq t}$ 的极限形式, 其中 $\|N\Box\varphi\|_M(\pi)$ 表示 φ “几乎总是”发生的可能性程度.

命题 4 设 φ 是 GPoFLTL 公式, M 是一个 GPKS, π 是 M 的任一路径, 则 $\|N\Box\varphi\|_M(\pi)$ 是有意义的.

由文献 [14] 得, $N\Box^{\leq t}\varphi = \bigvee_{i=0}^{n_\eta} \odot^i (\Box^{\leq t-i} T_i)$, $\|N\Box\varphi\|_M(\pi) = \bigvee_{i=0}^{n_\eta} \odot^i (\Box T_i)$, 其中 T_i 按如下方式递归所得, 初始地, T_0 定义为: 对任意的路径 π 及任意的 $j \in \mathbf{N}$, 有 $\|T_0\|_M(\pi_j) = \|\varphi\|_M(\pi_j)$; T_i 由 T_{i-1} 递归所得, 即设 $k_{i-1} \in \mathbf{N}$ 是使得对任意的 $j \in \mathbf{N}$, 有 $\|T_{i-1}\|_M(\pi_{k_{i-1}}) \leq \|T_{i-1}\|_M(\pi_j)$ 最小的数, 令: $\|T_i\|_M(\pi_j) = \|T_{i-1}\|_M(\pi_j)$, 当 $j < k_{i-1}$ 时; $\|T_i\|_M(\pi_j) = \|T_{i-1}\|_M(\pi_{j+1})$, 当 $j \geq k_{i-1}$ 时.

由 $\odot^j\varphi$, $\Box^{\leq t}\varphi$, $\Box\varphi$, $\text{Sn}\varphi$, $W_i\varphi$, $L_i\varphi$, $N\Box^{\leq t}\varphi$, $N\Box\varphi$ 等公式的语义解释及命题 4 知, 这些公式是定义好的, 且它们可由定义 4 中的基本公式表示的.

命题 5 GPoFLTL 公式是 GPoLTL 公式在模糊时态的扩张, 即当惩罚函数 η 有 $\eta(1) = 0$ 时, GPoFLTL 公式和 GPoLTL 公式相同.

例 1 因施工需要, 某小区在某段时间 (不妨设为 $0 \leq i \leq 3$, 单位为小时) 需要中断供电, 设 E 表示无电力中断, $\|E\|(\sigma_i)$ 表示在 i 时刻无电力中断的可能性, $\|E\|(\sigma_i)$ 和 $\eta(i)$ 的定义见表 1, 求该小区在 3 小时内几乎无电力中断的可能性.

表 1 $\|E\|(\sigma_i)$ 和 $\eta(i)$ 的定义

i	0	1	2	3
$\ E\ (\sigma_i)$	1	0.1	0	0.8
$\eta(i)$	1	0.8	0.4	0

求该小区在 3 小时内几乎无电力中断的可能性相当于求 $\|N\Box^{\leq 3}E\|(\sigma)$, 由表 1 知, 电力中断的时刻数是 1. 由 GPoFLTL 公式基于语言的语义解释可得, 当忽略的时刻数

$$i = 0 < 1 \text{ 时, } V_0(E) \cdot \eta(0) = 0;$$

$$i = 1 \text{ 时, } V_1(E) \cdot \eta(1) = (0.7 \vee 0 \vee 0) \cdot 0.8 = 0.56;$$

$$i = 2 \text{ 时, } V_2(E) \cdot \eta(2) = (0.7 \vee 0.7 \vee 0.8) \cdot 0.4 = 0.32;$$

