

CTL 的语法和语义

# 基于遗忘的反应式系统最弱充分条件研究

## 二〇二二年六月

姓名: 冯仁艳

导师: 王以松

联合导师: Erman Acar<sup>1</sup>

研究方向: 软件工程技术与人工智能

<sup>&</sup>lt;sup>1</sup>LIACS, Leiden University, The Netherlands



# 目录

基于遗忘的反》 式系统最弱充分 条件研究

绪论

研究背景和i

CT L II and the

研究目标

研究内容及拟解决的5 科学问题

背景知识

Kripke 结构

CTL 的语法和语义

μ-演算

论

ル:演算造立理论

p-演界逐步度定 專者:厚.λ.农 后 应 d

简介

最弱充分条件 知识更新

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CTL 忘计算 基于归结的遗忘计算方

基于归结的遗忘计算力 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实验

总结与股票总结

展型

参考文献

- 1 绪论
  - 研究背景和意义
  - 国内外研究现状
  - 研究目标
  - 研究内容及拟解决的关键科学问题
- 2 背景知识
  - Kripke 结构
  - CTL 的语法和语义
  - μ-演算
- G CTL 和 μ-演算遗忘理论
  - CTL 遗忘理论
  - μ-演算遗忘理论
- 4 遗忘理论在反应式系统中的应用
  - 简介
  - 最弱充分条件
  - 知识更新
- 5 CTL 遗忘计算方法
  - 简介
  - 基于模型的有界 CTL 遗忘计算
  - 基于归结的遗忘计算方法
  - 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实验
- 6 总结与展望



# 研究背景和意义——系统正确对国防、太空勘测和交通运输至关重要

基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

绪论

研究背景和

国内外研究现状

研究目标 研究内容及拟解决的:

背景知识

Kainka 45 th

CTL 的语法和语义

11-流質

CTL 和 μ-演算遗忘

论

μ-演算遺忘理论

遗忘理论在反应式

简介

最弱充分条件知识更新

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CTI 忘计算 基本自结的遗忘计算

基于归结的遗忘计算 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实

总结

展望

参考文献







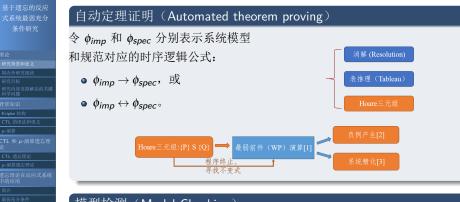
图 1: 系统故障引起的系列灾难现场

表 1: 由系统故障引起的重大事件概览

时间	事故原因	损失
1991 年	美国爱国者导弹系统舍入错误	28 名士兵死亡、100 人受伤等
1996年	阿丽亚娜 5 火箭代码重用	火箭与其它卫星毁灭
1999 年	火星探测器用错度量单位	探测器坠毁并造成了 3.27 亿美元的损失
2011年	温州 7.23 动车 <u>信号设备</u> 在设计	动车脱节脱轨、多人失去生命
	上存在严重的缺陷	

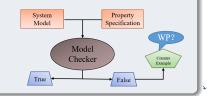


# 研究背景和意义:形式化验证为系统的正确提供了有力依据



### 模型检测(Model Checking)

- $\mathcal{M} \models^? \phi_{Spec}$ .
- 反应式系统 (reactive system): 是 指与环境有着持续不断交互的系统。
- 如何计算反应式系统的 WP?





# 研究背景和意义: 简单的例子

### 基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

### 绪论

研究背景和意

国内外研究现状

研究日标 研究内容及拟解决的

日形知

CTL 的语法和语义

μ-演算

CTI #II

论

CTL 遗忘理论

遗忘理论在反应式

最弱充分条件 知识更新

#### CTL 遗忘计算方法

差于與至时有升 忘计算 基于归结的遗忘计算。 基于归结的算法

总结与展验

参考文献

# 例 1 (汽车制造企业模型)

一个汽车制造企业能够生产两种汽车: 小轿车 (se) 和跑车 (sp)。每隔一段时间,该企业都会做一个生产决策 (d),即: 合理的生产计划。刚开始的时候,该企业做出了具有三个选择 (s) 的方案:

- (1) 先生产足够的 se, 然后在再生产 sp;
- (2) 先生产足够的 sp, 然后再生产 se;
- (3) 同时生产 se 和 sp。

这一过程可以由图 2中的 Kripke 结构(带标签的状态转换图) $\mathcal{M} = (S, R, L)$  形式化地展现出来,其中:

- V = {d, s, se, sp} 为该工厂所需要考虑的原子命 题集;
- $S = \{s_0, s_1, s_2, s_3, s_4\}$  为状态空间;
- $R = \{(s_0, s_1), (s_1, s_2), (s_1, s_3), (s_1, s_4), (s_2, s_0), (s_3, s_0), (s_4, s_0)\}$  为状态转换关系集;
- $L: S \to 2^V$  为标签函数,具体地: $L(s_0) = \{d\}$ 、  $L(s_1) = \{s\}$ 、 $L(s_2) = \{se\}$ 、 $L(s_3) = \{sp\}$  和  $L(s_4) = \{se, sp\}$ 。

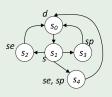


图 2: 汽车制造企业模型

假定,由于经济危机或者战略调整,导致该企业不能再生产跑车。这意味着所有规范和 Kripke 结构都不再需要考虑 sp 的,因此应该"移除"。



# 研究背景和意义: 知识表示与推理(KR)中的 SNC 和 WSC

### 基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

绪论 研究背景和意义

研究目标 研究内容及拟解决的关

背景知识 Kripke 结构

μ-演算

CTL 和 μ-演算遗忘理 论

CTL 遗忘理论 μ-演算遗忘理论

中的应用 简介 号配容分条件

知识更新 CTL 遗忘计算方

基于模型的有界 CTL 近 忘计算 基于归结的遗忘计算方

基于归结的算法 CTL-forget 实现及 总结与展望

总结 展望

参考文献

# 最强必要条件(SNC)和最弱充分条件(WSC)

SNC 和 WSC 分别用于描述给定理论下的最一般的结果(consequence)和最一般的诱因(abduction)[8]。满足下面两个条件的  $\varphi$  称为 q 在理论  $\Sigma$  下的 SNC:

- (1)  $\Sigma \models q \rightarrow \varphi$ ;
- (2) 对任意  $\varphi'$  且  $\Sigma \models q \rightarrow \varphi'$ , 有  $\Sigma \models \varphi \rightarrow \varphi'$ 。

满足下面两个条件的  $\psi$  称为 q 在理论  $\Sigma$  下的 (WSC):

- (1)  $\Sigma \models \psi \rightarrow q$ ;
- (2) 对任意  $\psi'$  且  $\Sigma \models \psi' \rightarrow q$ ,有  $\Sigma \models \psi' \rightarrow \psi$ 。

# 遗忘理论(Forgetting)

遗忘是一种从理论中抽取知识的技术 [9],被用于规划[5,7] 和知识更新 中 [13]。非形式化地,对于逻辑语言 L 中的任意公式和原子集合,如果从该公式中遗忘掉该原子集合后得到的结果仍然在 L 中,则称遗忘存在,同时也称该公式和原子集合的遗忘存在。



# 研究背景和意义: 知识表示与推理(KR)中的 SNC 和 WSC

- CTL(Computation tree logic): 计算树逻辑,是一种分支时序逻辑
  - 其模型检测(MC)问题能在多项时间内完成;
  - 能很好的表达系统要求的安全属性(Safety properties)、活性属性 (Liveness properties)、持续属性(Persistence properties)和公平属性 (Fairness properties)。
  - Φ μ-演算 (μ-calculus): 是其他形式体系的机械基础
    - LTL、CTL、 $L_w$  等时态逻辑都能用  $\mu$ -演算表示;
    - S1S 表达能力严格不如 μ-演算;
    - μ-演算与 S2S 有相同的表达能力;
    - .....

形成时序逻辑系统遗忘理论的框架(verification),架起形式化验证和知识表示与推理(KR)的桥梁。

CTL 和 μ-演算遗址 论

μ-演算遺忘理论 遺忘理论在反应式 中的应用

简介 最弱充分条件 知识更新

简介 基于模型的有界 CTL 忘计算 基于归纳的遗忘计算;

总结与展望 <sup>总结</sup>

参考文献



# 国内外研究现状

基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

绪论

研究背景和意

国内外研究现状

研究内容及拟解决的

科学问题

背景知识

Kripke 结构 CTL 的语法和语义

CIL 的研究和研。

μ-演算 CTI 和

CIL 和 μ-碘异理定 论

CTL 遗忘理论 μ-演算遗忘理论

请定理论在反应。

中的应用

最弱充分条件

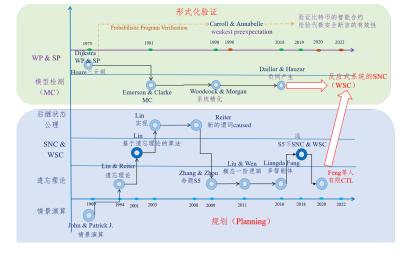
CTL 遗忘计算方法

忘计算 基于归结的遗忘计算力

基于归结的算法 CTL-forget 实现及9

息结与R 点结

展型



绪论 研究背景和意义

研究目标 研究内容及拟解决的

科学问题

Kripke 结构

CTL 的语法和语义

μ-演算

CTL 和 μ-演算遗忘

化 CTL 遗忘理论

μ-演算遺忘理论

遗忘理论在反应 中的应用

向介 最弱充分条件 知识更新

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CTL 忘计算 基于归结的遗忘计算力 基于归结的算法

总结与展 <sup>总结</sup>

总结 展型

参考文献



通过人工智能的知识表示与推理 (KR) 技术,从遗忘理论出发,研究反应式系统(在某个符号集上)SNC 和 WSC 的表示与计算,提高反应式系统的可靠性 (或辅助证明反应式系统的正确性)。



# 研究内容

- 基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究
- 绪论 研究背景和意义 国内外研究现状
- 研究目标 研究内容及拟解决的
- 背景知识
- Kripke 结构 CTL 的语法和语义
- μ-演算
- μ-演算 CTI 和 μ 演算演
- 论
- CTL 遗忘理论
- 遺忘理论在反应:
- 中的应用 简介
- 最弱充分条件知识更新
- CTL 遗忘计算方法 简介
- 忘计算 基于归结的遗忘计算 基于归结的遗忘计算
- 总结与展望
- 展望

- $\bullet$  CTL 和  $\mu$ -演算的遗忘理论
- 遗忘理论在反应式系统的形式化验证和知识更新中的应用
- 计算 CTL 遗忘的计算方法

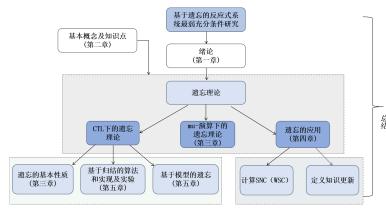


图 3: 文章组织结构示意图



### 基于遗忘的反应 式系统最弱充分

### 绪论

研究哲學和社

国内外研究

研究目标

研究内容及拟解决的

科字问题

背景知识

CTL 的语法和语义

u-流算

μ-液災

NG CONTRACTOR

CTL 遗忘理论

遺を理论在反应す

理心理化任反应式 中的应用

简介 最弱充分条件

知识更新

CTL 遗忘计算方法

忘计算 基于归结的遗忘计算

基于归结的算法 CTL-forget 实现及:

总结与原

展望

参考文献

# 拟解决的关键科学问题

### 拟解决的关键科学问题

- CTL 的遗忘什么情形下存在? (CTL 不具有 uniform interpolation 性质)
- 遗忘理论与反应式系统的 SNC 和 WSC 的关系
  - 反应式系统不终止
  - 遗忘理论的作用对象是公式
- $\bullet$  CTL 和  $\mu$ -演算的遗忘在推理问题上的复杂性



# 目录

绪论

研究背景和

91761336103

研究目标

研究内容及拟解决的 科学问题

背景知识

Krinka ž

CTL 的语法和语义

μ-演算

CTL 和 μ-演算遗ε
论

CTL 遗忘理论

μ-演算遺忘理论

简介

最弱充分条件

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CTL 忘计算 基于归结的遗忘计算力

基于归结的遗忘计算力 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实验

总结与股票总结

展型

参考文献

- 绢论
  - 研究背景和意义
  - 国内外研究现状
  - 研究目标
  - 研究内容及拟解决的关键科学问题
- 2 背景知识 ● Kripke 结构
  - CTL 的语法和语义
  - μ-演算
  - μ-演昇
- CTL 和 μ-演算遗忘理论
  - CTL 遗忘理论
  - μ-演算遗忘理论
- 4 遗忘理论在反应式系统中的应用
  - 简介
  - 最弱充分条
  - 知识更新
- 5 CTL 遗忘计算方法
  - 简介
  - 基于模型的有界 CTL 遗忘计算
  - 基于归结的遗忘计算方法 ● 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实验
  - 6 总结与展望



# Kripke 结构

基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

**绪论** 研究背景和意义

> 开究目标 开究内容及拟解决的5 4学问题

Kripke 结构

CTL 的语法和语义 μ-演算

CTL 和 μ-演算遗忘 论

μ-演算遺忘理论 連立理论な 反応式:

简介 最弱充分条件

最弱充分条件 知识更新

CTL 遗忘计算方法 简介

忘计算 基于归结的遗忘计算力 基于归结的算法

总结与展望 总结

参考文献

A: 原子命题的集合

Ind: 索引的集合

# 定义 2 (初始 Ind-Kripke 结构)

一个初始 Ind-Kripke 结构是一个五元组  $\mathcal{M} = (S, R, L, [\_], s_0)$ ,其中:

- S 是状态的非空集合, $s_0$  是  $\mathcal{M}$  的初始状态 (参见下文);
- $R \subseteq S \times S$  是状态转换函数,且对任意  $s \in S$ ,存在  $s' \in S$  使得  $(s,s') \in R$ ;
- L:S→2<sup>A</sup> 是一个标签函数;
- [\_]:  $\operatorname{Ind} \to 2^{S \times S}$  是一个函数,其使得对任意  $\operatorname{ind} \in \operatorname{Ind}$ ,若  $s \in S$ ,则存在唯一一个  $s \in S$  使得  $(s,s') \in [\operatorname{ind}] \cap R$ 。

## 相关概念

- 初始 Kripke 结构  $\mathcal{M} = (S, R, L, s_0)$ : 从初始 Ind-Kripke 结构  $\mathcal{M}$  中去掉 [\_] 元素得到;
- Ind-Kripke 结构 *M* = (S,R,L,[\_]): 从初始 Ind-Kripke 结构 *M* 中去掉初始状态 s<sub>0</sub> 得到;
- Kripke 结构  $\mathcal{M} = (S, R, L)$ : 从初始 Ind-Kripke 结构  $\mathcal{M}$  中同时去掉 [\_] 和  $s_0$  得到。



# Kripke 结构

A: 原子命题的集合

Ind: 索引的集合

# 定义 2 (初始 Ind-Kripke 结构)

一个初始 Ind-Kripke 结构是一个五元组  $\mathcal{M} = (S, R, L, [\_], s_0)$ , 其中:

- S 是状态的非空集合, s₀ 是 ℳ 的初始状态 (参见下文);
- $R \subseteq S \times S$  是状态转换函数,且对任意  $s \in S$ ,存在  $s' \in S$  使得  $(s,s') \in R$ ;
- 1 · S → 2<sup>st</sup> 是一个标签函数:
- [\_]:  $\operatorname{Ind} \to 2^{S \times S}$  是一个函数,其使得对任意  $\operatorname{ind} \in \operatorname{Ind}$ ,若  $s \in S$ ,则存在唯一一个  $s \in S$ 使得  $(s,s') \in [ind] \cap R$ 。

### 相关概念

- 令  $\mathcal{M} = (S, R, L)$  为 Kripke 结构,  $\mathcal{M}' = (S, R, L, [\_])$  为 Ind-Kripke 结构:
  - 路径:  $\mathcal{M}$  上的路径是  $\mathcal{M}$  上的状态构成的无限序列  $\pi = (s_0, s_1, s_2, \ldots)$ , 且满足对任意  $j \ge 0$ ,  $(s_i, s_{i+1}) \in R$ ;
  - $s' \in \pi$ : 表示 s' 是路径  $\pi$  上的一个状态;  $\pi_s$ : 表示以 s 为起点的  $\mathscr{M}$  上的一条路径;
  - 初始状态: 如果对任意 s' ∈ S, 都存在路径 π, 使得 s' ∈ π, 那么称 s 为初始状态;
  - 索引路径:  $\mathcal{M}'$  上的一条索引路径 $\pi_s^{(ind)}$  ( $ind \in Ind$ ) 是一条路径 ( $s_0 (= s), s_1, s_2, \ldots$ ), 且对任意  $j \geq 0$ ,有  $(s_i, s_{i+1}) \in [ind]$ 。



# Kripke 结构

CTL 的语法和语义

②: 原子命题的集合Ind: 索引的集合

# 定义 2 (初始 Ind-Kripke 结构)

一个初始 Ind-Kripke 结构是一个五元组  $\mathcal{M} = (S, R, L, [\_], s_0)$ , 其中:

- S 是状态的非空集合, s₀ 是 ℳ 的初始状态 (参见下文);
- $R \subseteq S \times S$  是状态转换函数,且对任意  $s \in S$ ,存在  $s' \in S$  使得  $(s,s') \in R$ ;
- 1 · S → 2<sup>st</sup> 是一个标签函数:
- [\_]:  $\operatorname{Ind} \to 2^{S \times S}$  是一个函数,其使得对任意  $\operatorname{ind} \in \operatorname{Ind}$ ,若  $s \in S$ ,则存在唯一一个  $s \in S$ 使得  $(s,s') \in [ind] \cap R$ 。

## 相关概念

- (Ind-) 结构: 初始 (Ind-)Kripke 结构 *M* 和是 *M* 中的状态 *s* 构成的二元组  $\mathcal{K} = (\mathcal{M}, s);$
- • 初始 (Ind-) 结构: (Ind-) 结构 ℋ = (ℳ,s) 中 s 为初始状态的情形。



# CTL 的语法

### 基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

### 绪论

研究背景和意义

国内外研究现状 研究目标

カロか 究内容及拟解决的 学问題

背景知识

Kripke 指构

μ-演算

CTL 和 μ-演算i

论 CTL abstract

μ-演算遺忘理论 遺忘理论在反应式:

简介 品或安分条件

知识更新

CTL 遗忘计算方

基于归结的遗忘计算; 基于归结的遗忘计算;

基于归结的算法 CTL-forget 实现》 总结与展望

总结 展型

参考文献

# CTL 的语言符号

- 原子命题集 Ø; 可数无限索引集合 Ind; 命题常量 start;
- 常量符号: ⊤和 ⊥,分别表示"真"和"假";
- 联结符号: ∨和 ¬,分别表示"析取"和"否定";
- 路径量词: A、E 和 E<sub>ind</sub>, 分别表示"所有"、"存在"和"存在索引为 ind∈ Ind"的路径;
- 时序操作符: X、F、G、U 和 W, 分别表示"下一个状态"、"将来某一个状态"、"将来 所有状态"、"直到"和"除非";
- 标点符号: "("和")"。

## 定义 3 (带索引的 CTL)

带索引的 CTL 公式的<u>存在范式 (existential normal form, ENF)</u>可以用巴科斯范式递归定义如下:

 $\phi ::= \mathbf{start} \mid \bot \mid \rho \mid \neg \phi \mid \phi \lor \phi \mid \mathsf{EX}\phi \mid \mathsf{EG}\phi \mid \mathsf{E}(\phi \ \mathsf{U} \ \phi) \mid \mathsf{E}_{\langle \mathit{ind} \rangle} \mathsf{X}\phi \mid \mathsf{E}_{\langle \mathit{ind} \rangle} \mathsf{G}\phi \mid \mathsf{E}_{\langle \mathit{ind} \rangle} (\phi \ \mathsf{U}\phi)$ 