$$i = 3 \geq n_\eta \text{ 时, } V_3(E) \cdot \eta(3) = 0.$$

$$\text{所以, } \|N\Box^{\leq 3}E\|(\sigma) = 0.56 \vee 0.32 \vee 0 = 0.56$$

例 1 中电力中断的时刻数是 1, 若进一步电力中断时刻数是 2, 不妨设在例 1 中 $\|E\|(\sigma_3) = 0$, 其他不变, 这时可得 $\|N\Box^{\leq 3}E\|(\sigma) = 0 \vee 0.28 \vee 0 = 0.28$, 因此在 3 小时内实际电力中断的时刻数越多, 对几乎无电力中断的可能性赋值影响也就越大; 另一方面, $\|\Box^{\leq 3}E\|(\sigma) = 0$, 说明该小区在 3 小时内总是无电力中断的可能性为 0, 显然用公式 $N\Box^{\leq 3}E$ 解释几乎无电力中断是比 $\Box^{\leq 3}E$ 更合适的.

例 2 “发送一个信号, 不久该信号被接受”这一事件可用 GPoFLTL 公式 $\text{SM} \rightarrow \text{SnAM}$ 表示, 其中 SM 表示发送信号, AM 表示接受信号. 用 $\|\text{SM}\|(\sigma) = 1$ 表示在当前时刻发送信号, 用 $\|\text{AM}\|(\sigma_i) = 1$ 表示在时刻 i 接受信号的可能性程度, $\|\text{AM}\|(\sigma_i)$ 和 $\eta(i)$ 的定义见下表, 求“发送一个信号, 不久该信号被接受”的可能性.

表 2 $\|\text{AM}\|(\sigma_i)$ 和 $\eta(i)$ 的定义

i	0	1	2	3	4
$\ \text{AM}\ (\sigma_i)$	0	0.4	0.6	0.9	0.5
$\eta(i)$	1	0.9	0.8	0.7	0

由 GPoFLTL 语义解释可得, $\|\text{SnAM}\|(\sigma) = 0.4 \vee 0.6 \cdot 0.9 \vee 0.9 \cdot 0.8 \vee 0.5 \cdot 0.7 = 0.72$, 因此“发送一个信号, 不久该信号被接受”的可能性是

$$\|\text{SM} \rightarrow \text{SnAM}\|(\sigma) = \|\neg \text{SM} \vee \text{SnAM}\|(\sigma) = 0.72.$$

例 2 中, 可以看到 AM 在 1 时刻 (当前时刻的下一时刻) 发生的可能性是 0.4, 即有 $\|\text{SM} \rightarrow \text{SnAM}\|(\sigma) \geq \|\text{SM} \rightarrow \odot \text{AM}\|(\sigma)$, 因此用 SnAM 表示不久之后接受信号的可能性也更为合适. 若在例 2 中 $\|\text{AM}\|(\sigma_1) = 0$, 即在 1 时刻信号一定不被接受, 其他数值不变, 则 $\|\text{SM} \rightarrow \odot \text{AM}\|(\sigma) = 0$, 也就是说, 信号发出后, 在下一时刻是不被接受的, 但这时候仍有 $\|\text{SM} \rightarrow \text{SnAM}\|$

$(\sigma) = 0.72$, 即:“发送一个信号,不久该信号被接受”的可能性是 0.72. 这也说明了用具有模糊形式的时态连接词 SnAM 比用连接词 OAM 更为合适.

利用 GPoFLTL 中的公式 $N\Box^{\leq t}(N\Box)$ 或 Sn 可解决具有“几乎总是”或“不久”等具有模糊时间性质的模糊时态问题. 由例 1, 例 2 知, 用 GPoFLTL 比用 GPoLTL 在解决像“几乎总是”、“不久”等具有模糊时间性质的模糊时态问题时更合适. 实际上, 由于 GPoLTL 中没有考虑模糊时态问题, 因此, 用 GPoLTL 公式也就无法解决这类问题. 所以, 结合命题 5 得, GPoFLTL 比 GPoLTL 有更强的表达能力.

3 模型检测

定义 8^[13] 设 AP 是原子命题集, AP 上的模糊线性性质 P_r 是一个函数, 定义为 $P_r: \Sigma^w \rightarrow [0, 1]$, 其中 $\Sigma = [0, 1]^{AP}$. 一个 GPKSM = (S, P, I, AP, L) 在状态 s 满足性质 P_r 的可能性 $Po^M(s \models P_r)$ 定义为:

$$Po^M(s \models P_r) = \bigvee_{\pi \in P_{\text{ath}}(s)} Po^M(\pi) \wedge P_r(L(\pi))$$

其中, $M_s = (S, P, s, AP, L)$. 对偶的, M 在状态 s 满足性质 P_r 的必要性 $Ne^M(s \models P_r)$ 定义为:

$$Ne^M(s \models P_r) = \bigwedge_{\pi \in P_{\text{ath}}(s)} \neg Po^M(\pi) \vee P_r(L(\pi))$$

若 M 是明确的, 上述公式中的 M 可以省略. 本文只需考虑初始状态集 $I = \{s_0\}$ 的情况.

GPoFLTL 的模型检测问题是: 给定一个 GPKS $M_{s_0} = (S, P, s_0, AP, L)$ 和模糊线性性质 P_r , 计算 M_{s_0} 中从初始状态 s_0 出发的且满足性质 P_r 的路径的可能性, 即计算 $Po^M(s \models P_r)$.

3.1 几类具有模糊时间性质的模糊线性性质的可能性

在文献[13]中, 具有“可达”、“总是可达”、“约束可达”等特点的模糊线性性质的可能性的计算已经给出, 在 GPoFLTL 中, 这些性质也是成立的. 下面讨论具有“不久”、“几乎总是”等具有模糊时间特点的模糊线性性质的可能性的计算. 设可能性状态集 $B: S \rightarrow [0, 1]$, 表示状态 s 在集合 B 中的可能性, 在 GPKS M_{s_0} 中, 令 $L(s) = \{s\}$, SnB, $W_t B$, $L_t B$, $N\Box^{\leq t} B$, $N\Box B$ 等可以看作状态集 S 上的模糊线性性质, 其中对 $\pi = s_0 s_1 \dots$, 有

$$\| \text{SnB} \| (\pi) = \bigvee_{i=1}^{n_\pi} B(s_i) \cdot \eta(i-1); \| W_t B \| (\pi) = \bigvee_{i=0}^{t+n_\pi-1} B(s_i) \cdot \eta(i-t);$$

$$\| L_t B \| (\pi) = \bigvee_{i=0}^{n_\pi-1} \| \Box^{\leq t-i} B \| (\pi) \cdot \eta(i);$$

$$\| N\Box^{\leq t} B \| (\pi) = \bigvee_{i \in I, H \in P^{t+1}(I), h \in H} \bigwedge B(s_h) \cdot \eta(i).$$

$$\text{定理 1 } Po(s_0 \models \text{SnB}) = ((\bigvee_{i=1}^{n_\pi} P^i) \circ \mathbf{D}_B \circ r_p)(s_0)$$

其中 $\mathbf{D}_B = \text{diag}(B(s_i) \cdot \eta(i-1))_{s_i \in S}$ 为对角矩阵.

$$\text{定理 2 } Po(s_0 \models W_t B) = ((\bigvee_{i=1}^{t+n_\pi-1} P^i) \circ \mathbf{D}_B \circ r_p)(s_0)$$

其中 $\mathbf{D}_B = \text{diag}(B(s_i) \cdot \eta(i-t))_{s_i \in S}$ 为对角矩阵.

$$\text{定理 3 } Po(s_0 \models L_t B) = (\bigvee_{i=0}^{n_\pi-1} (\mathbf{D}_B \circ P)^{t-i+1} \circ r_p)(s_0)$$

其中 $\mathbf{D}_B = \text{diag}(B(s_k) \cdot \eta(i))_{s_i \in S}$ 为对角矩阵.