其中,  $p \in \mathcal{A}$ ,  $ind \in Ind$ 。

没有索引和 start 的公式称为 CTL 公式。



# CTL 的语法

# 定义 3 (带索引的 CTL)

带索引的 CTL 公式的存在范式 (existential normal form, ENF)可以用巴科斯范式递归定义如 下:

$$\phi ::= \mathsf{start} \mid \bot \mid \rho \mid \neg \phi \mid \phi \lor \phi \mid \mathsf{EX}\phi \mid \mathsf{EG}\phi \mid \mathsf{E}(\phi \ \mathsf{U} \ \phi) \mid \mathsf{E}_{(\mathit{ind})} \mathsf{X}\phi \mid \mathsf{E}_{(\mathit{ind})} \mathsf{G}\phi \mid \mathsf{E}_{(\mathit{ind})}(\phi \ \mathsf{U}\phi)$$

其中,  $p \in \mathcal{A}$ ,  $ind \in Ind$ 。

没有索引和 start 的公式称为 CTL 公式。

CTL 中其它形式的公式可以通过如下定义(使用上述定义中的形式)得到:

 $\phi 
ightarrow \psi \stackrel{\mathit{def}}{=} \neg \phi \lor \psi$ 

 $\varphi \wedge \psi \stackrel{\text{def}}{=} \neg (\neg \varphi \vee \neg \psi)$ 

(1)(2)

 $A(\varphi \cup \psi) \stackrel{def}{=} \neg E(\neg \psi \cup (\neg \varphi \land \neg \psi)) \land \neg EG \neg \psi$ 

(3)

 $A(\varphi W \psi) \stackrel{def}{=} \neg E((\varphi \wedge \neg \psi) U(\neg \varphi \wedge \neg \psi))$ 

(4)

 $E(\varphi W \psi) \stackrel{def}{=} \neg A((\varphi \land \neg \psi)U(\neg \varphi \land \neg \psi))$  $AF\phi \stackrel{def}{=} A(\top U\psi)$ 

(5)(6)

 $EF\varphi \stackrel{def}{=} E(\top U \psi)$ 

 $AX\phi \stackrel{def}{=} \neg EX \neg \phi$ 

(7)

 $AG\boldsymbol{\varphi} \stackrel{def}{=} \neg EF \neg \boldsymbol{\varphi}$ 



# CTL 的语法

# 定义 3 (带索引的 CTL)

带索引的 CTL 公式的存在范式 (existential normal form, ENF)可以用巴科斯范式递归定义如 下:

 $\phi ::= \mathsf{start} \mid \bot \mid p \mid \neg \phi \mid \phi \lor \phi \mid \mathsf{EX}\phi \mid \mathsf{EG}\phi \mid \mathsf{E}(\phi \cup \phi) \mid \mathsf{E}_{(ind)} \mathsf{X}\phi \mid \mathsf{E}_{(ind)} \mathsf{G}\phi \mid \mathsf{E}_{(ind)} (\phi \cup \phi)$ 

其中,  $p \in \mathcal{A}$ ,  $ind \in Ind$ 。

没有索引和 start 的公式称为 CTL 公式。

## 符号优先级

带索引的 CTL 中各类符号的优先级如下,且从左到右优先级逐渐降低:

 $\neg, \text{EX}, \text{EF}, \text{EG}, \text{AX}, \text{AF}, \text{AG}, \text{E}_{(\textit{ind})} \text{X}, \text{E}_{(\textit{ind})} \text{F}, \text{E}_{(\textit{ind})} \text{G}, \land, \lor, \text{EU}, \text{AU}, \text{EW}, \text{AW}, \text{E}_{(\textit{ind})} \text{U}, \text{E}_{(\textit{ind})} \text{W}, \rightarrow .$ 

此外,给定一个不包含" $\rightarrow$ "的公式  $\phi$  和原子命题 p,

- 若 $\varphi$ 中所有p的出现都为正出现(或负出现),则称 $\varphi$ 关于p是正的(或负的)。

# CTL 的语义

### 式系统最弱充分 条件研究

### 绪论

研究背景和意义 国内外研究即状

研究目标 研究内容及拟解决的5

背景知识

Kripke 结构

CIE grangenan

μ-演第

CTL 和 μ-演算還記

CTL 遗忘理论

proposition to

型心理化任反应 中的应用

简介 最弱充分条f

知识更新

CIL 短忘计界力行

忘计算 基于归结的遗忘计算

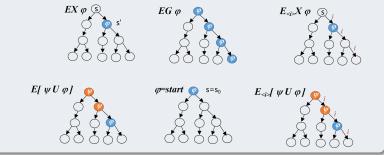
总结与展

总结 展導

参考文献

# 定义 4 (带索引的 CTL 的语义)

给定公式  $\varphi$ ,初始 Ind-Kripke 结构  $\mathcal{M}=(S,R,L,[\_],s_0)$  和状态  $s\in S$ 。 $(\mathcal{M},s)$  与  $\varphi$  之间的可满足关系  $(\mathcal{M},s)$  旨  $\varphi$  定义如下:





# CTL 的语义

### 基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

### 绪论

研究背景和i

国内外研究现状研究目标

研究内容及拟解决的 科学问题

背景知识

CTL 的语法和语》

μ-演算

CTI 和 u-jiii

CTL 和 μ-演算遗忘 论

CTL 遗忘理论 μ-演算遗忘理论

遗忘理论在反应式; 中的应用

简介 最弱充分条件

知识更新

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CT 忘计算 基于归结的遗忘计算

基于归结的遗忘计算 基于归结的算法 CTL-forget 实现及9

总结与展

展型

参考文献

# 记号

令  $\varphi$ 、 $\varphi_1$  和  $\varphi_2$  为公式,这里列出文中出现的一些记号及其含义。

- 模型: 满足公式  $\varphi$  的初始 Ind-结构称为  $\varphi$  的一个模型;
- Φ Mod(φ): 公式 φ 的所有模型构成的集合;
- 可满足: 如果  $Mod(\varphi) \neq \emptyset$ ,则称  $\varphi$  是<u>可满足</u>的;
- 逻辑蕴涵: 若  $Mod(\varphi_1) \subseteq Mod(\varphi_2)$ ,则称  $\varphi_1$  逻辑地蕴涵 $\varphi_2$ ,记为  $\varphi_1 \models \varphi_2$ ;
- 逻辑等值: 当 φ<sub>1</sub> |= φ<sub>2</sub> 且 φ<sub>2</sub> |= φ<sub>1</sub> 时, 即 Mod(φ<sub>1</sub>) = Mod(φ<sub>2</sub>), 则称 φ<sub>1</sub> 和 φ<sub>2</sub>
   为逻辑等值公式 (简称为等值公式), 记作 φ<sub>1</sub> ≡ φ<sub>2</sub>;
- Var(φ): 出现在 φ 中的原子命题集;
- VП 和 ∧П 分别表示有限集 П 中公式的析取和合取;
- <u>V-无关</u>(<u>V-irrelevant</u>): 给定公式 φ 和原子命题集 V, 如果存在一个公式 ψ 使得 Var(ψ) ∩ V = Ø 且 φ ≡ ψ, 那么说 φ 与 V 中的原子命题<u>无关</u>, 简称为<u>V-无关</u>(<u>V-irrelevant</u>), 写作 IR(φ, V)。
- 文字(literal)、子句(clause)、析取范式等跟经典命题情形中的定义一样。

# CTL 的标准形式

# SNFg 子句

具有下面几种形式的公式称为 CTL 全局子句分离范式(separated normal form with global clauses for CTL, SNFg 子句) [12, 11]:

> $AG(\mathbf{start} \to \bigvee_{i=1}^k m_i)$ (初始句,initial clause)  $AG(\top \rightarrow \bigvee_{i=1}^{k} m_i)$ (全局子句,global clause)  $AG(\bigwedge_{i=1}^{n} I_i \to AX \bigvee_{i=1}^{k} m_i)$  (A-步子句, A-step clause)  $AG(\bigwedge_{i=1}^{n} I_i \to E_{(ind)} X \bigvee_{i=1}^{k} m_i)$  (E-步子句, E-step clause)  $AG(\bigwedge_{i=1}^{n} I_i \to AFI)$ (A-某时子句,A-sometime clause)  $AG(\bigwedge_{i=1}^{n} I_i \to E_{(ind)}FI)$  (E-某时子句,E-sometime clause)

其中 k 和 n 都是大于 0 的常量, $I_i$   $(1 \le i \le n)$ 、 $m_i$   $(1 \le j \le k)$  和 I 都是文字且  $ind \in Ind$ 。



# CTL 的标准形式

### 基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

### 绪论

研究背景和意

国内外研究现状 研究目标

研究内容及拟解决的关 科学问题

背景知识

Kripke 鑽柯

n-演覧

CTI ∄I

论 μ-*μ-μη*-με-

μ-演算遺忘理论

遗忘理论在反应式

筒介

最弱充分条件 知识更新

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CT 忘计算 基于归结的遗忘计算

基于归结的遗忘计算 基于归结的算法 CTL-forget 实现及9

总结与展

展型

参考文献

# 转换规则

一个 CTL 公式  $\varphi$  可以通过下表中的规则转换为一个  $\mathrm{SNF}_{\mathrm{CTL}}^{\mathrm{g}}$  子句集,记为  $T_{\varphi}$ 。

# 表 2: 转换规则

$$\begin{aligned} & \operatorname{Trans}(1) \frac{q \to \operatorname{ET} \varphi}{q \to \operatorname{E}(\operatorname{ind})} \operatorname{Tp} : & \operatorname{Trans}(2) \frac{q \to \operatorname{E}(\varphi_1 \cup \varphi_2)}{q \to \operatorname{E}(\operatorname{ind})(\varphi_1 \cup \varphi_2)} : & \operatorname{Trans}(3) \frac{q \to \varphi_1 \wedge \varphi_2}{q \to \varphi_1 \wedge \varphi_2} : \\ & \operatorname{Trans}(4) \frac{q \to \varphi_1 \vee \varphi_2}{q \to \varphi_1 \vee \varphi_2} (\operatorname{\underline{m}} \mathbb{R} \ \varphi_2 \ \pi \mathbb{E} \mathcal{F} \oplus \overline{1}) : & \operatorname{Trans}(5) \frac{q \to D}{1 \to \neg q \vee D} : & \operatorname{Trans}(7) \frac{q \to D}{1 \to \neg q \vee D} : & \operatorname{Trans}(8) \frac{q \to Q \varphi}{1 \to \neg q \vee D} : & \operatorname{Trans}(8) \frac{q \to Q \varphi}{1 \to \neg q \vee D} : & \operatorname{Trans}(7) \frac{q \to Q \varphi}{1 \to \neg q \vee D} : & \operatorname{Trans}(8) \frac{q \to Q \varphi}{1 \to \neg q \vee D} : & \operatorname{Trans}(8) \frac{q \to Q \varphi}{1 \to \neg q \vee D} : & \operatorname{Trans}(8) \frac{q \to Q \varphi}{1 \to \neg q \vee D} : & \operatorname{Trans}(10) \frac{q \to Q \varphi}{1 \to \neg q \vee D} : & \operatorname{Trans}(10) \frac{q \to Q \varphi}{1 \to \neg Q} : & \operatorname{Trans}(10) \frac{q \to Q \varphi}{1 \to \neg Q} : & \operatorname{Trans}(10) \frac{q \to Q \varphi}{1 \to \neg Q} : & \operatorname{Trans}(10) \frac{q \to Q \varphi}{1 \to \neg Q} : & \operatorname{Trans}(10) \frac{q \to Q \varphi}{1 \to \neg Q} : & \operatorname{Trans}(10) \frac{q \to Q \varphi}{1 \to \neg Q} : & \operatorname{Trans}(10) \frac{q \to Q \varphi}{1 \to \neg Q} : & \operatorname{Trans}(10) \frac{q \to Q \varphi}{1 \to \neg Q} : & \operatorname{Trans}(10) \frac{q \to Q \varphi}{1 \to \neg Q} : & \operatorname{Trans}(10) \frac{q \to Q \varphi}{1 \to \neg Q} : & \operatorname{Trans}(10) \frac{q \to Q \varphi}{1 \to \neg Q} : & \operatorname{Trans}(10) \cdot & \operatorname{Trans}(1$$

其中, $T \in \{X, G, F\}$ ,ind 是规则中引入的新索引且  $Q \in \{A, E_{(ind)}\}$ ; q 是一个原子命题,I 是一个文字,D 是文字的析取(即子句),p 是新的原子命题; $\varphi$ , $\varphi_1$ ,和  $\varphi_2$  都是 CTL 公式。



# CTL 的标准形式

### 基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

### 绪论

研究背景和i

5176 H AK 102

研究目标

研究内容及拟解决的 科学问题

背景知识

Kripke 结构

CTI 的语法和语

NA MA

μ-1000

è

CTL 遗忘理论

μ-演算遺忘理论

遗忘理论在反应式

简介

最弱充分条件

CTL 遗忘计算方法

\*\* A

忘计算 基于归结的遗忘计算:

基于归结的算法 CTL-forget 实现及实

总结与展

展型

参考文献

# 例 4

令  $\varphi = \neg AFp \land AF(p \land \top)$ ,下面给出将  $\varphi$  转换为  $SNF_{CTL}^{g}$  子句集的详细步骤。

- (1) 将公式 φ 转换为其 NNF 形式: EG¬p∧ AF(p∧⊤);
- (2) 化简 (1) 中的公式为: EG¬p∧AFp;
- (3) 使用转换规则转换  $\{AG(\operatorname{start} \to z), AG(z \to (EG \neg p \land AFp))\}$ ,详细步骤如下:

1.  $start \rightarrow z$ 

2.  $z \to \text{EG} \neg p \land \text{AF} p$ 

3.  $z \rightarrow \text{EG} \neg p$ 4.  $z \rightarrow \text{AF} p$ 

(2, Trans(3)) (2, Trans(3))

5.  $z \rightarrow E_{\langle 1 \rangle} G \neg p$ 

(3, Trans(1))

6.  $z \rightarrow x$ 

 $(5, \mathsf{Trans}(\mathbf{10}))$ 

7. *x* → ¬*I* 

 $(5, \mathsf{Trans}(\mathbf{10}))$ 

8.  $x \to E_{\langle 1 \rangle} G x$ 

(5, Trans(10))

9.  $\top \rightarrow \neg z \lor x$ 

(6, Trans(5))

10.  $\top \rightarrow \neg x \lor \neg p$ 

(7, Trans(5))

因此,得到的  $\varphi$  对应的 SNF  $_{\mathrm{CTL}}^{g}$  子句集为:

1. start  $\rightarrow z$ 

z → AFp

3.  $x \to E_{\langle 1 \rangle} Gx$ 

4.  $\top \rightarrow \neg z \lor x$ 

5.  $\top \rightarrow \neg x \lor \neg p$ .



基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

绪论

研究背景和意

国内外研究现状 研究目标

研究内容及拟解决的 科学问题

背景知识

CTL 的语法和语义

μ-演算

CIL 和 μ-演界/返心 论

CTL 遗忘理论 μ-演算遗忘理论

μ-演界選ぶ理论 遺忘理论在反应3

简介 品或在公务件

知识更新

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CTL 忘计算 基于归结的遗忘计算

基于归结的遗忘计算况 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实现

总结与展生

展望

参考文献

# μ-演算的语法

不动点符号:  $\mu$  和  $\nu$ , 分别表示"最小不动点"和"最大不动点"。  $\nu$ : 变元符号的可数集。

各类符号之间的优先级如下(从左到右优先级逐渐变低):

 $\neg$  EX AX  $\wedge$   $\vee$   $\mu$   $\nu$ .

# 定义 5 (μ-演算公式)

μ-演算公式 (简称为 μ-公式或公式) 递归定义如下:

 $\varphi ::= \rho \mid X \mid \neg \varphi \mid \varphi \lor \varphi \mid \mathsf{AX}\varphi \mid \nu X.\varphi$ 

其中  $p \in \mathcal{A}$  且  $X \in \mathcal{V}$ 。

### 约定

- 公式  $\nu$ X. $\varphi$  中的 X 总是正出现在  $\varphi$  中,即: $\varphi$  中 X 的每一次出现之前都有偶数个否定符号 "¬";
- 称出现在 μΧ.φ 和 νΧ.φ 中的变元 Χ 是受约束的 (bound),且受约束的变元系 为约束变元,不受约束的变元称为自由变元;
- 文字 (literal): 原子命题和变元符号及其各自的否定
- 这里所谈到的公式指的是取名恰当的(well-named)、受保护(guarded)的  $\mu$ -公式。



基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

绪论

研究背景和道

国内外研究现状研究目标

研究内容及拟解决的 科学问题

H 駅内IIK Krinke 结构

CTL 的语法和语义

CTI 利 n-流管溃疡

化 CTL 遗忘理论

μ-演算遺忘理论

中的应用 <sup>简介</sup>

最弱充分条件 知识更新

CTL 遗忘计算方法

简介

忘计算 基于归结的遗忘计算; 基工归结的遗忘计算;

基于归结的算法 CTL-forget 实现及3

总结与版!

展塑

参考文献

# μ-演算的语法

不动点符号:  $\mu$  和  $\nu$ , 分别表示"最小不动点"和"最大不动点"。  $\nu$ : 变元符号的可数集。

各类符号之间的优先级如下(从左到右优先级逐渐变低):

 $\neg$  EX AX  $\wedge$   $\vee$   $\mu$   $\nu$ .