$$\text{定理 4 } Po(s_0 \models N\Box^{\leq t} B) = \bigvee_{i=0}^{n_\pi} Po(s_0 \models \Box^{\leq t-i} (\odot^i T_i)); Po(s_0 \models N\Box B) = \bigvee_{i=0}^{n_\pi} Po(s_0 \models \Box(\odot^i T_i)), \text{ 其中 } T_i \text{ 如命题 4 中.}$$

仅给出定理 3 的证明:

$$\begin{aligned} Po(s_0 \models L_t B) &= \bigvee_{\pi \in P_{\text{ath}}(s_0)} Po(\pi) \wedge \bigvee_{i=0}^{n_\pi-1} \| \Box^{\leq t-i} B \| (\pi) \cdot \eta(i) \\ &= \bigvee_{\pi \in P_{\text{ath}}(s_0)} Po(\pi) \wedge \bigvee_{i=0}^{n_\pi-1} \bigwedge_{j=0}^{t-i} B(s_j) \cdot \eta(i) \\ &= \bigvee_{i=0}^{n_\pi-1} \bigvee_{\pi \in P_{\text{ath}}(s_0)} Po(\pi) \wedge \bigwedge_{j=0}^{t-i} B(s_j) \cdot \eta(i) \\ &= \bigvee_{i=0}^{n_\pi-1} \bigvee_{\pi \in P_{\text{ath}}(s_0)} B(s_0) \cdot \eta(i) \wedge P(s_0, s_1) \wedge B(s_1) \\ &\quad \cdot \eta(i) \wedge P(s_1, s_2) \wedge \dots \wedge B(s_{t-i}) \cdot \eta(i) \\ &\quad \wedge P(s_{t-i}, s_{t-i+1}) \wedge P(s_{t-i+1}, s_{t-i+2}) \dots \\ &= \bigvee_{i=0}^{n_\pi-1} \bigvee_{s_0, s_1, \dots, s_{t-i+1}} B(s_0) \cdot \eta(i) \wedge P(s_0, s_1) \wedge B(s_1) \\ &\quad \cdot \eta(i) \wedge P(s_1, s_2) \wedge \dots \wedge B(s_{t-i}) \cdot \eta(i) \\ &\quad \wedge P(s_{t-i}, s_{t-i+1}) \wedge \bigvee_{s_{t-i+1}} P(s_{t-i+1}, s_{t-i+2}) \dots \\ &= \bigvee_{i=0}^{n_\pi-1} \bigvee_{s_0, s_1, \dots, s_{t-i+1}} B(s_0) \cdot \eta(i) \wedge P(s_0, s_1) \wedge B(s_1) \\ &\quad \cdot \eta(i) \wedge P(s_1, s_2) \wedge \dots \wedge B(s_{t-i}) \cdot \eta(i) \\ &\quad \wedge P(s_{t-i}, s_{t-i+1}) \wedge r_p(s_{t-i+1}) \\ &= \bigvee_{i=0}^{n_\pi} Po(s_0 \models \Box^{\leq t-i} (\odot^i T_i)). \end{aligned}$$

3.2 模糊线性性质的必要性阈值模型检测

GPoFLTL 的必要性阈值模型检测问题是: 给定一个 GPoFLTL 公式 φ , 一个 GPKS M_{s_0} 以及阈值 $v \in [0, 1]$, 判定是否有 $Ne(s_0 \models \varphi) \geq v$.

命题 6 设 φ 是一个 GPoFLTL 公式, M_{s_0} 是一个 GPKS, $v \in [0, 1]$, 则 $Ne(s_0 \models \varphi) \geq v$ 当且仅当 $r_p(s_0) \leq 1-v$ 或者对任意的 $\pi \in P_{\text{ath}}(s_0)$, 有 $\| \varphi \| (\pi) \geq v$.

下面通过基于非确定型 Büchi 自动机 (NBA) 的模型检测问题来讨论如何判定 $\bigwedge_{\pi \in P_{\text{ath}}(s_0)} \| \varphi \| (\pi) \geq v$.

定理 5 设 φ 是 GPoFLTL 公式, $R \subseteq [0, 1]$, 则存在一个非确定型广义 Büchi 自动机 (GNBA), $A_{\varphi, R}$ 使得对任意的 $\sigma \in \Sigma^w$, 有 $\| \varphi \| (\sigma) \in R \Leftrightarrow A_{\varphi, R}$ 接受 σ .

对 GPoFLTL 公式 φ , 设 $\text{cl}(\varphi) = \{\psi \mid \psi \text{ 是 } \varphi \text{ 的子公式}\}$. $\text{cl}(\varphi)$ 上的函数 $q: \text{cl}(\varphi) \rightarrow [0, 1]$ 定义为: 若 q 满足: (1) 若 $T \in \text{cl}(\varphi)$, 则 $q(T) = 1$; (2) 若 $\varphi_1 \wedge \varphi_2 \in \text{cl}(\varphi)$, 则 $q(\varphi_1 \wedge \varphi_2) = q(\varphi_1) \wedge q(\varphi_2)$; (3) 若 $\neg \varphi_1 \in \text{cl}(\varphi)$, 则 $q(\neg \varphi_1) = \neg q(\varphi_1) = 1 - q(\varphi_1)$; (4) 若 $\odot^i \varphi_1 \in \text{cl}(\varphi)$, 则 $q(\odot^i \varphi_1) = q(\varphi_1) \cdot \eta(i)$, 则称函数 q 在

$\text{cl}(\varphi)$ 上是一致的.

令 GNBA $A_{\varphi,R} = (Q, \Sigma, \delta, Q_0, F)$, 其中 $Q = \{q \mid q \text{ 是一致性函数}\}$, $\Sigma = [0, 1]^{\text{AP}}$, $Q_0 = \{q \mid q(\varphi) \in R\}$, $F = \{F_{\varphi_1 \sqcup \varphi_2} \mid \varphi_1 \sqcup \varphi_2 \in \text{cl}(\varphi)\}$, 其中 $q \in F_{\varphi_1 \sqcup \varphi_2} \Leftrightarrow q(\varphi_1 \sqcup \varphi_2) = q(\varphi_2)$ (若 $\text{cl}(\varphi)$ 中不含有 $\varphi_1 \sqcup \varphi_2$ 形式, 令 $F_{\varphi_1 \sqcup \varphi_2} = Q$ 即得 $F = Q$). 转移函数 δ 满足条件: 对任意的状态 $q, q' \in Q, A \in \Sigma, q' \in \delta(q, A)$ 当且仅当: (1) $\forall a \in \text{AP} \cap \text{cl}(\varphi)$, 有 $A(a) = q(a)$; (2) 若 $\circ\varphi_1 \in \text{cl}(\varphi)$, 则 $q(\circ\varphi_1) = q'(\varphi_1)$; (3) 若 $\varphi_1 \sqcup \varphi_2 \in \text{cl}(\varphi)$, 则 $q(\varphi_1 \sqcup \varphi_2) = q(\varphi_2) \vee (q(\varphi_1) \wedge q'(\varphi_1 \sqcup \varphi_2))$.

首先证明: $\|\varphi\|(\sigma) \in R \Rightarrow A_{\varphi,R}$ 接受 σ .

对任意的 $j \in \mathbf{N}, \psi \in \text{cl}(\varphi)$, 令 $q_j(\psi) = \|\psi\|(\sigma_j), r = q_0 q_1 q_2 \dots$. 首先由公式的语义解释验证 q_j 是一致函数, 然后由转移函数的定义验证 r 是 $A_{\varphi,R}$ 中一条从初始状态出发 σ 的无限路径, 最后通过接受条件的定义可得到 r 是 $A_{\varphi,R}$ 中一条从初始状态出发的且接受 σ 的无限路径, 即得证.