# 定义 5 (μ-演算公式)

 $\mu$ -演算公式(简称为  $\mu$ -公式或公式)递归定义如下:

$$\varphi ::= \rho \mid X \mid \neg \varphi \mid \varphi \lor \varphi \mid \mathsf{AX}\varphi \mid \nu X.\varphi$$

其中  $p \in \mathcal{A}$  且  $X \in \mathcal{V}$ 。

## 约定

- 公式 νX.φ 中的 X 总是正出现在 φ 中, 即: φ 中 X 的每一次出现之前都有偶数个否定符号 "¬":
- 称出现在  $\mu X. \varphi$  和  $\nu X. \varphi$  中的变元 X 是<u>受约束的</u>(bound),且受约束的变元称为约束变元,不受约束的变元称为自由变元;
- 文字 (literal): 原子命题和变元符号及其各自的否定;
- 这里所谈到的公式指的是取名恰当的(well-named)、受保护(guarded)的  $\mu$ -公式。



# μ-演算的语义

### 基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

# 研究背景和意义

研究目标 研究内容及拟解决的关

背景知识

Kripke 结构

CTL 的语法和语义

μ-演算

CTL 和 μ-演算遗忘 论

CTL 遗忘理论

μ-<sub>((()</sub>) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(())) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(())) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(())) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(())) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(())) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(())) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(())) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub></sub>

简介 最弱充分条件

知识更新

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CT 忘计算 基于归结的遗忘计算 基于归结的遗忘计算

总结与展望 <sup>总结</sup>

参考文献

# 定义 6

给定  $\mu$ -演算公式  $\varphi$ 、Kripke 结构  $\mathcal{M}=(S,R,L,r)$  和一个从  $\Psi$  中的变量到  $\mathcal{M}$  中状态的赋值函数  $v: \mathcal{V} \to 2^S$ 。公式在  $\mathcal{M}$  和 v 上的解释是 S 的一个子集  $\|\varphi\|_v^{\mathcal{M}}$  (如果在上下文中  $\mathcal{M}$  是明确的,则可以省去上标):

$$\begin{split} \|\rho\|_{v}^{\mathscr{M}} &= \{s \mid p \in L(s)\}, \\ \|X\|_{v}^{\mathscr{M}} &= v(X), \\ \|\varphi_{1} \vee \varphi_{2}\|_{v}^{\mathscr{M}} &= \|\varphi_{1}\|_{v}^{\mathscr{M}} \cup \|\varphi_{2}\|_{v}^{\mathscr{M}}, \\ \|\operatorname{AX}\varphi\|_{v}^{\mathscr{M}} &= \{s \mid \forall s'.(s,s') \in R \Rightarrow s' \in \|\varphi\|_{v}^{\mathscr{M}}\}, \\ \|vX.\varphi\|_{v}^{\mathscr{M}} &= \bigcup \{S' \subseteq S \mid S' \subseteq \|\varphi\|_{\forall X:=S'_{1}}^{\mathscr{M}}\}. \end{split}$$

其中,v[X:=S'] 是一个赋值函数,它除了 v[X:=S'](X)=S' 之外,和 v 完全相同。

注意: 虽然这里的 Kripke 结构不要求其二元关系是完全的,但是这里的情况更加一般化, 其结论也能推广到二元关系是完全的情形。



# μ-演算的语义

### 基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

### 绪论

```
国内外研究现状
```

研究目标 研究内容及拟解决的关 (10年)2月期

### 背景知识

CTL 的语法和语

```
μ-演算
```

CTL 和 μ-演算遗忘

### CTL 遗忘理论

μ-演界过与理论 遗忘理论在反应式

# 简介

最弱充分条件 知识更新

### CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CTL 忘计算 基于归结的遗忘计算

### 总结与展

总结 展想

参考文献

# 定义 6

给定  $\mu$ -演算公式  $\varphi$ 、Kripke 结构  $\mathcal{M}=(S,R,L,r)$  和一个从  $\Upsilon$  中的变量到  $\mathcal{M}$  中状态的赋值函数  $\nu: \mathcal{V} \to 2^S$ 。公式在  $\mathcal{M}$  和  $\nu$  上的解释是 S 的一个子集  $\|\varphi\|_{\nu}^{\mathcal{M}}$  (如果在上下文中  $\mathcal{M}$  是明确的,则可以省去上标):

$$\begin{split} & \|p\|_{v}^{\mathscr{M}} = \{s \mid p \in L(s)\}, \\ & \|X\|_{v}^{\mathscr{M}} = v(X), \\ & \|\phi_{1} \lor \phi_{2}\|_{v}^{\mathscr{M}} = \|\phi_{1}\|_{v}^{\mathscr{M}} \cup \|\phi_{2}\|_{v}^{\mathscr{M}}, \\ & \|AX\phi\|_{v}^{\mathscr{M}} = \{s \mid \forall s'.(s,s') \in R \Rightarrow s' \in \|\phi\|_{v}^{\mathscr{M}}\}, \end{split}$$

 $\|vX.\varphi\|_{v}^{\mathscr{M}} = \bigcup \{S' \subseteq S \mid S' \subseteq \|\varphi\|_{v[X:=S']}^{\mathscr{M}}\}.$ 

其中,v[X:=S'] 是一个赋值函数,它除了 v[X:=S'](X)=S' 之外,和 v 完全相同。

# 记号和约定

- 赋值:由 *州*、其赋值函数 v 和 *州* 上的状态 s 构成的三元组 (*M*, s, v) 称为为<u>赋值</u> (当 s 为 *州* 的根时,(*M*, s, v) 简写为(*M*, v),也称其为一个赋值);
- 若  $s \in \|\varphi\|_{v}$ , 则称 s "满足"  $\varphi$ , 记为  $(\mathcal{M}, s, v) \models \varphi$ ;
- $Mod(\varphi)$ :  $\varphi$  的模型的集合,即  $Mod(\varphi) = \{(\mathcal{M}, v) | (\mathcal{M}, r, v) \models \varphi\}$  (当  $\varphi$  为  $\mu$ -句子时,也可简写为  $Mod(\varphi) = \{\mathcal{M} | (\mathcal{M}, r, v) \models \varphi\}$ );
- 当公式 φ 为 μ-句子时,可以将赋值函数 ν 省略。



# μ-公式的析取范式

### 至了 应忘的及应 式系统最弱充分 条件研究

### 绪论

国内外研究现状

研究目标 研究内容及拟解决的5 科学问题

背景知识 Kripke 结构

TL 的语法和语)

论

CTL 遗忘理论

遗忘埋论在反应式系 中的应用

简介 最弱充分条件

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CTL: 忘计算 基于归结的遗忘计算方 基于归结的意法

总结与展望

总结 展御

参考文献

# $\mu$ -演算的覆盖 -语法

在覆盖 -语法语法中,用<u>覆盖操作</u>(cover operator)集替换上述  $\mu$ -公式的定义中的  $\mathrm{EX}$ ,且满足

- Cover(∅) 是公式;
- 对任意  $n \ge 1$ ,若  $\varphi_1, \ldots, \varphi_n$  是公式,则  $Cover(\varphi_1, \ldots, \varphi_n)$  是公式。

# 定义 7 (析取 μ-公式 [4])

析取 μ-公式集  $\mathscr{F}_d$  是包含  $\top$ 、 $\bot$  和不矛盾的文字的合取且封闭于下面几条规则的最小集合:

- (1) 析取式 (disjunctions): 若  $\alpha, \beta \in \mathcal{F}_d$ ,则  $\alpha \lor \beta \in \mathcal{F}_d$ ;
- (2) 特殊合取式(special conjunctions): 若  $\varphi_1, \ldots, \varphi_n \in \mathscr{F}_d$  且  $\delta$  为不矛盾的文字的合取,则  $\delta \wedge Cover(\varphi_1, \ldots, \varphi_n) \in \mathscr{F}_d$ ;
- (3) 不动点操作 (fixpoint operators): 若 φ∈ ℱ<sub>d</sub>, 且对任意公式 ψ, φ 不含有形如 X∧ψ 的子公式,则 μX.φ 和 νX.φ 都在 ℱ<sub>d</sub> 中。



# 目录

CTL 的语法和语义

总结

展望

- - 研究背景和意义
  - 国内外研究现状
  - 研究目标
  - 研究内容及拟解决的关键科学问题
- - Kripke 结构
  - CTL 的语法和语义
  - μ-演算
- CTL 和 μ-演算遗忘理论 ● CTL 遗忘理论

  - μ-演算遗忘理论
- - 简介

  - 知识更新
- - 简介
  - 基于模型的有界 CTL 遗忘计算
  - 基于归结的遗忘计算方法
  - 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实验



# CTL 和 μ 遗忘理论——<sub>总体框架</sub>

CTL 的语法和语义

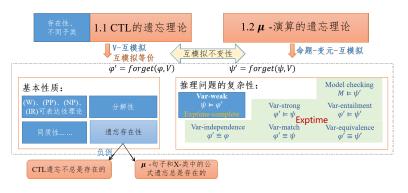


图 4: CTL 和 μ 遗忘理论



# CTL 遗忘理论——互模拟

#### 绪论

研究背景和i

国内外研究现状

研究目标 研究内容及拟解决的关 科學问题

背景知识

Kripke 结

CTL 的语法和语义

μ-演算

CTL 和 μ-演算遗忘

#### ACCUSE THE PROPERTY.

#### 2. 金額等金額

遗忘理论在反应式系 中的应用

简介 最弱充分条件

知识更新

### CIL 速起缸界力法

忘计算 基于归结的遗忘计算力 基于归结的遗忘计算力

总结与原

总结 屋棚

参考文献

# 定义 8 (V-互模拟)

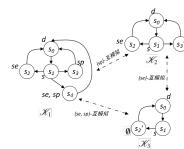
给定原子命题集  $V\subseteq \mathscr{A}$ 、索引集合  $I\subseteq \operatorname{Ind}$  和初始  $\operatorname{Ind}$ -结构  $\mathscr{M}_i=(S_i,R_i,L_i,[\_]_i,s_0^i)$  (i=1,2)。  $\mathscr{B}_V\subseteq S_1\times S_2$  为二元关系,对任意  $s_1\in S_1$  和  $s_2\in S_2$ ,若  $(s_1,s_2)\in \mathscr{B}_V$ ,则:

(i)  $L_1(s_1) - V = L_2(s_2) - V$ ;

(ii)  $\forall r_1 \in S_1$ ,  $\exists (s_1, r_1) \in R_1$ ,  $y_1 \ni r_2 \in S_2$   $\notin \{(s_2, r_2) \in R_2 \Rightarrow (r_1, r_2) \in \mathcal{B}_{V}$ ; (iii)  $\forall r_2 \in S_2$ ,  $\exists (s_2, r_2) \in R_2$ ,  $y_1 \ni r_1 \in S_1$   $\notin \{(s_1, r_1) \in R_1 \Rightarrow (r_1, r_2) \in \mathcal{B}_{V}$ .

那么,称  $\mathcal{B}_V$  是  $\mathcal{M}_1$  和  $\mathcal{M}_2$  之间的一个 V-互模拟关系。

- 结构互模拟: 若 ℳ<sub>1</sub> 和 ℳ<sub>2</sub> 之间存在一个 V-互 模拟关系 ℋ<sub>V</sub> 使得 (s<sub>1</sub>,s<sub>2</sub>) ∈ ℋ<sub>V</sub>, 则称两个 Ind-结构 ℋ<sub>1</sub> = (ℳ<sub>1</sub>,s<sub>1</sub>) 和 ℋ<sub>2</sub> = (ℳ<sub>2</sub>,s<sub>2</sub>) 是 V-互模拟的,记为 ℋ<sub>1</sub> ↔<sub>V</sub> ℋ<sub>2</sub>;
- 路径互模拟: 令  $i \in \{1,2\}$ ,  $\pi_i = (s_{i,1}, s_{i,2},...)$  为  $\mathcal{M}_i$  上的路径,若对任意  $j \ge 1$  都有  $\mathcal{X}_{1,j} \leftrightarrow_V \mathcal{X}_{2,j}$ ,则称这两条路径是 V-互模拟的,记为  $\pi_1 \leftrightarrow_V \pi_2$ ,其中  $\mathcal{X}_{i,j} = (\mathcal{M}_i, s_{i,j})$ 。





# CTL 遗忘理论——互模拟

### 基于 题 忘 的 反 应 式 系 统 最 弱 充 分 条 件 研 究

#### 绪论

研究背景和测

国内外研究现象

研究目标 研究内容及拟解决的关

科学问题

日原和日

CTL 的语法和语义

CIL BIBBANO.

μ-演33

### CTI INCIPIO

μ-演算遺忘理论

遗忘埋论在反应式》 中的应用

最弱充分条件知识更新

### CTL 遗忘计算方法

差计算 基于归结的遗忘计算力

基于归结的算法 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实

总结与形

展型

参考文献

# 定义 8 (V-互模拟)

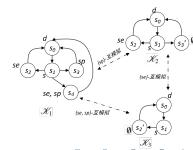
给定原子命题集  $V\subseteq \mathscr{A}$ 、索引集合  $I\subseteq \operatorname{Ind}$  和初始  $\operatorname{Ind}$ -结构  $\mathscr{M}_i=(S_i,R_i,L_i,[\_]_i,s_0^i)$  (i=1,2)。  $\mathscr{B}_V\subseteq S_1\times S_2$  为二元关系,对任意  $s_1\in S_1$  和  $s_2\in S_2$ ,若  $(s_1,s_2)\in \mathscr{B}_V$ ,则:

- (i)  $L_1(s_1) V = L_2(s_2) V$ ;
- (ii)  $\forall r_1 \in S_1$ ,  $\ddot{A}$   $(s_1, r_1) \in R_1$ , y  $\exists r_2 \in S_2$  使得  $(s_2, r_2) \in R_2$  和  $(r_1, r_2) \in \mathcal{B}_V$ ;

(iii)  $\forall r_2 \in S_2$ ,  $\ddot{A}$  ( $s_2, r_2$ ) ∈  $R_2$ ,  $y_1 \exists r_1 \in S_1$  使得 ( $s_1, r_1$ ) ∈  $R_1$  和 ( $r_1, r_2$ ) ∈  $\mathcal{B}_V$ 

那么,称  $\mathcal{B}_V$  是  $\mathcal{M}_1$  和  $\mathcal{M}_2$  之间的一个 V-互模拟关系。

- 结构互模拟: 若 ℳ<sub>1</sub> 和 ℳ<sub>2</sub> 之间存在一个 V-互 模拟关系 ℛ<sub>V</sub> 使得 (s<sub>1</sub>,s<sub>2</sub>) ∈ ℛ<sub>V</sub>, 则称两个 Ind-结构 ℋ<sub>1</sub> = (ℳ<sub>1</sub>,s<sub>1</sub>) 和 ℋ<sub>2</sub> = (ℳ<sub>2</sub>,s<sub>2</sub>) 是 V-互模拟的,记为 ℋ<sub>1</sub> ↔<sub>V</sub> ℋ<sub>2</sub>;
- 路径互模拟: 令  $i \in \{1,2\}$ ,  $\pi_i = (s_{i,1}, s_{i,2},...)$  为  $\mathcal{M}_i$  上的路径,若对任意  $j \ge 1$  都有  $\mathcal{X}_{1,j} \leftrightarrow_{\mathcal{V}} \mathcal{X}_{2,j}$ ,则称这两条路径是  $V = \underline{\eta} \underline{\psi} \underline{\eta}$ 的,记为  $\pi_1 \leftrightarrow_{\mathcal{V}} \pi_2$ ,其中  $\mathcal{X}_{i,j} = (\mathcal{M}_i, s_{i,j})$ 。





# CTL 遗忘理论——互模拟

### 基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

#### 绪论

研究背景和計

File A store

研究目标

研究内容及拟解决的: 科学问题

背景知识

Krinka 🕸

CTL 的语法和语义

и-演算

CTL 和 μ-演算遗忘

COTT DESCRIPTION

### μ-演算遗忘理论

遗忘理论在反应式系 中的应用

最弱充分条件

知识更新

#### CIL 返忘日外方広

忘计算 基于归结的遗忘计算力 基正归结的管法

总结与展

总结 展望

参考文献

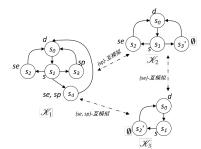
# 定义 8 (V-互模拟)

给定原子命题集  $V\subseteq \mathscr{A}$ 、索引集合  $I\subseteq \operatorname{Ind}$  和初始  $\operatorname{Ind}$ -结构  $\mathscr{M}_i=(S_i,R_i,L_i,[\_]_i,s_0^i)$  (i=1,2)。  $\mathscr{B}_V\subseteq S_1\times S_2$  为二元关系,对任意  $s_1\in S_1$  和  $s_2\in S_2$ ,若  $(s_1,s_2)\in \mathscr{B}_V$ ,则:

- (i)  $L_1(s_1) V = L_2(s_2) V$ ;
- (ii)  $\forall r_1 \in S_1$ ,若  $(s_1, r_1) \in R_1$ ,则  $\exists r_2 \in S_2$  使得  $(s_2, r_2) \in R_2$  和  $(r_1, r_2) \in \mathcal{B}_V$ :
- (iii)  $\forall r_2 \in S_2$ ,若  $(s_2, r_2) \in R_2$ ,则  $\exists r_1 \in S_1$  使得  $(s_1, r_1) \in R_1$  和  $(r_1, r_2) \in \mathcal{B}_{V^{\circ}}$

那么,称  $\mathcal{B}_V$  是  $\mathcal{M}_1$  和  $\mathcal{M}_2$  之间的一个 V-互模拟关系。

- 结构互模拟: 若 ℳ<sub>1</sub> 和 ℳ<sub>2</sub> 之间存在一个 V-互 模拟关系 ℛ<sub>V</sub> 使得 (s<sub>1</sub>,s<sub>2</sub>) ∈ ℛ<sub>V</sub>, 则称两个 Ind-结构 ℋ<sub>1</sub> = (ℳ<sub>1</sub>,s<sub>1</sub>) 和 ℋ<sub>2</sub> = (ℳ<sub>2</sub>,s<sub>2</sub>) 是 V-互模拟的,记为 ℋ<sub>1</sub> ↔<sub>V</sub> ℋ<sub>2</sub>;
- 路径互模拟: 令  $i \in \{1,2\}$ ,  $\pi_i = (s_{i,1}, s_{i,2},...)$  为  $\mathcal{M}_i$  上的路径, 若对任意  $j \ge 1$  都有  $\mathcal{X}_{1,j} \leftrightarrow_{\mathcal{V}} \mathcal{X}_{2,j}$ , 则称这两条路径是  $V = \underline{D} \underbrace{k \eta}_{i,j}$  の 元为  $\pi_1 \leftrightarrow_{\mathcal{V}} \pi_2$ , 其中  $\mathcal{X}_{i,j} = (\mathcal{M}_i, s_{i,j})$ 。





# CTL 遗忘理论——互模拟等

基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

绪论

研究背景和

国内外研究现

研究内容及拟解决的

州光内谷及拟解决的 斗学问题

背景知识

日原和日

Kripke 箔构

CTL 的语法和语义

μ-演算

CTL 和 μ-演算遗

CTL 遗忘理论

μ-演算遺忘理论

遗忘理论在反应式系统

简介

最弱充分条件 知识更新

CTL 遗忘计算方法

CIL 运芯计外刀位

施丁恢至的行亦 CTI 忘计算 基于自结的遗忘计算

基于归结的算法 CTL-forget 实现及实

总结与展

展型

分平方面

# 定义 9 (互模拟等价,bisimilar equivalence)

给定原子命题集  $V\subseteq \mathscr{A}$ , 公式  $\varphi$  和  $\psi$ 。若对任意  $\mathscr{K}\models \varphi$ ,都存在一个  $\mathscr{K}'\models \psi$ ,使得  $\mathscr{K}\leftrightarrow_{V}\mathscr{K}'$ : 且对任意  $\mathscr{K}'\models \psi$ ,都存在一个  $\mathscr{K}\models \varphi$ ,使得  $\mathscr{K}\leftrightarrow_{V}\mathscr{K}'$ ,则称公式  $\varphi$  和  $\psi$  是V-互模拟等价的(bisimilar equivalence),记为  $\varphi\equiv_{V}\psi$ 。

### 命题 ]

令  $\varphi$  为一个 CTL 公式。则  $\varphi \equiv_U T_{\varphi}$ ,其中  $T_{\varphi} = \mathrm{SNF}_{\mathrm{CTL}}^g(\varphi)$  和  $U = Var(T_{\varphi}) - Var(\varphi)$ 



# CTL 遗忘理论——互模拟等价

式系统最弱充 条件研究

绪论

研究背景和

国内外研究现

研究内容及拟解决的

科学问题

背景知识

Kripke 结构

CTL 的语法和语义

.. 32 99

CTI 和 // 溶質漆

论

u-演算资志理论

遗忘理论在反应式系统

简介

最弱充分条件 知识更新

CTL 遗忘计算方法

CTL 返忘日界力位

志计算 基于归结的遗忘计算

基于归结的算法 CTL-forget 实现及3

总结与展

总结

分平方面

# 定义 9 (互模拟等价,bisimilar equivalence)

给定原子命题集  $V\subseteq \mathscr{A}$ , 公式  $\varphi$  和  $\psi$ 。若对任意  $\mathscr{K}\models \varphi$ ,都存在一个  $\mathscr{K}'\models \psi$ ,使得  $\mathscr{K}\leftrightarrow_{V}\mathscr{K}'$ ; 且对任意  $\mathscr{K}'\models \psi$ ,都存在一个  $\mathscr{K}\models \varphi$ ,使得  $\mathscr{K}\leftrightarrow_{V}\mathscr{K}'$ ,则称公式  $\varphi$  和  $\psi$  是V-互模拟等价的 (bisimilar equivalence) ,记为  $\varphi\equiv_{V}\psi$ 。

## 命题1

令  $\phi$  为一个  $\mathrm{CTL}$  公式。则  $\phi \equiv_U T_{\phi}$ ,其中  $T_{\phi} = \mathrm{SNF}_{\mathrm{CTL}}^{\mathsf{g}}(\phi)$  和  $U = \mathit{Var}(T_{\phi}) - \mathit{Var}(\phi)$ 。



# CTL 遗忘理论——定义

### 基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

### 绪论

研究育景和意义 国内外研究现状 研究日标

研究目标 研究内容及拟解决的 科学问题

背景知识

Kripke 结构

CTL 的语法和语义

μ-演算

CTL 和 μ-演算還语 论

化 CTL 遗忘理论

μ-<sub>(()</sub>β-(()) εξείε 遺忘理论在反应式系

简介

最弱充分条件 知识更新

CTL 遗忘计算方

売り候生的行所では 忘计算 基于归结的遗忘计算方

基于归结的遗忘计算力 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实

总结与展生

展想

参考文献

# 定义 10 (遗忘,forgetting)

令 V 是  $\varnothing$  的子集,  $\Phi$  是公式。如果公式  $\psi$  满足下面条件:

- ψ 与 V 中的原子命题无关(即: IR(ψ, V));
- $Mod(\psi) = \{ \mathcal{K} \mid \mathcal{K}$  是一个初始 Ind-结构, $\exists \mathcal{K}' \in Mod(\phi)$  使得  $\mathcal{K}' \leftrightarrow_{V} \mathcal{K} \}$ 。

那么,称  $\psi$  为从  $\Phi$  中遗忘 V 后得到的结果,记为  $F_{CTL}(\phi, V)$ 。

### 遗忘理论公设

给定 CTL 公式  $\varphi$ 、 $\varphi' = F_{CTL}(\varphi, V)$ 、原子命题集  $V \subseteq \mathscr{A}$  和  $\varphi' = F_{CTL}(\varphi, V)$ ,CTL 下遗忘理论公设如下:

- (W) 削弱: φ ⊨ φ′;
- (PP) 正支持: 对任意与 V 无关的公式  $\eta$ , 若  $\varphi \models \eta$  则  $\varphi' \models \eta$ ;
- (NP) 负支持:对任意与 V 无关的公式  $\eta$ , 若  $\varphi \not\models \eta$  则  $\varphi' \not\models \eta$ ;
  - (IR) 无关性:  $IR(\varphi', V)$ 。

## CTL 遗忘理论——相关性质

CTL 的语法和语义

展望

## 定理 11 (表达性定理,Representation Theorem)

给定 CTL 公式  $\varphi$  和  $\varphi'$ ,  $V \subseteq \mathscr{A}$  为原子命题集。下面的陈述是等价的:

- (i)  $\varphi' \equiv F_{CTL}(\varphi, V)$ ,
- (ii)  $\varphi' \equiv \{ \phi \mid \varphi \models \phi \neq \pi IR(\phi, V) \},$
- (iii) 若 φ、φ' 和 V 与 (i) 和 (ii) 中提到的符号相同,则公设 (W)、(PP)、(NP) 和 (IR) 成 立。

## CTL 遗忘理论——相关性质

#### 基于愿忌的反应 式系统最弱充分 条件研究

#### 绪论

研究背景和意

国内外研究现状

九日标 究内容及拟解决的》

科学问题

日景和

CTI 的语法和语

μ-演算

CTI 和 u

论

#### n\_溶管谱专理论

μ-演界選忘理论

中的应

回ガ 最弱充分条件

#### CTI IBTILLOTTO

CIL 返忘日外刀。

基于模型的有界 CT 忘计算

基于归结的遗忘计算 基于归结的算法 CTL-forget 实现及9

总结与股生

展望

参考文献

#### 例 11

令 p 和 x 为两个不同的原子命题, $\varphi(p,x)$ <sup>a</sup>为下面公式合取 [10]:

$$\mathrm{AG}\big(\neg x \wedge \neg \mathrm{AG} p \to \neg \mathrm{AX} \neg x\big), \qquad \mathrm{AG}\big(\neg \mathrm{AX} \neg x \to \mathrm{AX} x\big),$$

$$\mathrm{AG}\big(\mathrm{AX} x \to \neg x \wedge \neg \mathrm{AG} \rho\big), \qquad \mathrm{AG}\big(x \to \neg \mathrm{AG} \rho\big), \qquad \mathrm{AG}\big(\mathrm{AFAG} \rho\big).$$

Maksimova 证明了  $\varphi(p,x) \land \varphi(p,y) \models x \leftrightarrow y$ ,且不存在 CTL 公式  $\psi$  使得  $Var(\psi) = \{p\}$  且

 $\varphi(p,x) \models x \leftrightarrow \psi$ ,即 CTL 不具有 Beth 性质。

 $^{a}\phi(p,x)$  表示具有原子命题集  $Var(\phi) = \{p,x\}$  的公式。

#### 命题 2

 $F_{CTL}(x \land \varphi(p,x), \{x\})$  在 CTL 中是不可表示的。

#### 定理 12

给定一个命题公式 φ 和原子命题集 V ⊆ 𝒜,则下面逻辑等式成立。

$$F_{CTL}(\varphi, V) \equiv Forget(\varphi, V).$$

# CTL 遗忘理论——相关性质

CTL 的语法和语义

# 命题 2 (分解性, Decomposition)

对于给定的公式  $\varphi$ , 原子命题集 V, 和原子命题  $p(p \notin V)$ , 下面的结论成立:

- $F_{CTL}(\varphi, \{p\} \cup V) \equiv F_{CTL}(F_{CTL}(\varphi, p), V);$
- $F_{CTL}(\varphi, V_1 \cup V_2) \equiv F_{CTL}(F_{CTL}(\varphi, V_1), V_2)$ .

#### 命题 3 (同质性)

令  $\mathcal{I} \in \{X,F,G\}$ 、 $\mathcal{I} \in \{A,E\}$ ,  $\emptyset$  为 CTL 公式, 且  $\mathcal{I} \subseteq \mathcal{I}$  为原子命题集,则:

$$\mathbf{F}_{\text{\tiny CTL}}(\mathcal{PT}\phi,P) \equiv \mathcal{PT}\mathbf{F}_{\text{\tiny CTL}}(\phi,P).$$

基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

**绪论** 研究背景和:

国内外研究现状 研究目标

研究内容及拟解决的 科学问题

背景知识

Kripke 结构 CTL 的语法和语义

ル海管

CTI和 u-演算谱

论

CTL 遗忘理论

μ-<sub>((()</sub>) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(())) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(())) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(())) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>((

中的应用

最弱充分条件

CTI 遗忘计管方法

基于模型的有界 CTL 忘计算 基于自结的遗忘计算

基于归结的遗忘计算; 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实

总结

**公坐守龄** 

# 定义 11 (V-互模拟)

给定原子命题集  $V\subseteq \mathscr{A}$  和两个 Kripke 结构  $\mathscr{M}_1$  和  $\mathscr{M}_2$ ,其中  $\mathscr{M}_i=(S_i,R_i,L_i,r_i)$  (i=1,2)。若  $\mathscr{B}\subseteq S_1\times S_2$  满足下面几个条件:

- $\bullet$   $r_1 \mathcal{B} r_2$ ,
- 对任意  $s \in S_1$  和  $t \in S_2$ ,若  $s\mathcal{B}t$ ,则对任意  $p \in \mathcal{A} V$ ,有  $p \in L_1(s)$  当且仅当  $p \in L_2(t)$ ,
- 若  $(s,s') \in R_1$  和  $s\mathcal{B}t$ ,则存在一个 t',使得  $s'\mathcal{B}t'$  和  $(t,t') \in R_2$ ,且
- 若  $s\mathcal{B}t$  和  $(t,t') \in R_2$ ,则存在一个 s',使得  $(s,s') \in R_1$  和  $t'\mathcal{B}s'$ 。

则称  $\mathcal{B}$  是  $\mathcal{M}_1$  和  $\mathcal{M}_2$  的 V-互模拟关系。

 $\mathcal{M}_1 \leftrightarrow_V \mathcal{M}_2$ 、 $(\mathcal{M}_1, r_1) \leftrightarrow_V (\mathcal{M}_2, r_2)$ : 如果  $\mathcal{M}_1$  和  $\mathcal{M}_2$  之间存在一个 V-互模拟关系。

至了 题志的及/ 式系统最弱充分 条件研究

#### 绪论

研究背景和意义 国内外研究和共

研究目标

研究内容及拟解决的 科学问题

背景知识

H JK AII

CTL 的语法和语义

CTC HINITIANIA

μ-15(3)

论

CTL 遗忘

请专理论在反应式

中的应用

最弱充分条件

CTL 遗忘计算方法

简介

忘计算 基于归结的遗忘计算

总结与展

总结 展望

参考文献

# 例 11 (不变性反例)

令  $\varphi = AX \neg X \lor AXX$ , $(\mathcal{M}, v)$  和  $(\mathcal{M}', v')$  为赋值,其中  $\mathcal{M} = (S, r, R, L)$ 、 $\mathcal{M}' = (S', r', R', L')$  且

$$S = \{r, r_1\}, R = \{(r, r_1)\}, L(r) = L(r_1) = \emptyset, v(X) = \{r_1\},$$

$$S' = \{r', r'_1, r'_2\}, R' = \{(r', r'_1), (r', r'_2)\}, L(r') = L(r'_1) = L(r'_2) = \emptyset, v'(X) = \{r'_1\}.$$

 $\mathcal{B} = \{(r,r'), (r_1,r_1'), (r_1,r_2')\}$  是  $\mathcal{M}$  和  $\mathcal{M}'$  之间的一个  $\emptyset$ -互模拟。但是, $(\mathcal{M},v) \models \varphi$  而  $(\mathcal{M}',v') \not\models \varphi$ 。



基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

#### 绪论

国内外研究现状

研究目标 研究内容及拟解决的关 科学问题

背景知识

Kripke 结构 CTL 的语法和语义

ц-演算

CTI 和 u=油質谱

论

CTL 溃疡理论

遗忘理论在反应式系 中的应用

简介 最弱充分条件

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有罪 CTL: 忘计算 基于归结的遗忘计算方 基于归结的算法

总结与展5 总结

展型

参考文献

## 定义 11 (变元 -命题 -互模拟)

给定  $V\subseteq \mathscr{A}$ 、 $\mathscr{V}_1\subseteq \mathscr{V}$ 、 $\mathscr{M}_i=(S_i,r_i,R_i,L_i)$  为 Kripke 结构、 $s_i\in S_i$  且  $v_i:\mathscr{V}\to 2^{S_i}$ ,其中  $i\in\{1,2\}$ 。若关系  $\mathscr{B}\subseteq S_1\times S_2$  满足:

- 第 是 M<sub>1</sub> 和 M<sub>2</sub> 之间的 V-互模拟,且
- 对任意  $(t_1, t_2) \in \mathcal{B}$  和  $X \in \mathcal{V} \mathcal{V}_1$ ,  $t_2 \in v_2(X)$  当且仅当  $t_1 \in v_1(X)$ 。

则称  $\mathscr{B}$  是  $(\mathscr{M}_1, s_1, v_1)$  和  $(\mathscr{M}_2, s_2, v_2)$  之间的一个 $\langle \mathscr{V}_1, V \rangle$ -互模拟。

- (<u>M</u>,s,v) ↔<sub>(Y₁,V)</sub> (<u>M</u>',s',v'): 若 (<u>M</u>,s,v) 和 (<u>M</u>',s',v') 之间存在一个 ⟨Y₁,V⟩-互模拟关系 ℬ,则称 (<u>M</u>,s,v) 和 (<u>M</u>',s',v') 是 ⟨Y₁,V⟩-互模拟的;
- 若 s = r 且 s' = r',则  $(\mathcal{M}, s, v) \leftrightarrow_{(\mathcal{V}_1, V)} (\mathcal{M}', s', v')$  简写为  $(\mathcal{M}, v) \leftrightarrow_{(\mathcal{V}_1, V)} (\mathcal{M}', v')$ ;
- ⟨У₁, V⟩ 是一个等价关系。



#### 基于 题 志 的 及 应 式 系 统 最 弱 充 分 条 件 研 究

#### 绪论

国内外研究现状研究目标

研究內容及採輯表的 科学问题

育隶知识

TI 的语法和语义

μ-演算

CTL 和 μ-演

论

CTL 遗忘理论

遗忘理论在反应式

中的应用

最弱充分条件

知识更新

#### CTL 返忘计界方法

忘计算 基于归结的遗忘计算 基于归结的资注

总结与展望

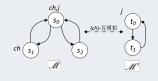
总结

参考文献

## 例子

令 M 和 M' 为图中的 Kripke 结构, $v: \mathcal{V} \to 2^S$  和  $v': \mathcal{V} \to 2^S$  为将  $\mathcal{V}$  中的变元分别赋值到 M 和 M' 的状态集上的赋值函数。可以检查下面的结论成立:

- 若对任意  $X \in \mathcal{V}$ ,  $v(X) = \{s_0, s_1, s_2\}$  且  $v'(X) = \{t_0, t_1\}$ , 则  $(\mathcal{M}, v) \leftrightarrow_{\{ch\}} (\mathcal{M}', v')$ ;
- ◆ 若对任意  $X \in \mathcal{V} \{X_1\}$ ,  $v(X_1) = \{s_0\}$ ,  $v(X_1) = \{t_1\}$ ,  $v(X) = \{s_0, s_1, s_2\}$  且  $v(X) = \{t_0, t_1\}$ , 则 ( $\mathcal{M}, v$ )  $\mathcal{O}_{\{ch\}}$  ( $\mathcal{M}', v$ ): 这是因为 ( $s_0, t_0$ )  $\in \mathcal{B}$  且  $s_0 \in v(X_1)$ , 但是  $t_0 \notin V(X_1)$ 。



#### 命题 4 (不变性)

令  $\phi$  为  $\mu$ -公式、 $\gamma_1 \subseteq \mathcal{V}$  且  $V \subseteq \mathcal{U}$ 。 若  $(\mathcal{M}, s, v) \leftrightarrow_{(\gamma_1, v)} (\mathcal{M}', s', v')$  且  $\mathrm{IR}(\phi, V \cup \gamma_1)$ ,则  $(\mathcal{M}, s, v) \models \phi$  当且仅当  $(\mathcal{M}', s', v') \models \phi$ 。



# μ-演算遗忘理论——定义及相关性质

# 定义 11 (μ-演算遗忘)

令  $V\subseteq \mathscr{A}$  和  $\varphi$  为  $\mu$ -公式。若  $Var(\psi)\cap V=\emptyset$  且下面等式成立,则称  $\psi$  是从  $\varphi$  中遗忘 V 后得到的结果:

 $Mod(\psi) = \{(\mathcal{M}, v) \mid \exists (\mathcal{M}', v') \in Mod(\varphi) \ \bot (\mathcal{M}', v') \leftrightarrow_{V} (\mathcal{M}, v) \}.$ 

#### 与 CTL 共同性质

表达性定理、分解性、同质性等。

#### 定理 12 (存在性

给定原子命題  $q\in \mathscr{A}$  和  $\mu$ -句子  $\varphi$ ,則存在一个  $\mu$ -句子  $\psi$  使得  $Var(\psi)\cap\{q\}=\emptyset$  且  $\psi\equiv \mathrm{F}_{\mu}(\varphi,\{q\})$ 。

#### 命题 5 (同质性)

给定原子命题集 V C Ø 和 μ-公式 Ø,则

- (iii) 如果  $vX.\varphi$  为  $\mu$ -句子,  $F_{\mu}(vX.\varphi, V) \equiv vX.F_{\mu}(\varphi, V)$
- (iv) 如果  $\mu$ X.φ 为  $\mu$ -句子,  $F_{\mu}(\mu X.\varphi, V) \equiv \mu X.F_{\mu}(\varphi, V)$ 。

#### 绪论

研究背景和

FI LUMBER

国内外研究现状 研究目标

研究内容及拟解决的

科学问题

百隶刈1

CTL 的语法和语义

μ-演算

CTL 和 μ-演算遗忘

CTL 遗忘理论

遗忘埋论在反应式 中的应用

简介 品配名

知识更新

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CTL 造

基于归结的遗忘计算 基于归结的意法

在于归前的界法 CTL-forget 实现》

总结

参考文献

参考文献



# μ-演算遗忘理论——定义及相关性质

# **定义 11 (μ-演算遗忘)**

令  $V \subseteq \mathscr{A}$  和  $\varphi$  为  $\mu$ -公式。若  $Var(\psi) \cap V = \emptyset$  且下面等式成立,则称  $\psi$  是从  $\varphi$  中遗忘 V 后得到的结果:

 $Mod(\psi) = \{(\mathscr{M}, v) \mid \exists (\mathscr{M}', v') \in Mod(\varphi) \ \bot (\mathscr{M}', v') \leftrightarrow_{V} (\mathscr{M}, v) \}_{\circ}$ 

#### 与 CTL 共同性质

表达性定理、分解性、同质性等。

#### 定理 12 (存在性)

给定原子命題  $q \in \mathscr{A}$  和  $\mu$ -句子  $\varphi$ ,则存在一个  $\mu$ -句子  $\psi$  使得  $Var(\psi) \cap \{q\} = \emptyset$  且  $\psi \equiv F_{\mu}(\varphi, \{q\})$ 。

## 命题 5 (同质性)

给定原子命题集  $V \subseteq \mathscr{A}$  和  $\mu$ -公式  $\varphi$ , 则:

- (iii) 如果 vX.φ 为  $\mu$ -句子,  $F_{\mu}(vX.φ, V) \equiv vX.F_{\mu}(φ, V)$ ;
- (iv) 如果  $\mu X.\phi$  为  $\mu$ -句子,  $F_{\mu}(\mu X.\phi, V) \equiv \mu X.F_{\mu}(\phi, V)$ 。

#### 绪论

研究背景和意

国内外研究现状

研究目标 研究内容及初解决的

研光内容及似解状的 科学问题

背景知识

Kripke 结构 CTL 的语法和语义

μ-演算

CTL 和 μ-演算遗忘
论

μ-演算遺忘理论

遗忘理论在反应式 中的应用

简介 最弱充分

知识更新

简介

忘计算 基于归结的遗忘计算 基于归结的遗忘计算

总结与展望

总结

参考文献

# μ-演算遗忘理论——不含不动点算子的子类

CTL 的语法和语义

#### **x-**类

不含有不定点操作的  $\mu$ -公式集,记为**x-类**。通过等值式: AX $\varphi_1 \land$  AX $\varphi_2 \equiv$  AX $(\varphi_1 \land \varphi_2)$  和  $\text{EX} \varphi_1 \lor \text{EX} \varphi_2 \equiv \text{EX} (\varphi_1 \lor \varphi_2)$ ,可以将 x-类中的任意公式转换为具有下面形式的公式的析取:

 $\varphi_0 \wedge AX \varphi_1 \wedge EX \varphi_2 \wedge \cdots \wedge EX \varphi_n$ (1)

其中  $\varphi_0$  是不含有时序算子的 x-类中的公式,  $\varphi_i$  (1 < i < n) 为 x-类中的公式, 且任意  $\varphi_i$  $(0 \le i \le n)$  都有可能缺失。

#### 命题 6

若  $V \subseteq \mathcal{A}$  为原子命题集、φ 为 X-类中的公式,则存在 X-类中的公式  $\psi$  使得  $\psi \equiv F_{u}(\varphi, V)$ 。

# μ-演算遗忘理论——不含不动点算子的子类

CTL 的语法和语义

### 例 13

令  $\phi_1 = X \land p$ 、 $\phi_2 = \text{AX}(c \land \text{EX}d) \land \text{AXE}$ 、 $\phi_3 = \text{EX} \neg d \land (\text{EX}\neg p \lor \text{EX}p)$ 、 $\phi = \phi_1 \land \phi_2 \land \phi_3$  且  $V = \{e,d\}$ ,其中  $X \in \mathscr{V}$  且 p,c,d,e 为原 子命题。 此外,公式 $\phi$ 可如下转换为具有形式(1)的公式的析取:

如下计算公式  $\phi$  的度:

 $degree(\varphi) = max\{degree(\varphi_1), degree(\varphi_2 \land \varphi_3)\}$  $= \max\{0, \max\{degree(\varphi_2), degree(\varphi_3)\}\}$ = 2. $degree(\varphi_1) = 0$ ,

 $degree(\phi_2) = \max\{degree(AX(c \land EXd)), degree(AXe)\}$  $= \max\{\max\{0,1\}+1,1\}$ 

= 2.

 $degree(\varphi_3) = \max\{degree(EX \neg d), degree(EX \neg p \lor EXp)\}$ 

 $= \max\{1, \max\{1, 1\}\}\$ 

= 1.