其次证明: $A_{\varphi,R}$ 接受 $\sigma \Rightarrow \|\varphi\|(\sigma) \in R$.

设 $r = q_0 q_1 q_2 \dots$ 是 $A_{\varphi,R}$ 中一条从初始状态出发的且接受 σ 的无限路径.

只需要通过对 φ 的子公式的长度归纳证明: 对任意的 $j \geq 0, \psi \in \text{cl}(\varphi)$, 有 $q_j(\psi) = \|\psi\|(\sigma_j)$. 再由 $q_0 \in Q_0$, 即得 $q_0(\psi) = \|\psi\|(\sigma) \in R$.

定理 6 设 φ 是 GPoFLTL 公式, M_{s_0} 是一个 GPKS, $R \subseteq [0, 1]$, 则存在一个非确定型 Büchi 自动机 (NBA) $A_{\varphi,R}$, 使得对任意的 $\pi \in P_{\text{aths}}(s_0)$, 有 $\|\varphi\|(\pi) \in R \Leftrightarrow A_{\varphi,R}$ 接受 $L(\pi)$.

证明 由 GPoFLTL 的路径解释和语言解释的关系, 定理 5 及 GNBA 与 NBA 的等价性可得.

设 φ 是 GPoFLTL 公式, M_{s_0} 是一个 GPKS, 由命题 6 知, 如果能判定 $\bigwedge_{\pi \in P_{\text{aths}}(s_0)} \|\varphi\|(\pi) \geq v$, 那么就能判定 $\text{Ne}(s_0 \vdash \varphi) \geq v$.

由于 $\bigwedge_{\pi \in P_{\text{aths}}(s_0)} \|\varphi\|(\pi) \geq v \Leftrightarrow \forall \pi \in P_{\text{aths}}(s_0), \neg \|\neg \varphi\|(\pi) \geq v \Leftrightarrow \forall \pi \in P_{\text{aths}}(s_0), \|\neg \varphi\|(\pi) \leq 1 - v \Leftrightarrow \text{非}(\exists \pi \in P_{\text{aths}}(s_0), \|\neg \varphi\|(\pi) > 1 - v)$

又由定理 6, 对一个 GPoFLTL 状态公式 φ 及一个有限的 GPKS M_{s_0} , 可构造 NBA $A_{\neg \varphi,R}$, 其中令 $R = (1 - v, 1]$, 使得对任意的 $\pi \in P_{\text{aths}}(s_0), L(\pi) \in L(A_{\neg \varphi,R}) \Leftrightarrow \|\neg \varphi\|(\pi) > 1 - v$. 因此, 若存在 $\pi \in P_{\text{aths}}(s_0)$, 使得 $L(\pi) \in L(A_{\neg \varphi,R})$, 即 $\text{Trs}(s_0) \cap L(A_{\neg \varphi,R}) \neq \emptyset$, 则结论 $\bigwedge_{\pi \in P_{\text{aths}}(s_0)} \|\varphi\|(\pi) \geq v$ 不成立; 否则, 有 $\bigwedge_{\pi \in P_{\text{aths}}(s_0)} \|\varphi\|(\pi) \geq v$.

因此, 对一个 GPoFLTL 状态公式 φ , 一个有限的 GPKS M_{s_0} 及阈值 $v \in [0, 1]$, 由上面的分析可给出基于自动机的判定 $\text{Ne}(s_0 \vdash \varphi) \geq v$ 的算法:

步骤 1 若 $r_p(s_0) = \bigvee_{\pi \in P_{\text{aths}}(s_0)} \text{Po}(\pi) \leq 1 - v$, 由命题

$1, \text{Ne}(s_0 \vdash \varphi) \geq v$;

步骤 2 若存在 $\pi \in P_{\text{aths}}(s_0)$, 使得 $\text{Po}(\pi) > 1 - v$, 则构造 NBA $A_{\neg \varphi,R}$, 其中令 $R = (1 - v, 1]$, 进一步构造乘积转移系统 $M_0 \otimes A_{\neg \varphi,R}$, 其中 $M_0 = (S, P_0, s_0, \text{AP}, L)$ 中 P_0 的定义如下: $P_0 = \{(s_i, s_j) \mid P(s_i, s_j) > 0\}$, 其他如 M_{s_0} 中.

(a) 若 $M_0 \otimes A_{\neg \varphi,R} \not\models P_{\text{per}(A_{\neg \varphi,R})}$, 则 $\text{Ne}(s_0 \vdash \varphi) \geq v$ 不成立;

(b) 若 $M_0 \otimes A_{\neg \varphi,R} \models P_{\text{per}(A_{\neg \varphi,R})}$, 则 $\text{Ne}(s_0 \vdash \varphi) \geq v$;

由命题 1 知, 在第步骤 1 步中计算 $r_p(s_0)$ 最多需要 $|S|$ 步, 由文献 [1] 知, 在步骤 2 中判定是否有 $M_0 \otimes A_{\neg \varphi,R} \models P_{\text{per}(A_{\neg \varphi,R})}$ 需要 $O(\text{size}(M_0 \otimes A_{\neg \varphi,R}) + N \cdot |\varphi|)$ 步, 其中 N 为 $M_0 \otimes A_{\neg \varphi,R}$ 的状态数, 故该算法的计算复杂性为 $O(|S| + \text{size}(M_0 \otimes A_{\neg \varphi,R}) + N \cdot |\varphi|)$.

定理 7 设 φ 是一个 GPoFLTL 公式, M_{s_0} 是一个 GPKS, $v \in [0, 1]$, 则判定是否有 $\text{Ne}(s_0 \vdash \varphi) \geq v$ 的时间复杂度为 $O(|S| \cdot |\varphi| \cdot |S|^{|\varphi|^2} \cdot (|\varphi| + 1))$.

证明 由定理 5 知 GNBA 的状态 $Q_G \subseteq \{q \mid q: \text{cl}(\varphi) \rightarrow [0, 1]\}$, 由命题 2 和命题 3 知 φ 及其子公式的满足值的个数为 $|V^+(\varphi)|$, 因此由 $Q_G \subseteq \{q \mid q: \text{cl}(\varphi) \rightarrow V^+(\varphi)\}$, 所以得 $|Q_G| \leq |V^+(\varphi)|^{|\varphi|} \leq (|S|^{|\varphi|})^{|\varphi|} = |S|^{|\varphi|^2}$; 又 GNBA 中的接受状态最多有 $|\varphi|$ 个子集, 在定理 6 中构造的 NBA $A_{\varphi,R}$ 中的状态数 $|Q|$ 最多为 $|\varphi| \cdot |S|^{|\varphi|^2}$, 故可得 $N = |S| \cdot |\varphi| \cdot |S|^{|\varphi|^2}$, $|M_0 \otimes A_{\neg \varphi,R}| = N + |\text{Supp}(P)|$. 所以判定是否有 $\text{Ne}(s_0 \vdash \varphi) \geq v$ 的时间复杂度为 $O(|S| + \text{size}(M_0 \otimes A_{\neg \varphi,R}) + N \cdot |\varphi|) = O(N \cdot (|\varphi| + 1)) = O(|S| \cdot |\varphi| \cdot |S|^{|\varphi|^2} \cdot (|\varphi| + 1))$

4 小结

本文首先给出了 GPoFLTL 的语构以及基于路径和基于语言的两种语义解释方式, 说明了这两种解释在 GPKS 下的路径和相应的迹意义下是等价的, 通过实例说明了 GPoFLTL 在模糊时态方面对 GPoLTL 进行了扩张, 且 GPoFLTL 比 GPoLTL 有更强的表达能力; 其次, 基于广义可能性测度, 通过模糊矩阵的方式讨论了“不久”、“几乎总是”等几类 GPoFLTL 公式的模型检测问题; 最后研究了模糊时态的线性性质的必要性阈值模型检测问题, 把 GPoFLTL 的阈值模型检测问题转化为基于 NBA 的 LTL 模型检测问题, 给出了相应的算法且其复杂度为 $O(|S| \cdot |\varphi| \cdot |S|^{|\varphi|^2} \cdot (|\varphi| + 1))$.