 $\varphi = \varphi_1 \wedge \varphi_2 \wedge \varphi_3$  $\equiv X \land p \land AX(c \land e \land EXd) \land EX \neg d \land (EX \neg p \lor EXp)$  $\equiv (X \land p \land AX(c \land e \land EXd) \land EX \neg d \land EX \neg p) \lor$ 

 $(X \land p \land AX(c \land e \land EXd) \land EX \neg d \land EXp).$ 

則从 $\varphi$ 中遗忘V的结果为:

 $F_{II}(\varphi, V) \equiv F_{II}(X \wedge p \wedge AX(c \wedge e \wedge EXd) \wedge EX \neg d \wedge EX \neg p, V) \vee$  $F_{II}(X \land p \land AX(c \land e \land EXd) \land EX \neg d \land EXp, V)$ 

 $\equiv (X \land p \land AXF_{u} (c \land e \land EXd, V) \land$  $\text{EXF}_{II}(\neg d \land c \land e \land \text{EX}d, V) \land \text{EXF}_{II}(\neg p \land c \land e \land \text{EX}d, V)) \lor$ 

 $(X \land p \land AXF_{II}(c \land e \land EXd, V) \land$ 

 $\text{EXF}_{\mathcal{U}}(\neg d \land c \land e \land \text{EX}d, V) \land \text{EXF}_{\mathcal{U}}(p \land c \land e \land \text{EX}d, V))$  $\equiv (X \land p \land AXc \land EXc \land EX(\neg p \land c)) \lor (X \land p \land AXc \land EXc \land EX(p \land c))$ 

 $\equiv X \wedge p \wedge AXc \wedge EXc \wedge (EX(\neg p \wedge c) \vee EX(p \wedge c)).$ 

# μ-演算遗忘理论——<sub>复杂性结果</sub>

本了 应忘的及应 式系统最弱充分 条件研究

绪论

研究背景和:

国内外研究现状

究内容及拟解决的

科字问题

有隶知识

CTL 的语法和语义

μ-演算

CTI 和 u-演

论

CTL 遗忘理论

μ-演算遺忘理论 遗忘理论在反应式

中的应用

最弱充分条件

知识更新

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CTL 忘计算 基于归结的遗忘计算

基于归结的遗忘计算力 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实

总结与肢

展型

参考文献

## 命题7(模型检测)

给定一个有限的 Kripke 结构 M、一个  $\mu$ -句子  $\varphi$  和原子命题集  $V \subseteq \mathscr{A}$ 。有:

- (i) 判定  $\mathcal{M} \models^{?} F_{\mu}(\varphi, V)$  在 EXPTIME 中;
- (ii) 若  $\varphi$  是一个析取  $\mu$ -公式,则判定  $\mathcal{M} \models$ ?  $F_{\mu}(\varphi, V)$  在 NP $\cap$ co-NP 中。

#### 定理 14 (Entailment)

给定  $\mu$ -句子  $\varphi$  和  $\psi$ , V 为原子命题集, 则:

- (i) 判定  $F_{\mu}(\varphi, V) \models^? \psi$  是 EXPTIME-完全的,
- (ii) 判定 ψ |= <sup>?</sup> F<sub>μ</sub>(φ, V) 在 EXPTIME 里,
- (iii) 判定  $F_{\mu}(\varphi, V) \models^{?} F_{\mu}(\psi, V)$  在 EXPTIME 里。



# 目录

表于遗忘的反 式系统最弱充 条件研究

绪论

研究背景和

研究目标

研究内容及拟解决的 科学问题

科学问题

Vainto 4tt

CTL 的语法和语义

... 30 W

CTL 和 μ-演算遗测

CTI SECURA

μ-演算遺忘理论

中的应用 简介

最弱充分条件

CTL 遗忘计算方法

简介

忘计算 基于归结的遗忘计算力 基于归结的效法

基于归结的算法 CTL-forget 实现及9

总结与限制

展型

- 精论
  - 研究背景和意义
  - 国内外研究现状
  - 研究目标
  - 研究内容及拟解决的关键科学问题
- 2 背景知识
  - Kripke 结构
  - CTL 的语法和语义
  - μ-演算
- 3 CTL 和 μ-演算遗忘理论
  - CTL 遗忘理论
  - μ-演算遗忘理论
- 4 遗忘理论在反应式系统中的应用
  - 简介
  - 最弱充分条件
  - 知识更新
- 5 CTL 遗忘计算方法
  - 简介
  - 基于模型的有界 CTL 遗忘计算
  - 基于归结的遗忘计算方法
  - 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实验
- 6 总结与展望

# 简介

CTL 的语法和语义

- 反应式系统被表示成 Kripke 结构;
- 初始 Kripke 结构的特征公式看作 CTL 公式:

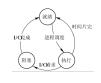
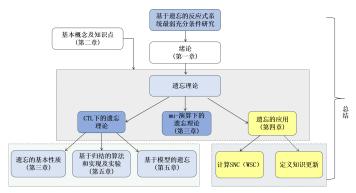


图 5: 进程的三种基本状态及其转换





基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

绪论

研究背景和意义 国内外研究现状 研究目标 研究内容及拟解决的:

背景知识

Kripke 结构

CTL 的语法和语义

μ-演算

论 CTL 遗忘理论

μ-演算遺忘理论

遗忘理论在反应 中的应用

同介 最弱充分条件

知识更新

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CTI 忘计算 基于归结的遗忘计算 基于归结的遗忘计算

总结与展5

总结 展塑

参考文献

### 定义 15 (充分和必要条件)

给定两个公式  $\varphi$  和  $\psi$ ,  $V \subseteq Var(\varphi)$ ,  $q \in Var(\varphi) - V$  和  $Var(\psi) \subseteq V$ 。

- 若  $\varphi \models q \rightarrow \psi$ ,则称  $\psi$  是 q 在 V 和  $\varphi$  上的<u>必要条件(necessary condition,NC)</u>;
- 若 $\varphi \models \psi \rightarrow q$ ,则称 $\psi \neq q$ 在V和 $\varphi \perp b$ 0<u>充分条件</u>(sufficient condition, SC);
- 若  $\psi$  是 q 在 V 和  $\varphi$  上的必要条件,且对于任意 q 在 V 和  $\varphi$  上的必要条件  $\psi'$ ,都有  $\varphi \models \psi \rightarrow \psi'$ ,则称  $\psi$  是 q 在 V 和  $\varphi$  上的最强必要条件(strongest necessary condition,SNC);
- 若 ψ 是 q 在 V 和 φ 上的充分条件,且对于任意 q 在 V 和 φ 上的充分条件 ψ',都有 φ ⊨ ψ' → ψ,则称 ψ 是 q 在 V 和 φ 上的最弱充分条件 (weakest sufficient condition, WSC)。

# 最弱充分条件——相关性质

基于 短 忌 的 反 凡 式 系 统 最 弱 充 分 条 件 研 究

绪论

研究背景和

国内外研究现状 研究目标

研究内容及拟解决的 科学问题

背景知识

Kripke 结构

CTL 的语法和语义

μ-演算

CTL 和 μ-演算遗忘:

CTL 遗忘理论

μ-演算遺忘理论 港宣理-设在 反応

简介

最弱充分条件

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CTL 忘计算 基于归结的遗忘计算

基于归结的遗忘计算 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实

总结与展

展望

参考文献

## 命题 8 (对偶性)

令 V、q、 $\phi$  和  $\psi$  为定义15出现的符号。则  $\psi$  是 q 在 V 和  $\phi$  上的 SNC (WSC) 当且仅当  $\neg\psi$  是  $\neg q$  在 V 和  $\phi$  上的 WSC (SNC)。

#### 命题 9

给定公式  $\Gamma$  和  $\alpha$ ,  $V\subseteq Var(\alpha)\cup Var(\Gamma)$ , q 是不出现在  $\Gamma$  和  $\alpha$  中的原子命題。  $\varphi$  是集合 V 上 的公式,则  $\varphi$  是  $\alpha$  在 V 和  $\Gamma$  上的 SNC (WSC) 当且仅当  $\varphi$  是 q 在 V 和  $\Gamma'$  上的 SNC (WSC), 其中  $\Gamma'=\Gamma\cup\{q\leftrightarrow\alpha\}$ 。



# 最弱充分条件——相关性质

基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

#### 绪论

研究背景和

国内外研究现状

研究内容及拟解决的

科学问题

日形刈り

CTL 的语法和语义

CIL的研查和研入

μ-363

CTL 和 μ-演算遗忘

CTI STATES

CTL 遗忘理论

遗忘理论在反应式

中的壓用

最弱充分条件

CTL 遗忘计算方法

简介

恋丁快业的有升 CI 忘计算 基于归结的遗忘计算

基于归结的遗忘计算 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实

总结与展

展望

参考文献

#### 定理 16

给定公式 φ、原子命题集  $V \subseteq Var(φ)$  和原子命题  $q \in Var(φ) - V$ 。

- (i)  $F_{CTL}(\phi \land q, (Var(\phi) \cup \{q\}) V)$  是 q 在 V 和  $\phi$  上的 SNC;
- (ii)  $\neg F_{CTL}(\phi \land \neg q, (Var(\phi) \cup \{q\}) V)$  是 q 在 V 和  $\phi$  上的 WSC。

#### 例 17 (例 1的延续)

令  $\mathscr{A} = \{d, se, sp, s\}$  和  $V = \{d, se\}$ ,求 s 在 V 和初始结构  $\mathscr{K} = (\mathscr{M}, s_0)$  上的 WSC,其中  $\mathscr{M}$  为例 1中初始状态为  $s_0$  的汽车制造企业模型结构。

由上面的定理可知,s 在 V 和初始结构  $\mathcal{K} = (\mathcal{M}, s_0)$  上的 WSC 为 ¬ $F_{CTL}(\mathscr{F}_{\mathscr{A}}(\mathcal{K}) \land \neg s, \{s\} \cup \{sp\})$ 。

由于涉及到后文中遗忘的计算方法,本例的详细计算过程放到后面。

### 约定

- ◆ 本小节假设所有初始结构都是有限的,即:状态来源于有限状态空间且 ⋈ 为有限原子命 题集:
- 任意 Ø 上的有限初始结构 M (为了简化符号,本节用初始 Kripke 结构 M 代替初始结 构  $(\mathcal{M}, s_0)$ ) 都能用一个 CTL 公式——特征公式  $\mathscr{F}_{\mathscr{A}}(\mathcal{M})$  来表示;
- 给定公式  $\varphi$  和  $\psi$ ,  $V_{min} \subseteq \mathscr{A}$  为使得  $F_{CTL}(\varphi, V_{min}) \wedge \psi$  可满足的极小子集。
- 记

$$\bigcup_{V_{min}\subseteq\mathscr{A}} Mod(\mathrm{F}_{\scriptscriptstyle\mathrm{CTL}}(\mathscr{F}_{\mathscr{A}}(\mathscr{M}),V_{min})\wedge\psi)$$

为所有  $F_{CTL}(\mathscr{F}_{\mathscr{A}}(\mathscr{M}), V_{min}) \wedge \psi$  的模型集合的并集。

#### 定义 18

给定公式  $\Gamma$  和  $\varphi$ 。知识更新操作  $\diamond_{CTL}$  定义如下:

$$\mathit{Mod}(\Gamma \diamond_{\mathrm{CTL}} \varphi) = \bigcup_{\mathscr{M} \in \mathit{Mod}(\Gamma)} \bigcup_{V_{\mathit{min}} \subseteq \mathscr{A}} \mathit{Mod}(\mathrm{F}_{\mathrm{CTL}}(\mathscr{F}_{\mathscr{A}}(\mathscr{M}), V_{\mathit{min}}) \wedge \varphi),$$

其中, $\mathscr{F}_{\mathscr{A}}(\mathscr{M})$  是  $\mathscr{M}$  在  $\mathscr{A}$  上的特征公式, $V_{min} \subseteq \mathscr{A}$  是使得  $F_{CTL}(\mathscr{F}_{\mathscr{A}}(\mathscr{M}), V_{min})$  可满足的 极小子集。

## 知识更新——定义2及相关性质

基于 题 忌 的 反 凡 式 系 统 最 弱 充 分 条 件 研 究

绪论

研究背景和意

研究目标 研究内容及拟解决的关

背景知识

Krinke 结

TL 的语法和语。

μ-演算

CTL 和 μ-演算遗:

Carri Sale-Assumation

μ-演算遺忘理论

遺忘埋论在反应式。 中的应用

最弱充分条件

CTL 遗忘计算方法

简介

忘计算 基于归结的遗忘计算

基于归结的算法 CTL-forget 实现及实

总结与形

展型

参考文献

#### 定义 19

给定三个有限初始结构  $\mathcal{M}$ 、 $\mathcal{M}_1$  和  $\mathcal{M}_2$ , $\mathcal{M}_1$  比  $\mathcal{M}_2$  更接近  $\mathcal{M}$  (记为  $\mathcal{M}_1 \leq_{\mathcal{M}} \mathcal{M}_2$ ),当且仅 当对任意  $\mathbf{V}_2 \subseteq \mathcal{A}$ ,若  $\mathcal{M}_2 \leftrightarrow_{\mathbf{V}_2} \mathcal{M}$ ,则存在  $\mathbf{V}_1 \subseteq \mathbf{V}_2$  使得  $\mathcal{M}_1 \leftrightarrow_{\mathbf{V}_1} \mathcal{M}$  。  $\mathcal{M}_1 <_{\mathcal{M}} \mathcal{M}_2$  当且仅 当  $\mathcal{M}_1 \leq_{\mathcal{M}} \mathcal{M}_2$  且  $\mathcal{M}_2 \not\leq_{\mathcal{M}} \mathcal{M}_1$  。

#### 例 20

令  $\mathcal{M} = (S, R, L, r)$ 、  $\mathcal{M}_1 = (S_1, R_1, L_1, r_1)$ 、  $\mathcal{M}_2 = (S_2, R_2, L_2, r_2)$  为三个初始结构(如图 6),其中  $S = S_1 = S_2 = \{s_0, s_1\}$ ,  $r = r_1 = r_2 = s_0$ ,  $R = R_1 = R_2 = \{(s_0, s_1), (s_1, s_1)\}$ ,  $L(s_0) = \{ch, j\}$ ,  $L_1(s_0) = L_2(s_0) = \{ch\}$ ,  $L(s_1) = L_1(s_1) = \emptyset$ ,  $L_2(s_1) = \{j\}$ 。 可以检查  $\mathcal{M} \hookrightarrow \mathcal{M}$  ,  $\mathcal{M} \hookrightarrow \mathcal{M} \hookrightarrow \mathcal{M$ 

可以检查  $M \leftrightarrow_{\{j\}} M_1$ ,  $M \leftrightarrow_{\{j,ch\}} M_2$ , $\{j\} \subseteq \{j,ch\}$ ,且对任意原子命题集  $V \subset \{j\}$ (或  $V \subset \{j,ch\}$ ),有  $M \nleftrightarrow_V M_1$ (或  $M \nleftrightarrow_V M_2$ )。因此,  $M_1 \leq_{\mathcal{M}} M_2$ 。

图 6: 初始结构间的 ≤ € 关系。



基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

绪论

研究背景和意义 国内外研究现状

研究目标 研究内容及拟解决的关 科学问题

背景知识 Krinka 結構

CTL 的语法和语义

μ-演算

CIL 和 μ-演界巡忘论

CTL 遗忘理论

遗忘理论在反应。

简介 品或在4/4/4

最弱充分条件
知识更新

CTL 遗忘计算方法

简介

忘计算 基于归结的遗忘计算

基于归结的算法 CTL-forget 实现及 单结与展姻

总结

展型

参考文献

## 定义 19

给定三个有限初始结构 M、 $M_1$  和  $M_2$ ,  $M_1$  比  $M_2$  更接近 M (记为  $M_1 \leq_M M_2$ ),当且仅 当对任意  $V_2 \subseteq \mathcal{A}$ ,若  $M_2 \leftrightarrow_{V_2} M$ ,则存在  $V_1 \subseteq V_2$  使得  $M_1 \leftrightarrow_{V_1} M$ 。 $M_1 <_M M_2$  当且仅 当  $M_1 \leq_M M_2$  且  $M_2 \not\leq_M M_1$ 。

#### 定理 20

给定  $\mu$ -句子  $\Gamma$  和  $\varphi$ , 则:

$$Mod(\Gamma \diamond_{\mathrm{CTL}} \varphi) = \bigcup_{\mathscr{M} \in Mod(\Gamma)} Min(Mod(\varphi), \leq_{\mathscr{M}}).$$

其中, $Min(Mod(φ), \leq_{\mathscr{M}})$  是 φ 的关于偏序关系  $\leq_{\mathscr{M}}$  的极小模型集。

#### 定理 21

知识更新操作 ◇CTL 满足 Katsuno 和 Mendelzon 提出的基本条件 (U1)-(U8)。

# 知识更新——例子

基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

绪论

研究背景和意义 国内外研究现状 研究目标

研究目标 研究内容及拟解决的 科学问题

背景知识

CTL 的语法和语义

μ-演算

CTL 和 μ-演算遗址

CTL 遗忘理论

μ-演算遺忘理论 遺忘理论在反应:

简介 最弱充分条件

最弱充分条件 知识更新

CTL 遗忘计算方

基于模型的有界 CTI 忘计算 基于归结的遗忘计算 基于归结的算法

总结与展望 <sup>总结</sup>

展型

参考文献

## 例 22

令  $\mathscr{A} = \{ch, j\}$ 、 $\varphi = vX. j \land ch \land \text{EXEX}X$ 、 $\psi = vX. \neg j \land ch \land \text{EXEX}X$  且 Kripke 结构的状态空间为  $\{s_0, s_1\}$ ,则用  $\psi$  更新  $\varphi$  计算如下:

$$Mod(\varphi) = \{((1), r = s_0, L(s_0) = \{ch, j\}, L(s_1) = \{ch, j\}),\$$

$$((2),r=s_1,L(s_1)=\{ch,j\},L(s_0)=\{ch,j\}),$$

$$((3), r = s_0, L(s_0) = \{ch, j\}, L(s_1) = \mathscr{C}),$$

$$((4),r=s_1,L(s_1)=\{ch,j\},L(s_0)=\mathcal{C}),$$

$$((5),r=s_0,L(s_0)=\{ch,j\},L(s_1)=\mathcal{C}),$$

$$((6), r = s_1, L(s_1) = \{ch, j\}, L(s_0) = \mathcal{C}), \dots\}$$

$$Mod(\psi) = \{((1), r = s_0, L(s_0) = \{ch\}, L(s_1) = \{ch\}),\$$

$$((2),r\!=\!s_1,L(s_1)\!=\!\{ch\},L(s_0)\!=\!\{ch\}),$$

$$((3), r = s_0, L(s_0) = \{ch\}, L(s_1) = \mathscr{C}),$$

$$((4),r=s_1,L(s_1)=\{ch\},L(s_0)=\mathcal{C}),$$

$$((5),r=s_0,L(s_0)=\{ch\},L(s_1)=\mathcal{C}),$$

$$((6), r = s_1, L(s_1) = \{ch\}, L(s_0) = \mathcal{C}), \dots\}$$

其中, 四元组  $((i), r = s_k, L(s_0) = V_1, L(s_1) = V_1)$  表示 Kripke 结 构 (S, r, R, L), 其中  $S = \{s_0, s_1\}$ ,  $r = s_k$   $(r \in \{0, 1\})$ 、转換关系如 圏 6中的 (i)  $(i \in \{1, 2, 3, 4, 5, 6\})$ 、 $s_0$  n  $s_1$  分別被  $V_1 \subseteq \{ch, f\}$  和  $V_2 \subseteq \{ch, f\}$  标证且  $\mathscr{C} \in \{0, f\}, \{ch\}, \{ch\}\}$ .

图 6: 状态空间为 {s<sub>0</sub>,s<sub>1</sub>} 的六个 Kripke 结构示意图<sup>a</sup>

"这里只列出部分转换关系,其余转换关系 可以容易地枚举出来。

 $Mod(\varphi \circ \mu \ \psi) = \bigcup_{\mathscr{M} \in Mod(\varphi)} Min(Mod(\psi), \leq_{\mathscr{M}})$ ,根据定义 19容易检查  $Mod(\varphi \circ \mu \ \psi) = Mod(\psi)$ 。直观地说,由于在  $\psi \neq j$  在偶数状态不再为真、ch 保持为真且  $\psi$  和 $\phi$  都不知道模型偶数状态的信息,因而用  $\psi$  更新 $\phi$  得到的结果为 $\psi$  自身。



# 目录

式系统最弱充 条件研究

绪论

研究背景和

-----

研究目标

研究内容及拟解决的: 科学问题

背景知识

Kripke 结构

CTL 的语法和语义

μ-30,53

CTL 和 μ-演算遗录
论

CTL 遗忘理论

μ-演算遗忘理论

中的应用 简介

最弱充分条件

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CTL 忘计算 基于归结的遗忘计算方

基于归结的遗忘计算方 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实现

总结与展 总结 展型

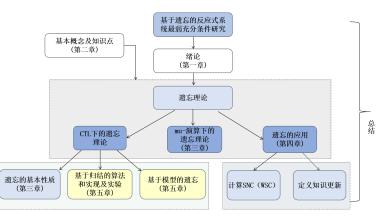
45 de vest

- Ti
  - 研究背景和意义
  - ●国内外研究现状
  - 研究目标
  - 研究内容及拟解决的关键科学问题
- 2 背景知识
  - Kripke 结构
  - CTL 的语法和语义
  - μ-演算
- 3 CTL 和 μ-演算遗忘理论
  - CTL 遗忘理论
  - μ-演算遗忘理论
- 4 遗忘理论在反应式系统中的应用
  - 简介
  - 最弱充分条
  - 知识更新
- 5 CTL 遗忘计算方法
  - 简介
  - 基于模型的有界 CTL 遗忘计算
  - 基于归结的遗忘计算方法
  - 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实验
- 6 总结与展望

简介

CTL 的语法和语义

- 基于模型的计算方法:
  - 基于归结的计算方法 (CTL-forget 算法);
- 基于 Prolog 的 CTL-forget 算法实现。





# 基于模型的计算方法总体框架



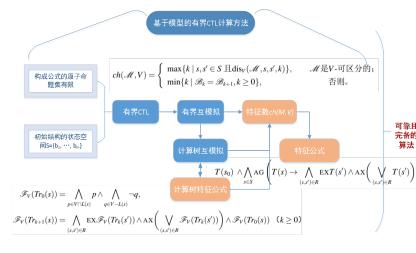


图 7: 基于模型的有界 CTL 遗忘方法



# 基于模型的有界 CTL 遗忘计算——描述初始结构: 有界 V-互模拟

# $\mathcal{B}_n^V$

令  $V \subseteq \mathcal{A}$  是原子命题集, $i \in \{1,2\}$ , $\mathcal{M}_i = (S_i, R_i, L_i, s_0')$  是初始 Kripke 结构, $\mathcal{K}_i = (\mathcal{M}_i, s_i)$  是结构。 $\mathcal{B}_n^V$  递归定义如下:

- $\stackrel{\bullet}{\pi} L_1(s_1) V = L_2(s_2)$ ,  $\stackrel{\bullet}{\mathbb{M}} (\mathcal{K}_1, \mathcal{K}_2) \in \mathcal{B}_0^V$ ;
- 对任意  $n \ge 0$ ,若满足下面几个条件,则  $(\mathcal{K}_1, \mathcal{K}_2) \in \mathcal{B}_{n+1}^V$  成立:
  - $(\mathcal{K}_1, \mathcal{K}_2) \in \mathcal{B}_0^V$ ;
  - 对任意  $(s_1,s_1') \in R_1$ , 存在  $(s_2,s_2') \in R_2$ , 使得  $(\mathcal{K}_1',\mathcal{K}_2') \in \mathcal{B}_n^V$ ;
  - 对任意  $(s_2, s_2') \in R_2$ ,存在  $(s_1, s_1') \in R_1$ ,使得  $(\mathcal{K}_1', \mathcal{K}_2') \in \mathcal{B}_n^V$ 。

其中  $\mathcal{K}'_i = (\mathcal{M}_i, s'_i)$ 。

## 定义 23 (有界 *V*-互模拟)

令 V 是  $\varnothing$  的一个子集, i ∈ {1,2},  $\mathscr{K}_1$  和  $\mathscr{K}_2$  是结构。

- $\mathcal{X}_1$  和  $\mathcal{X}_2$  是有界 V-互模拟的,当且仅当对所有  $n \geq 0$ ,都有  $(\mathcal{X}_1, \mathcal{X}_2) \in \mathcal{B}_n$ 。若  $\mathcal{X}_1$  和  $\mathcal{X}_2$  是有界 V-互模拟的,则记为  $\mathcal{X}_1$  春 $_V$   $\mathcal{X}_2$ 。
- 对  $\mathcal{M}_i$  上的路径  $\pi_i = (s_{i,1}, s_{i,2}, \dots)$ ,若对于任意  $j \in \mathbb{N}_{\geq 1}$ <sup>s</sup>,都有  $\mathcal{K}_{1,j} \overset{\beta}{\mapsto}_V \mathcal{K}_{2,j}$ ,则  $\pi_1 \overset{\beta}{\mapsto}_V \pi_2$ 。其中  $\mathcal{K}_{i,j} = (\mathcal{M}_i, s_{i,j})$ 。

#### 绪论

研究背景和意义 国内外研究现状 研究目标

研究内容及拟解决的: 科学问题

Kripke 结构

CTL 的语法和语义

CTL 和 μ-演算遗忘 论

μ-演算遺忘理论

遗忘埋论在反应式 中的应用

向介 最弱充分条件 知识更新

CTL 遗忘计算方法 简介

基于归结的遗忘计算 基于归结的算法

总结与展5 总结

参考文献

参考又献

<sup>&</sup>lt;sup>a</sup>N 为整数集, N>1 是大于等于 1 的整数集。

## 基于模型的有界 CTL 遗忘计算——描述初始结构: 有界 V-互模拟

基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

#### 绪论

研究背景和建

国内外研究现状 研究目标

研究内容及拟解决的: 科学问题

背景知识

Kripke 结构

TL 的语法和语义

μ-演算

CTL 和 μ-演算遗忘

论

μ-演算遗忘理论

遗忘理论在反应式

简介 最弱充:

最弱充分条件 知识更新

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CTL 忘计算 基于归结的遗忘计算方

基于归结的遗忘计算 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实

总结

展型

# $\mathscr{B}^V_n$

令  $V \subseteq \mathcal{A}$  是原子命题集, $i \in \{1,2\}$ , $\mathcal{M}_i = (S_i, R_i, L_i, s_0')$  是初始 Kripke 结构, $\mathcal{K}_i = (\mathcal{M}_i, s_i)$  是结构。 $\mathcal{B}_n^V$  递归定义如下:

- 若  $L_1(s_1) V = L_2(s_2)$ , 则  $(\mathcal{K}_1, \mathcal{K}_2) \in \mathcal{B}_0^V$ ;
- 对任意  $n \ge 0$ ,若满足下面几个条件,则  $(\mathcal{K}_1, \mathcal{K}_2) \in \mathcal{B}_{n+1}^V$  成立:
  - $(\mathcal{K}_1, \mathcal{K}_2) \in \mathcal{B}_0^V$ ;
  - 对任意  $(s_1,s_1') \in R_1$ ,存在  $(s_2,s_2') \in R_2$ ,使得  $(\mathcal{K}_1',\mathcal{K}_2') \in \mathcal{B}_n^V$ ;
  - 对任意  $(s_2,s_2') \in R_2$ , 存在  $(s_1,s_1') \in R_1$ , 使得  $(\mathcal{K}_1',\mathcal{K}_2') \in \mathcal{B}_n^V$ .

其中  $\mathscr{K}_i' = (\mathscr{M}_i, s_i')$ 。

#### 定理 23

令  $V\subseteq \mathscr{A}$  和  $\mathcal{K}_i=(\mathscr{M}_i,s_i)$   $(i\in\{1,2\})$ 。若  $\mathscr{M}_i=(S_i,R_i,L_i,s_0^i)$  是有限的初始 Kripke 结构,则  $s_1$  和  $s_2$  是有界 V-互模拟的,当且仅当  $s_1\leftrightarrow_V s_2$ 。

# 基于模型的有界 CTL 遗忘计算——描述初始结构: 计算树互模拟

基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

绪论

国内外研究现状

研究目标 研究内容及拟解决的关 科学问题

背景知识 Kripke 结构

CTL 的语法和语义

μ-₩Ψ. CTI #1...

CTL 和 μ-演算遗忘 论

μ-演算遺忘理论

中的应用 简介 最弱充分条件

最弱充分条件 知识更新

CTL 遊忘け昇方法 简介 基于模型的有界 CTL

基于归结的遗忘计算; 基于归结的算法

总结与展望 <sup>总结</sup>

参考文献

#### 计算树

给定一个初始 Kripke 结构  $\mathcal{M}=(S,R,L,s_0)$  和一个状态  $s\in S$ , $\mathcal{M}$  上以 s 为根节点、深度为 n  $(n\geq 0)$  的<u>计算树</u>  $\mathrm{Tr}_n^{\mathcal{M}}(s)$  递归定义如下 [1]:

- $\operatorname{Tr}_0^{\mathscr{M}}(s)$  是只有一个节点 s (其标签为 L(s)) 的树。
- $\operatorname{Tr}_{m+1}^{\mathcal{M}}(s)$  是以 s 为根节点(标签为 L(s))的树,并且若  $(s,s') \in R$ ,则 s 有一棵子树  $\operatorname{Tr}_{m}^{\mathcal{M}}(s')$ 。

#### 计算树互模拟

- $L_1(s_1) V = L_2(s_2) V$ ,
- 对 Tr<sub>n</sub>(s<sub>1</sub>) 的任意子树 Tr<sub>n-1</sub>(s<sub>1</sub>'),都存在 Tr<sub>n</sub>(s<sub>2</sub>) 的子树 Tr<sub>n-1</sub>(s<sub>2</sub>'),使得 Tr<sub>n-1</sub>(s<sub>1</sub>') ↔<sub>V</sub> Tr<sub>n-1</sub>(s<sub>2</sub>'),且
- 对任意  $\operatorname{Tr}_n(s_2)$  的子树  $\operatorname{Tr}_{n-1}(s_2')$ ,都存在  $\operatorname{Tr}_n(s_1)$  的子树  $\operatorname{Tr}_{n-1}(s_1')$ ,使得  $\operatorname{Tr}_{n-1}(s_1') \leftrightarrow_V \operatorname{Tr}_{n-1}(s_2')$ ;

则称  $\mathcal{M}_1$  的计算树  $\operatorname{Tr}_n(s_1)$  和  $\mathcal{M}_2$  的计算树  $\operatorname{Tr}_n(s_2)$  是 V-互模拟的(记为  $(\mathcal{M}_1,\operatorname{Tr}_n(s_1))\leftrightarrow_V(\mathcal{M}_2,\operatorname{Tr}_n(s_2))$ ,简写为  $\operatorname{Tr}_n(s_1)\leftrightarrow_V\operatorname{Tr}_n(s_2)$ )。



# 基于模型的有界 CTL 遗忘计算——描述初始结构: 计算树互模拟

式系统最弱充分 条件研究

绪论

研究育景和意义 国内外研究现状 研究日标

研究内容及拟解决的 科学问题

背景知识

CTL 的语法和语义

μ-演算

CTL 和 μ-演算遗忘理

CTL 遗忘理论

μ-演算遺忘理论

中的应用 <sup>简介</sup>

知识更新

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CTI 忘计算

基于归结的遗忘计算 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实

总结与展

展望

参考文献

## 计算树

给定一个初始 Kripke 结构  $\mathcal{M}=(S,R,L,s_0)$  和一个状态  $s\in S$ , $\mathcal{M}$  上以 s 为根节点、深度为 n  $(n\geq 0)$  的<u>计算树</u>Tr $_n^{\mathcal{M}}(s)$  递归定义如下 [1]:

- $\operatorname{Tr}_0^{\mathscr{M}}(s)$  是只有一个节点 s (其标签为 L(s)) 的树。
- Tr<sup>+</sup><sub>n+1</sub>(s) 是以 s 为根节点(标签为 L(s))的树,并且若(s,s')∈R,则 s 有一棵子树 Tr<sup>+</sup><sub>n</sub>(s')。

#### 命题 8

给定原子命題集  $V\subseteq \mathscr{A}$ 、初始 Kripke 结构  $\mathscr{M}$  和两个状态  $s,s'\in S$ 。若  $s\not\mapsto_V s'$ ,则存在一个 最小整数 k,使得  $\mathrm{Tr}_k(s')$  和  $\mathrm{Tr}_k(s')$  不是 V-互模拟的。

# 基于模型的有界 CTL 遗忘计算——描述初始结构: 计算树的特征公式

#### 基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

#### 绪论

研究背景和意义

国内外研究现状 研究目标 研究内容及短键体的:

科学问题

Kripke 结构

CTL 的语法和语义

μ-演算

CTL 和 μ-演算遗忘

CTL 遗忘理论

μ-演算遺忘理论

简介

知识更新

CTL 遗忘计算方法 简介 基于模型的有界 CTL ii

基于归结的遗忘计算: 基于归结的篡法

总结与展生

总结 展御

参考文献

# 定义 24

给定原子命题集  $V\subseteq \mathscr{A}$ 、初始 Kripke 结构  $\mathscr{M}=(S,R,L,s_0)$  和状态  $s\in S$ 。定义在 V 上的计算 树  $\mathrm{Tr}_n(s)$  的特征公式(记为  $\mathscr{F}_V(\mathrm{Tr}_n(s)),\ n\geq 0$ )递归定义如下:

$$\mathscr{F}_{V}(\operatorname{Tr}_{0}(s)) = \bigwedge_{p \in V \cap L(s)} p \wedge \bigwedge_{q \in V - L(s)} \neg q,$$

$$\mathscr{F}_V(\mathrm{Tr}_{k+1}(s)) = \bigwedge_{(s,s') \in R} \mathrm{Ex} \mathscr{F}_V(\mathrm{Tr}_k(s')) \wedge \mathrm{Ax} \bigg( \bigvee_{(s,s') \in R} \mathscr{F}_V(\mathrm{Tr}_k(s')) \bigg) \wedge \mathscr{F}_V(\mathrm{Tr}_0(s)) \quad (k \geq 0) \,.$$

#### 含义

由定义24可知,计算树的特征公式从三个方面展示了计算树的信息:

- (1) 只考虑 V 中的原子命题;
- (2) 突出了树节点的内容,即:对于任意原子命题  $p \in V$ ,若 p 在节点的标签中,则其正出现在特征公式中,否则负出现在特征公式中;
- (3) 公式中的时序算子表示了状态之间的转换关系。

## 基于模型的有界 CTL 遗忘计算——描述初始结构: 计算树的特征公式

基于 遊忘的 反应 式系统最弱充分 条件研究

绪论

研究背景和意 国内外研究理

研究目标 研究内容及拟解决的

科学问题

背景知识

Kripke 结构 CTL 的语法和语义

11-演算

CTL 和 μ-演算遗忘

CTL 遗忘理论

μ-演算遺忘理论

中的应用 简介

最弱充分条件 知识更新

CTL 遗忘计算方法

忘计算 基于供给的遗忘计

基于归结的遗忘计算 基于归结的算法 CTL-forget 实现及

总结

公坐守龄

引理 24

给定原子命題集  $V \subseteq \mathcal{A}$ 、初始 Kripke 结构  $\mathcal{M} = (S, R, L, s_0)$  和  $\mathcal{M}' = (S', R', L', s'_0)$ 、 $s \in S$ 、 $s' \in S'$  且  $n \geq 0$ 。若  $\mathrm{Tr}_n(s) \leftrightarrow_{\overline{V}} \mathrm{Tr}_n(s')$ ,则  $\mathscr{F}_V(\mathrm{Tr}_n(s)) \equiv \mathscr{F}_V(\mathrm{Tr}_n(s'))$ 。

#### 引理 25

- (i)  $(\mathcal{M},s) \models \mathcal{F}_V(\operatorname{Tr}_n(s));$
- (ii) 若  $(\mathcal{M},s) \models \mathscr{F}_V(\operatorname{Tr}_n(s'))$ , 则  $\operatorname{Tr}_n(s) \leftrightarrow_{\overline{V}} \operatorname{Tr}_n(s')$ 。

# 基于模型的有界 CTL 遗忘计算——描述初始结构: 特征公式

式系统最弱充 条件研究

绪论

研究背景和i

国内外研究现状 研究目标

研究内容及拟解决的 科学问题

背景知识

Kripke 结构 CTL 的语法和语义

u-演算

μ-10(3)

CTL 和 μ-演算遗忘:

CTI SECULA

μ-演算遺忘理论

遗忘理论在反应式

简介

最弱充分条件 知识更新

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CTL 逆忘计算

基于归销的现态订算 基于归结的算法 CTL-forget 实现及9

总结与展

展型

参考文献

#### V-可区分

若初始 Kripke 结构  $\mathscr{M}$  的两个状态 s 和 s' 不是  $\overline{V}$ -互模拟的 ( 即: $s \not\mapsto_{\overline{V}} s'$  ),则称 s 和 s' 是  $\overline{V}$ -可区分的。用  $\mathrm{dis}_V(\mathscr{M},s,s',k)$  表示状态 s 和 s' 在命题??中所说的最小数 k 下是 V-可区分的。

#### 特征数

 $\mathcal{M}$  关于原子命题集 V 的<u>特征数</u>,记为  $ch(\mathcal{M},V)$  定义如下:

$$\mathit{ch}(\mathscr{M}, \mathit{V}) = \left\{ \begin{array}{ll} \max\{k \, | \, \mathit{s}, \mathit{s}' \in \mathit{S} \, \, \mathrm{Edis}_{\mathit{V}}(\mathscr{M}, \mathit{s}, \mathit{s}', \mathit{k})\}, & \mathscr{M} \, \not \to \, \mathit{V}\text{-} \, \mathrm{可区分的}; \\ \min\{k \, | \, \mathscr{B}_k = \mathscr{B}_{k+1}, k \geq 0\}, & \text{否则} \, . \end{array} \right.$$

## 基于模型的有界 CTL 遗忘计算——描述初始结构: 特征公式

式系统最弱充分 条件研究

#### 绪论

研究背景和

国内外研究现状 研究目标

研究内容及拟解决的: 科学问题

背景知识

Kripke 结构 CTL 的语法和语义

μ-演算

CTL 和 μ-演算遗忘

CTL 遗忘理论

μ-演算遺忘理论

中的应用 简介

最弱充分条件 知识更新

CTL 遗忘计算方法

忘计算 基于归结的遗忘计算

基于归插的遮忘订算 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实

总结与展 <sup>总结</sup>

**公老**文献

定义 26 (特征公式)

给定原子命題集  $V\subseteq \mathscr{A}$  和初始结构  $\mathscr{K}=(\mathscr{M},s_0)$ , 其中  $c=ch(\mathscr{M},V)$ 。对任意  $\mathscr{M}$  上的状态  $s'\in S$ ,记  $T(s')=\mathscr{F}_V(\mathrm{Tr}_c(s'))$ 。  $\mathscr{K}$  关于 V 的特征公式  $\mathscr{F}_V(\mathscr{K})$  定义为:

$$\mathcal{T}(s_0) \ \wedge \bigwedge_{s \in S} \operatorname{AG} \left( \mathcal{T}(s) \to \bigwedge_{(s,s') \in R} \operatorname{EX} \mathcal{T}(s') \wedge \operatorname{AX} \left( \bigvee_{(s,s') \in R} \mathcal{T}(s') \right) \right).$$

#### 定理 27

 $\diamondsuit V \subseteq \mathscr{A}$ 、 $\mathscr{M} = (S, R, L, s_0)$  且  $\mathscr{M}' = (S', R', L', s'_0)$ ,则:

- (i)  $(\mathcal{M}', s'_0) \models \mathscr{F}_{V}(\mathcal{M}, s_0)$  当且仅当 $(\mathcal{M}, s_0) \leftrightarrow_{\overline{V}} (\mathcal{M}', s'_0)$ ;
- (ii) 若  $s_0 \leftrightarrow_{\overline{V}} s_0' 则 \mathscr{F}_V(\mathscr{M}, s_0) \equiv \mathscr{F}_V(\mathscr{M}', s_0')$ 。



# 基于模型的有界 CTL 遗忘计算——描述初始结构: 特征公式

#### 工系统最弱充分 条件研究

#### 绪论

研究背景和建

国内外研究现状 研究目标 研究内容及拟解决的关

科学问题

19.200,7411

CTL 的语法和语义

μ-演算

CTL 和 μ-演算遗语

CTL 遗忘理论

μ-<sub>((()</sub>) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(())) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(())) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(())) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>(()) μ-<sub>(()</sub>((

中的应用

最弱充分条件

CTL 遗忘计算方法

简介

基于模型的有界 CTL i 忘计算 基于归结的遗忘计算方

基于归销的现态订算 基于归结的算法 CTL-forget 实现及9

总结与成

展型

参考文献

#### 例 26

考虑右下图中左边的初始结构  $\mathscr{X}_2 = (\mathscr{M}, s_0)$ 。 左边的为  $\mathscr{M}$  上的四棵计算树、从左到右表示以  $s_0$  为根、深度分别为 0、1、2 和 3 的计算树、为简化图、计算树的标签没有给出、但是每个树节点的标签可从  $\mathscr{X}_2$  找到)。令  $V = \{d\}$ ,则  $\overline{V} = \{s, se\}$ 。因为  $L(s_1) - \overline{V} = L(s_2) - \overline{V}$ ,所以有  $\operatorname{Tr}_0(s_1) \leftrightarrow_{\overline{V}} \operatorname{Tr}_0(s_2)$ 。由于存在  $(s_1, s_2) \in R$ ,使得对任意  $(s_2, s') \in R$ ,都有  $L(s_2) - \overline{V} \neq L(s') - \overline{V}$ ,所以,  $\operatorname{Tr}_1(s_1) \nleftrightarrow_{\overline{V}} \operatorname{Tr}_1(s_2)$ 。由此可知, $s_1$  和  $s_2$  是 V-可区分的,且  $\operatorname{dis}_V(\mathscr{M}, s_1, s_2, s_1)$ 。同理可得, $\operatorname{dis}_V(\mathscr{M}, s_0, s_1, 0)$ 、 $\operatorname{dis}_V(\mathscr{M}, s_1, s'_3, 1)$ 、 $\operatorname{dis}_V(\mathscr{M}, s_0, s'_3, 0)$ 。此外, $s_2 \leftrightarrow_{\overline{V}} s'_3$ 。因此,可以计算  $\mathscr{M}$  关于 V 的转征数分。

$$\mathit{ch}(\mathscr{M}, \mathit{V}) = \max\{k \,|\, \mathit{s}, \mathit{s}' \in \mathit{S} \,\, \text{$\underline{\mathtt{H}}$} \, \text{dis}_{\,\mathit{V}}(\mathscr{M}, \mathit{s}, \mathit{s}', \mathit{k})\} = 1.$$

 $\mathrm{Tr}_2(s_0)\;\mathrm{Tr}_3(s_0)$ 

所以,可以由以下步骤计算  $\mathcal{K}_2$  关于 V 的特征公式:

 $\mathcal{F}_V(\mathrm{Tr}_0(s_0)) = d, \qquad \quad \mathcal{F}_V(\mathrm{Tr}_0(s_1)) = \neg d,$ 

 $\mathcal{F}_V(\mathrm{Tr}_0(s_2)) = \neg d, \qquad \mathcal{F}_V(\mathrm{Tr}_0(s_3')) = \neg d,$ 

 $\mathscr{F}_V(\mathrm{Tr}_1(s_0)) = \mathrm{EX} \neg d \wedge \mathrm{AX} \neg d \wedge d \equiv \mathrm{AX} \neg d \wedge d,$ 

 $\mathscr{F}_V(\mathrm{Tr}_1(s_1)) = \mathrm{EX} \neg d \wedge \mathrm{EX} \neg d \wedge \mathrm{AX} \big( \neg d \vee \neg d \big) \wedge \neg d \equiv \mathrm{AX} \neg d \wedge \neg d,$ 

 $\mathscr{F}_V(\mathrm{Tr}_1(s_2)) = \mathrm{EX} d \wedge \mathrm{AX} d \wedge \neg d \equiv \mathrm{AX} d \wedge \neg d,$ 

 $\mathscr{F}_V(\operatorname{Tr}_1(s_3')) \equiv \mathscr{F}_V(\operatorname{Tr}_1(s_2)),$ 

 $\mathscr{F}_V(\mathscr{M},s_0) \equiv \text{AX} \neg d \wedge d \wedge$ 

 $\operatorname{AG} \big( \operatorname{AX} \neg d \wedge d \to \operatorname{AX} \big( \operatorname{AX} \neg d \wedge \neg d \big) \big) \wedge$ 

 $\operatorname{AG}(\operatorname{AX} \neg d \wedge \neg d \to \operatorname{AX}(\operatorname{AX} d \wedge \neg d)) \wedge$ 

 $AG(AXd \land \neg d \rightarrow AX(AX \neg d \land d)).$ 

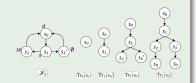


图 8: 初始结构 光2 及其计算树示意图

```
基于遗忘的反应
```

式系统最弱充分 条件研究

绪论

研究背景和

国内外研究现状

研究内容及拟解决的关

科学问题

背景知识

Kripke 结构

CTL 的语法和语义

и-演算

CTL和 us缩管遗存的

论

CTL 遗忘理论

μ-演算遺忘理论

遮忘埋砣住反应式员 中的应用

简介

最弱充分条件

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CTL 遗忘计算

基于归结的算法 CTL-forget 实现及实验

总结与展驻

总结

分平方面

# 遗忘封闭性及复杂性

CTL 的语法和语义

基于模型的有界 CTL 递忘计算

#### 引理 27

给定 CTL 公式 φ, 下面等式成立:

$$arphi \equiv igvee_{(\mathscr{M}, s_0) \in \mathsf{Mod}(arphi)} \mathscr{F}_{\mathscr{A}}(\mathscr{M}, s_0).$$

#### 遗忘封闭性

从  $\varphi$  中遗忘 V 中的元素得到的结果为:

$$\bigvee_{\mathcal{K} \in \{\mathcal{K}' | \exists \mathcal{K}'' \in \mathsf{Mod}(\phi), \ \mathcal{K}'' \leftrightarrow_{\mathbf{V}} \mathcal{K}'\}} \mathcal{F}_{\overline{\mathbf{V}}}(\mathcal{K}).$$



# 遗忘封闭性及复杂性

CTLAF: 表示 CTL 公式只包含时序算子 AF 的子类。

### 命题 9 (模型检测)

给定一个结构  $(\mathcal{M}, s_0)$ 、原子命题集  $V \subseteq \mathcal{A}$  和公式  $\varphi \in \mathrm{CTL}_{\mathrm{AF}}$ , 判定  $(\mathcal{M}, s_0)$  是否为  $F_{CTL}(\varphi, V)$  的模型是 NP-完全的。

#### 定理 27 (Entailment)

 $\phi$  の 和  $\psi$  为 CTL<sub>N</sub> 中的两个公式、V 为原子命题集。则:

- (i) 判定  $F_{CTL}(\varphi, V) \models^? \psi$  是 co-NP-完全的,
- (ii) 判定  $\psi \models^{?} F_{CTL}(\varphi, V)$  是  $\Pi_{2}^{P}$ -完全的,
- (iii) 判定  $F_{CTL}(\varphi, V) \models^{?} F_{CTL}(\psi, V)$  是  $\Pi_{2}^{P}$ -完全的。

#### 推论 28

令  $\phi$  和  $\psi$  为  $CTL_{AF}$  中的两个公式, V 原子公式集。则

- (i) 判定  $\psi \equiv F_{CTL}(\varphi, V)$  是  $\Pi_2^P$ -完全的,
- (ii) 判定  $F_{CTL}(\varphi, V) \equiv \varphi$  是 co-NP-完全的,
- (iii) 判定  $F_{CTL}(\varphi, V) \equiv {}^{?} F_{CTL}(\psi, V)$  是  $\Pi_{2}^{P}$ -完全的。

# 基于模型的遗忘算法

```
基于遗忘的反应
式系统最弱充分
条件研究
```

```
研究背景和意义
```

```
国内外研究现状
研究目标
```

究内容及拟解决的*3* 学问题

背景知识

Kripke 结构 CTL 的语法和语义

μ-演算

CTL和山

论

CTL 遗忘理论 μ-演算遗忘理论

μ-減界辺を埋泥 遺忘理论在反应d

中的应用

最弱充分条件 知识更新

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CTL 遗忘计算 基于归结的遗忘计算方法

基于归结的算法 CTL-forget 实现及实现

总结 展型

公士立計

```
算法 5.1 基于模型的CTL遗忘过程
```

Input: CTL公式φ和原子命题集V

**Output**:  $F_{CTL}(\boldsymbol{\varphi}, V)$ 

 $\psi \leftarrow \bot$  for each  $\mathscr{A}$  和  $\mathscr{S}$  上的初始结构  $\mathscr{K}$  do

foreach 满足 $\mathcal{K} \leftrightarrow_{V} \mathcal{K}'$ 的初始结构 $\mathcal{K}'$  do  $\psi \leftarrow \psi \lor \mathcal{F}_{\nabla}(\mathcal{K}')$ 

ıd

end

end

return ψ

#### 命题 10

令  $\varphi$  为 CTL 公式, $V\subseteq\mathscr{A}$  为原子命题集,状态空间大小为  $|\mathscr{S}|=m$ , $|\mathscr{A}|=n$ ,|V|=x。使用算法 5.1 计算从  $\varphi$  中遗忘 V 中原子的空间复杂度为  $O((n-x)m^{2(m+2)}2^{nm}\log m)$ ,且时间复杂性至少与空间复杂性相同。



#### 基于遗忘的反应 式系统最弱充分

#### 绪论

研究背景和意义

国内外研究现状 研究目标

研究内容及拟解决 科学问题

背景知识

Kripke 结构

CTL 的语法和语义

μ-演算

CTI #

论

CTL 遗忘理论

μ-演算遺忘理论

遗忘理论在反应

中的应用

最弱充分条件

CTL 遗忘计算方

简介

基于归结的遗忘计算方法 基于归结的算法

CTL-forget 实现及实

总结

分水方排

参考文献

# 基于归结的算法 CTL-forget——总体框架

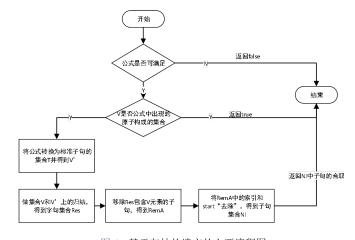


图 9: 基于归结的遗忘的主要流程图

- 如何表示 CTL 公式和带索引的 CTL 公式之间的关系



# 基于归结的算法 CTL-forget——总体框架

CTL 的语法和语义 基于归结的遗忘计算方法

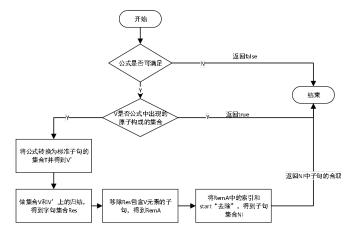


图 9: 基于归结的遗忘的主要流程图

- 如何表示 CTL 公式和带索引的 CTL 公式之间的关系?
- 如何"移除"无关的原子命题(包括需要遗忘的原子命题和转换过程中引入的新的原子命题),以及如何"消除"索引?

# 基于归结的算法 CTL-forget——ctl 归结 UF

CTL 的语法和语义

基于归结的算法 CTL-forget 实现及实验

# 表 3: RCT 归结系统

$$\begin{aligned} & (\mathsf{SRES1}) \frac{P \to \mathsf{AX}(\mathsf{C} \lor I), Q \to \mathsf{AX}(D \lor \neg I)}{P \land Q \to \mathsf{AX}(C \lor D)}; & (\mathsf{SRES2}) \frac{P \to \mathsf{E}_{(ind)} \mathsf{X}(\mathsf{C} \lor I), Q \to \mathsf{AX}(D \lor \neg I)}{P \land Q \to \mathsf{E}_{(ind)} \mathsf{X}(\mathsf{C} \lor D)}; \\ & (\mathsf{SRES3}) \frac{P \to \mathsf{E}_{(ind)} \mathsf{X}(\mathsf{C} \lor I), Q \to \mathsf{E}_{(ind)} \mathsf{X}(\mathsf{D} \lor \neg I)}{P \land Q \to \mathsf{E}_{(ind)} \mathsf{X}(\mathsf{C} \lor D)}; & (\mathsf{SRES4}) \frac{\mathsf{start} \to \mathsf{C} \lor I, \mathsf{start} \to \mathsf{D} \lor \neg I}{\mathsf{start} \to \mathsf{C} \lor D}; \\ & (\mathsf{SRES5}) \frac{T \to \mathsf{C} \lor I, \mathsf{start} \to \mathsf{D} \lor \neg I}{\mathsf{start} \to \mathsf{C} \lor D}; & (\mathsf{SRES6}) \frac{T \to \mathsf{C} \lor I, Q \to \mathsf{AX}(\mathsf{D} \lor \neg I)}{Q \to \mathsf{AX}(\mathsf{C} \lor D)}; \\ & (\mathsf{SRES7}) \frac{T \to \mathsf{C} \lor I, Q \to \mathsf{E}_{(ind)} \mathsf{X}(\mathsf{D} \lor \neg I)}{Q \to \mathsf{E}_{(ind)} \mathsf{X}(\mathsf{C} \lor D)}; & (\mathsf{SRES8}) \frac{T \to \mathsf{C} \lor I, \mathsf{Q} \to \mathsf{AX}(\mathsf{D} \lor \neg I)}{T \to \mathsf{C} \lor \mathsf{D}}; \\ & (\mathsf{RW1}) \frac{\bigwedge_{i=1}^n m_i \to \mathsf{AX} \bot}{P \to \mathsf{V}_{i=1}^n m_i}; & (\mathsf{RW2}) \frac{\bigwedge_{i=1}^n m_i \to \mathsf{E}_{(ind)} \mathsf{X} \bot}{T \to \mathsf{V}_{i=1}^n \mathsf{D}}; \\ & (\mathsf{ERES1}) \frac{\Lambda \to \mathsf{E}_{\mathsf{E}\mathsf{E}\mathsf{G}}, Q \to \mathsf{A}\mathsf{F} - I}{Q \to \mathsf{A}(\neg \mathsf{A} \mathsf{W} \neg I)}; & (\mathsf{ERES2}) \frac{\Lambda \to \mathsf{E}_{(ind)} \mathsf{X} \sqcup \mathsf{E}_{(ind)} \mathsf{GI}, Q \to \mathsf{E}_{(ind)} \mathsf{F} \neg I}{Q \to \mathsf{E}_{(ind)}(\neg \mathsf{A} \mathsf{W} \neg I)}. \end{aligned}$$

其中 P 和 Q 是文字的合取, C 和 D 是文字的析取, I 是一个文字, 称每条规则横线下面的公 式为横线上面的公式关于文字 I 的归结结果。此外, $\Lambda = \bigvee_{i=1}^{n} \bigwedge_{i=1}^{m_i} P_i$ 、 $P_i$  是文字的析取,其中 1 < i < n 和 1 < i < m。

# 基于归结的算法 CTL-forget——ctl 归结 UF

素于 遊忘的 反应 式系统最弱充分 条件研究

#### 绪论

国内外研究现状

研究目标 研究内容及拟解决的关 科学问题

背景知识

CTL 的语法和语义

μ-演算

μ-190 51

C I L 和 μ-演界選と
 心

CTL 遗忘理论

μ-演算遺忘理论 遺言理论在反应式:

中的应用 简介

最弱充分条件

CTL 遗忘计算方

○ 向介 基于模型的有界 CT 完计算

基于归结的遗忘计算方法 基于归结的宽法

基于归结的算法 CTL-forget 实现及实现

总结

公士立計

### 记号

• 令 T为  $SNF_{crt.}^g$  子句集,p 为原子命题。T 在 p 上的 $\overline{RT}$  (记为 uF(T,p)) 是集合 T 和如下集合的并集:

 $\{\alpha \mid \alpha \in T$  中的公式关于文字  $I \in \{p, \neg p\}$  的归结结果 $\}$ .

- $\bullet \ \operatorname{uf}(\textit{T},\emptyset) = \textit{T} \ \bot \ \operatorname{uf}(\textit{T},\{\textit{p}\} \cup \textit{V}) = \operatorname{uf}(\operatorname{uf}(\textit{T},\textit{p}),\textit{V});$
- $\bullet \ \underline{\textit{ERes}}(\phi, V) = \{\alpha \in \text{UF}(T_{\phi}, V) \mid \textit{Var}(\alpha) \cap V = \emptyset\}.$

#### 命题 11

令  $\varphi$  为一个 CTL 公式,  $V \subseteq \mathcal{A}$  为原子命題集。則  $T_{\varphi} \equiv_{U} \underline{ERes}(\varphi, V)$ , 其中  $U = Var(\mathrm{UF}(T_{\varphi}, V)) - (Var(\varphi) - V)$ 。



# 基于归结的算法 CTL-forget——CTL 归结 UF

### 例 29 (例??的延续)

(1) start  $\rightarrow r$ 

令  $V = \{p,r\}$ ,则  $UF(T_{\emptyset}, V \cup \{x,y,z\})$ 除了例??中的子句,还包含如下子句:

(3)  $\top \rightarrow \neg z \lor y \lor f \lor m$ 

(1, 2, SRES5)(3.4.SRES8) (2) start  $\rightarrow x \lor y$ (4)  $y \rightarrow AX(f \lor m \lor y)$  (1,4,SRES5) (3,8,SRES6)

(5)  $\top \rightarrow \neg z \lor x \lor p$ (4.5.SRES8) (7)  $y \rightarrow AX(x \lor p)$ (5.8.SRES6) (6)  $\top \rightarrow \neg z \lor x \lor q$ 

(4.6. SRES8)

(9) start  $\rightarrow f \lor m \lor y$ (3,(2), SRES5) (8)  $y \rightarrow AX(x \lor q)$ (10) start  $\rightarrow x \lor p$  (6,8,SRES6) (5,(2), SRES5)

(11) start  $\rightarrow x \lor q$ (6, (2), SRES5)

(12)  $\top \rightarrow p \lor \neg z \lor f \lor m$ 

(5,(3), SRES8)

(13)  $\top \rightarrow q \lor \neg z \lor f \lor m$ (15)  $y \rightarrow AX(q \lor f \lor m)$ 

(6, (3), SRES8) (6, (4), SRES6) (14)  $y \rightarrow AX(p \lor f \lor m)$ (16) start  $\rightarrow f \lor m \lor p$ 

(5, (4), SRES6)

(17) start  $\rightarrow f \lor m \lor q$ 

(5, (9), SRES5)

(6, (9), SRES5)

在从  $UF(T_{\phi}, V \cup \{x, y, z\})$  中移除包含 V 中元素的子句后,得到  $ERes(\phi, V)$ ,其包含如下子句:

 $\operatorname{start} \to z$ ,  $\operatorname{start} \to f \lor m \lor q$ ,  $\operatorname{start} \to x \lor v$ ,  $\operatorname{start} \to q \lor x$ ,  $\operatorname{start} \to f \lor m \lor v$ .