参考文献

- [1] C Baier, J P Katoen. Principles of Model Checking [M]. Cambridge, Massachusetts: MIT Press, 2008.

- [2] 林惠民, 张文辉. 模型检测: 理论, 方法与应用[J]. 电子学报, 2002, 30(12): 1907 - 1912.
H M Lin, W H Zhang. Model checking: theories, Techniques and Applications[J]. Acta Electronica Sinica, 2002, 30(12): 1907 - 1912. (in Chinese)
- [3] 林运国, 雷红轩, 李永明. 量子马尔可夫链安全性模型检测[J]. 电子学报, 2014, 42(11): 2191 - 2197.
Lin Y G, Lei H X, Li Y M. Model checking of safety property over quantum Markov chain[J]. Acta Electronica Sinica, 2014, 42(11): 2191 - 2197. (in Chinese)
- [4] M Chechik, A Gurfinkel, B Devereux, et al. Data structures for symbolic multi-valued model-checking [J]. Formal Methods in System Design, 2006, 29(3): 295 - 344.
- [5] Y M Li, M Droste, L H Lei. Model checking of linear-time properties in multi-valued systems[J]. Information Sciences, 2017, 377(1): 51 - 74.
- [6] H Y Pan, Y M Li, Y Z Cao, Z Y Ma. Model checking fuzzy computation tree logic[J]. Fuzzy Sets and Systems, 2015, 262(C): 60 - 77.
- [7] S Almagor, U Boker, O Kupferman. Formalizing and reasoning about quality[A]. The 40th International Colloquium on Automata, Languages and Programming (ICALP) [C]. Riga, Latvia: Springer, 2013. 15 - 27.
- [8] H Y Pan, Y M Li, Y Z Cao, Z Y Ma. Model checking computation tree logic over finite lattices[J]. Theoretical Computer Science, 2016, 612(1): 45 - 62.
- [9] D Dubois. Possibility theory and statistical reasoning[J]. Computational Statistics and Data Analysis, 2006, 51(1): 47 - 69.
- [10] Y M Li, L Li. Model checking of linear-time properties based on possibility measure[J]. IEEE Transactions on Fuzzy Systems, 2013, 21(5): 842 - 854.
- [11] Y M Li, Y N Li. Computation tree logic model checking based on possibility measures[J]. Fuzzy Sets and Systems, 2015, 26(2): 44 - 59.
- [12] Y M Li, Z Y Ma. Quantitative computation tree logic model checking based on generalized possibility measures[J]. IEEE Transactions on Fuzzy Systems, 2015, 23(6): 2034 - 2047.
- [13] Y M Li. Quantitative model checking of linear-time properties based on generalized possibility measures[J]. Fuzzy Sets and Systems, 2017, 320(1): 17 - 39.
- [14] A Frigeri, L Pasquale, P Spoletini. Fuzzy time in linear temporal logic[J]. ACM Transactions on Computational Logic, 2014, 15(4): 1 - 22.

作者简介



梁常建 男, 1981 年出生于河南鹿邑, 博士研究生, 讲师, 主要研究领域为定量模型检测.
E-mail: liangcj37@snnu.edu.cn



李永明 男, 1966 年出生于陕西大荔, 博士, 教授, 博士生导师, 研究方向为计算智能、量子逻辑、量子计算、模型检测.
E-mail: liyongm@snnu.edu.cn