 $\top \to f \lor m \lor \neg x$ ,  $\top \to q \lor f \lor m \lor \neg z$ ,  $\top \to f \lor m \lor \neg z \lor y$ ,

 $\top \rightarrow q \lor x \lor \neg z$ ,  $\top \rightarrow x \lor y \lor \neg z$ ,  $\top \rightarrow q \lor \neg y$ ,  $z \rightarrow AFX$ ,

 $y \to AX(q \lor f \lor m), \quad y \to AX(x \lor q), \quad y \to AX(x \lor y), \quad y \to AX(f \lor m \lor y).$ 

可以看出,尽管  $ERes(\varphi,V)$  中不包含具有索引的公式,但有的子句包含出现在  $T_{\varphi}$  中的新原子命题。

基于 题 忘 的 反 应 式 系 统 最 弱 充 分 条 件 研 究

#### 绪论

研究育景和:

国内外研究现状 研究目标

研元日标 研究内容及拟解决的 科学问题

背景知识

Kripke 结构

CTL 的语法和语义

μ-演算

CTL 和 μ-演算员

论

CTL 遗忘理论 μ-演算遗忘理论

μ-测界短标程的 遺忘理论在反应

简介 品需容分条件

知识更新

CTL 遗忘计算方法

基于归结的遗忘计算

基于归结的算法 CTL-forget 实现及实

总结

**参考**文献

#### 两个主要过程

- 消除索引;
- 移除新引入的原子命题。

#### 引理 30

如果  $j \in \mathcal{I}$ ,  $\psi_i, \varphi_i$   $(1 \le i \le n)$  为 CTL 公式, 那么:

(i) 
$$\{\psi_i \to \mathbb{E}_{(j)} \times \varphi_i \mid 1 \le i \le n\} \equiv \{(\bigwedge_{i \in S} \psi_i) \to \mathbb{E}_{(j)} \times (\bigwedge_{i \in S} \varphi_i) \mid S \subseteq \{1, \dots, n\}\},$$

(ii) 
$$\{\psi_i \to \mathbb{E}_{(\hat{I})} \times \varphi_i \mid 1 \le i \le n\} \equiv_{\emptyset} \{(\bigwedge_{i \in S} \psi_i) \to \mathbb{E} \times (\bigwedge_{i \in S} \varphi_i) \mid S \subseteq \{1, \dots, n\}\},$$

(iii) 
$$\{(\psi_1 o \operatorname{E}_{\langle j \rangle}\operatorname{F} \varphi_1), (\psi_2 o \operatorname{E}_{\langle j \rangle}\operatorname{X} \varphi_2)\} \equiv_{\emptyset}$$

$$(\psi_1 \to \varphi_1 \lor \text{EXEF} \varphi_1) \land (\psi_2 \to \text{EX} \varphi_2) \land (\psi_1 \land \psi_2 \to ((\varphi_1 \land \text{EX} \varphi_2) \lor \text{EX} (\varphi_2 \land \text{EF} \varphi_1))).$$

```
基于遗忘的反应
式系统最弱充分
条件研究
```

#### 绪论

研究育景和意义 国内外研究现状

研究目标 研究内容及拟解决的 ( 科学问题

背景知识 Krinke 结构

CTL 的语法和语义

μ-演*I* 

CIL 和 μ-演界返忘 论

CTL 遗忘理论 μ-演算遗忘理论

遗忘理论在反应: 中的应用

最弱充分条件知识更新

CTL 遗忘计算方法

基于归结的遗忘计算方法

基于归结的算法 CTL-forget 实现及实现

总结 展望

参考文献

#### 算法 **5.2** RM-index(Σ)

Input: 有限SNFg<sub>CTL</sub>子句集Σ

Output: CTL公式集

foreach  $\Sigma$ 中拥有相同索引 $\langle i \rangle$ 的E-子句构成的极大子集 $\Delta$  do

if 存在索引为 $\langle i \rangle$ 的E-某时子句 $\alpha \in \Sigma$  then

| foreach  $\beta \in rei(\Delta)$  do  $\Sigma \leftarrow \Sigma \cup rfi(\alpha, \beta)$   $\Sigma \leftarrow \Sigma - \{\alpha\}$  end

 $\Sigma \leftarrow \Sigma - \Delta \cup rxi(\Delta)$ 

end

return Σ

其中, $rei(\{\alpha_i \mid 1 \leq i \leq n\})$ 、 $rxi(\{\alpha_i \mid 1 \leq i \leq n\})$ 、 $rfi(\{\beta_1, \alpha_2\})$  分别表示引理 33 中 (i)、(ii)、(iii) 等号  $\equiv_* (* \in \{ \text{ 空字符串, 0} \})$  的右边, $\alpha_i = \psi_i \to \operatorname{E}_{(j)} \operatorname{X} \varphi_i \ (1 \leq i \leq n)$  且  $\beta_1 = \psi_1 \to \operatorname{E}_{(i)} \operatorname{F} \varphi_1 \circ$ 

#### 推论 30

如果  $\varphi$  为一个 CTL 公式、 $U = Var(T_{\varphi}) - Var(\varphi)$ ,  $V \subseteq \mathscr{U}$  为原子命題集、  $\Sigma = ERes(\text{UF}(\varphi, V \cup U), V)$ , 那么 RM-index( $\Sigma$ )  $\equiv_{\theta} \Sigma$ 。

研究背景和意义 国内外研究现状 研究目标 研究内容及拟解决的关键

背景知识

CTL 的语法和语义

CIE BIBIATIBA

μ-39(3

CTL 和 μ-演算遗忘

CTI 漆完理论

μ-演算遺忘理论

遗忘理论在反应式

简介

最弱充分条件

CTL 遗忘计算方

回介 基于模型的有界 CTⅠ

基于归结的算法 CTL-forget 实现及实验

总结与展

总结 展塑

参考文献

# 引理 30 (一般化的 Ackermann 引理, Generalised Ackermann's Lemma)

令 x 为一个原子命题、 $\Delta = \{AG(T \rightarrow \neg x \lor C_1), ...,$ 

 $AG(T \to \neg x \lor C_n), AG(x \to B_1), \dots, AG(x \to B_m)$  为只包含一个 x 的 CTL 公式集  $(n, m \ge 1)$ 、

 $\Gamma$  为 x 正出现在其中的有限个 CTL 公式集。下面式子成立:

$$\Gamma \cup \Delta \equiv_{\{x\}} \Gamma \left[ x / \bigwedge (\{C_i \mid 1 \le i \le n\} \cup \{B_i \mid 1 \le i \le m\}) \right]. \tag{2}$$



#### 素于 题 忌 的 及 心 式 系 统 最 弱 充 分 条 件 研 究

#### 绪论

```
国内外研究现状
研究目标
研究内容及初级协会
```

カロか 究内容及拟解决的 学问題

背景知识

Kripke 结构

CTL 的语法和语义

μ-演算

CTL 和 μ-演算遗:

化 CTI 速定理论

μ-演算遺忘理论

· 型心理论住反应式 中的应用

简介 最弱充分条件

知识更新

简介

基于归结的遗忘计算

基于归结的算法 CTL-forget 实现及实

总结与展望总结

参考文献

# 例 30 (例??的延续)

首先考虑原子命题 x、 $\Delta = \{ \top \to f \lor m \lor \neg x \}$  和  $\Gamma = \underline{ERes}(\varphi, V) - \Delta$ 。 $\Gamma$  中包含 x 的公式关于 x 都为正的,因此  $\Gamma[x/(f \lor m)]$  包含如下公式:

 $\mathsf{start} \to \mathsf{z}, \quad \mathsf{start} \to \mathsf{f} \lor \mathsf{m} \lor \mathsf{q}, \quad \mathsf{start} \to \mathsf{f} \lor \mathsf{m} \lor \mathsf{y},$ 

 $\top \to q \lor f \lor m \lor \neg z, \quad \top \to f \lor m \lor y \lor \neg z, \quad \top \to q \lor \neg y, \quad z \to \mathrm{AF} \big( f \lor m \big),$ 

 $y \to AX(q \lor f \lor m), \quad y \to AX(f \lor m \lor y).$ 

第二步考虑原子命题 z、 $\Delta' = \{\top \to q \lor f \lor m \lor \neg z, \top \to f \lor m \lor y \lor \neg z, z \to \mathrm{AF}(f \lor m)\}$  和  $\Gamma' = \Gamma[x/(f \lor m)] - \Delta'$ ,其中 z 正出现在  $\Gamma'$  中。因此,

 $\Gamma'' = \Gamma'[z/(q \lor f \lor m) \land (f \lor m \lor y) \land AF(f \lor m)]$ 包含如下公式:

 $\mathsf{start} \to \big( q \lor f \lor m \big) \land \big( f \lor m \lor y \big) \land \mathsf{AF} \big( f \lor m \big), \quad \mathsf{start} \to f \lor m \lor q, \quad \mathsf{start} \to f \lor m \lor y,$ 

 $\top \to q \lor \neg y, \quad y \to AX(q \lor f \lor m), \quad y \to AX(f \lor m \lor y).$ 

不难证明  $ERes(\phi, V) \equiv_{\{x,z\}} \Gamma''$ 。因为  $\Gamma''$  包含一个公式,其关于 y 既不是正的也不是负的。因此,这里不能对  $\Gamma''$  和 y 使用上述过程。

# 基于归结的算法 CTL-forget 及其复杂性

CTL 的语法和语义

```
算法 5.3 CTL-forget(\varphi, V)
```

Input: CTL公式φ和原子命题集V Output: 公式集

if  $\varphi \equiv \bot$  then return  $\bot$  ; if  $V = Var(\varphi)$  then return  $\top$ ;

 $T_{\varphi} \leftarrow \text{SNF}_{\text{CTI}}^{g}(\varphi)$ ;

 $\Sigma \leftarrow \text{UF}(T_{\varphi}, V \cup U), \quad \not\exists : \forall U = Var(T_{\varphi}) - Var(\varphi);$  $\Sigma \leftarrow ERes(\Sigma, V)$ ;

 $\Sigma \leftarrow RM\text{-index}(\Sigma)$ ;  $\Sigma \leftarrow \text{GAL}(\Sigma, Var(\Sigma) - Var(\varphi))$ ;

用AG $\phi$ 替换Σ中的初始子句 "AG(start  $\rightarrow \phi$ )";

return  $\Sigma$ 

// 若公式不可满足,则遗忘结果为上 // 若遗忘所有原子命题,则结果为T // 将φ转换为SNFgctl子句

// 移除包含V中元素的子句

// 从Σ移除索引 // 移除留存的新的原子命题

// 去除start

#### 定理 31 (可靠性)

若 φ 为一个 CTL 公式、 $V \subset A$ 、Σ = CTL-forget( $\varphi$ , V) 且  $U = Var(\Sigma) - Var(\varphi)$ , 则:

- (i)  $\Sigma \equiv_{V \cup U} \varphi$ ,
- (ii) 若  $U = \emptyset$ , 则  $\Sigma \equiv F_{CTL}(\varphi, V)$ 。

#### 命题 11

给定 CTL 公式  $\varphi$  和原子命题集  $V \subseteq \mathscr{A}$ 。算法 5.3 的时间和空间复杂性为  $O((m+1)2^{4(n+n')})$ , 其中  $n = |Var(\varphi)|$ 、n' = |V| 为新引入的原子命题的个数、m 为引入的索引个数。



# 基于归结的算法 CTL-forget 及其复杂性

CTL 的语法和语义

# 例 31 (例??的延续)

容易看出 CTL-forget( $\varphi$ , {p, r}) 包含下面的公式

 $(q \lor f \lor m) \land (f \lor m \lor y) \land AF(f \lor m), \quad AG(\top \to q \lor \neg y),$ 

 $AG(y \rightarrow AX(q \lor f \lor m)), AG(y \rightarrow AX(f \lor m \lor y)).$ 

#### 命题 11 (遗忘存在的子类)

给定 CTL 公式  $\varphi$ , 若  $\varphi$  满足下面约束: (1)  $\varphi$  中不包括操作符  $Pt\mathcal{P}$  (其中  $Pt \in \{A, E\}$  且  $\mathcal{F} \in \{U,G\}$ ); (2) 对于任意原子命题  $p \in V$ , 若  $p \to p$  出现在同一时序算子的范围内。那  $\angle X$ ,  $CTL - forget(\varphi, V) \equiv F_{CTL}(\varphi, V)$ .



# 基于归结的算法 CTL-forget 实现

### 系统描述

- 输入输出:基于 Prolog 的 CTL-forget 算法实现系统以 CTL 公式和原子命题集为输 入, CTL 公式为输出:
- 系统识别的 CTL 公式的符号与第??章中 CTL 的语言符号对应关系如下:
  - $x_i$  和其余小写字母开头的字符串构成原子命题集,其中 i > 0 为自然数, 且 x; 和 z 被设定为只能是在如下描述的转换过程中引入的原子命题;
  - "false" 和 "true" 分别与常量符号 "\_" 和 "T" 对应:
  - "start"与命题常量 "start"对应:
  - "&"、"\/"、"-"和"->"分别与联结符号"∧"、"∨"、"¬"和 "→"对应:
  - "~"和 "^"分别与路径量词 "A"和 "E"对应;
  - "@"、"\*"、"?"和"\$"分别与时序操作符"G"、"x"、"F"和"U" 对应。

#### 例 32

字符串 ( $\sim*((-y1)/-y2)/-y4)&(-y1)/y2//y4)&(y1)/y2/-y3)&(y1)/y3//-y3)$ y4)&(-y1\/y2\/-y3))) 为 CTL 公式。



# 基于归结的算法 CTL-forget 实现

素于 题 忌 的 及 应 式 系统 最 弱 充 分 条件 研 究

绪论

研究育京和意义 国内外研究现状

研究目标 研究内容及拟解决的 科學问题

科学问题

Kripke 结构

CTL 的语法和语义

μ-演算 CTI 30 ... 22/27/28-7

CTL 和 μ-演算遗忘 论

CTL 遗忘理论

遗忘理论在反应式系

简介 最弱充分条件

CTI 请专计管方法

简介 基于模型的有界 CTI

忘计算 基于归结的遗忘计算方

总结与展生

总结

参考文献

#### 系统主要模块

此系统主要包括五个模块\*:

- 转换模块 (transCTL2SNF/6):
- 归结模块 (两个过程: step\_resolution/3 和 temp\_resolution/8)
- "移除"原子命题模块(removeAtom/3)
- "移除"索引(pro6/3)
- "移除"新引入的原子命题(ackerM/3)

 $<sup>{\</sup>it ^a} https://github.com/fengrenyan/forgetting-in-CTL/tree/main/Appendix}$ 



# 基于归结的算法 CTL-forget 实验——实验 1: 计算遗忘

基于遗忘的反应 式系统最弱充分 条件研究

绪论 研究背景和意义 国内外研究现状 研究目标 研究内容及拟解决的关键 科学问题

阿爾知识
Kripke 结构
CTL 的语法和语义

μ-演算 CTL 和 μ-演算遗忘 Δ

CTL 遗忘理论 μ-演算遗忘理论

简介 最弱充分条件

CTL 遗忘计算方法

基于归结的遗忘计算方法 基于归结的算法

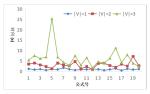
总结与展望 <sup>总结</sup>

展望 参考文献 (1) 标准数据集来源于 CTL-RP: https://sourceforge.net/projects/ctlrp/

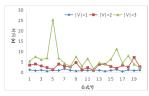
表 5.1: 计算CTL-forget( $\varphi$ ,V)所使用的CPU时间(单位: 秒(s))

φ  V	1	2	3	4
s001	0.0505	0.1053	0.2259	0.3680
s002	0.3645	1.0416	5.6372	10.0184
s003	97.5341	71.5396	190.1157	423.5793
s004	77.5086	77.4246	101.1284	118.7461
s001-3	681.2883	613.1859	1617.047	2356.949

(2) 计算 CTL-forget( $\varphi$ , V) 使用的时间和在"移除原子命题"步骤后 SNF $_{\text{CTL}}^g$  子句的个数,其中  $\varphi = \varphi_1 \land AX\varphi_2 \land EX\varphi_3$ , $\varphi_i = 12$  (i=1,2,3)。



(a) 计算遗忘需要的 CUP 时间



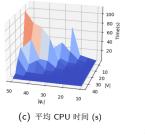
(b) SNFg 子句的个数

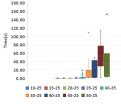


### 基于归结的算法 CTL-forget 实验——实验 2: 计算 SNC

计算 q 在 V 和  $\phi \land q$  上的 SNC  $(F_{CTL}(\phi \land q, Var(\phi) - V \cup \{q\}))$ ,其中  $V \subseteq Var(\phi)$ 、  $q \in Var(\phi \land q) - V$ 。

(1) 随机 3-CNF,  $|\mathcal{A}| = 50$ , 每组 20 个公式。





(d) |V| = 25 时所使用 CPU 时间 箱线图

图 10: 计算 3-CNF 公式 SNC 的 CPU 时间

总结:基于归结的算法大多数情况下能计算出 SNC (WSC),且当需要遗忘的原子个数很少或 公式长度较小时计算效率较高。

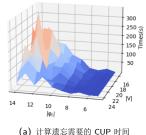


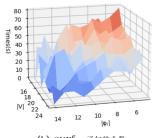
# 基于归结的算法 CTL-forget 实验——实验 2: 计算 SNC

CTL 的语法和语义

计算 q 在 V 和  $\phi \land q$  上的 SNC  $(F_{CTL}(\phi \land q, Var(\phi) - V \cup \{q\}))$ ,其中  $V \subseteq Var(\phi)$ 、  $q \in Var(\phi \wedge q) - V_{\circ}$ 

(2) CTL 公式  $\varphi = \varphi_1 \land AX \varphi_2 \land EX \varphi_3$ ,  $\varphi_i = 12$  (i = 1, 2, 3) 为  $|\mathscr{A}| = 50$  上的 3-CNF 且  $|\varphi_1| = |\varphi_2| = |\varphi_3|$ , 每组 40 个公式。





(b) SNFg 子句的个数

图 10: 计算 CTLSNC 的平均时间和存在 SNC 的公式占比

总结:基于归结的算法大多数情况下能计算出 SNC (WSC),且当需要遗忘的原子个数很少或 公式长度较小时计算效率较高。



# 目录

表于遗忘的反 式系统最弱充 条件研究

绪论

研究背景和

9176137610

国内外研究现制 研究目标

研究内容及拟解决的: 科学问题

背景知识

CTL 的语法和语义

11-海質

CTL 和 μ-演算遗源

论

μ-演算遗忘理论

遗忘理论在反应式

简介

最弱充分条件

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CTL 忘计算 基于归结的遗忘计算力

基于归结的遗忘计算方 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实验

息结与展望 点结

展型

参考文献

#### 4 缩论

- 研究背景和意义
- 国内外研究现状
- 研究目标
- 研究内容及拟解决的关键科学问题
- 2 背景知识
  - Kripke 结构
  - CTL 的语法和语义
  - μ-演算
- CTL 和 μ-演算遗忘理论
  - CTL 遗忘理论
  - μ-演算遗忘理论
- 4 遗忘理论在反应式系统中的应用
  - 简介
  - 最弱充分条件
  - 知识更新
- 5 CTL 遗忘计算方法
  - 简介 ● 基于模型的有界 CTL 遗忘计算
  - 基于模型的有券 CTL 遗忘计算 ● 基于归结的遗忘计算方法
  - 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实验
  - .
  - 6 总结与展望

绪论

研究背景和意义

研究目标 研究内容及拟解决的:

科学问题

背景知识

Kripke 结构

CTL 的语法和语义

μ-演第

CTL 和 μ-演算遗忘

CTL 遗忘理论

μ-演算遗忘理论

遊忘埋蛇住反应式身 中的应用

简介 最弱充分条件

CTI 港立计算方

CTL 遗忘计算方

基于模型的有界 CTL 忘计算 基于归结的遗忘计算力

基于归结的算法 CTL-forget 实现及实

总结

65 de Julio

#### $\bullet$ CTL 和 $\mu$ -演算的遗忘理论

- CTL 的遗忘理论:基本性质(表达性理论、代数属性和封闭性等)
- μ-演算的遗忘理论:基本性质、复杂性和互模拟不变性等
- 遗忘理论在反应式系统的形式化验证和知识更新中的应用
  - 计算 WSC 和 SNC: 定义、基本性质和基于遗忘的计算方法等
  - 定义知识更新: 两种知识更新定义和基本性质
- 计算 CTL 遗忘的算法
  - 基于模型的计算方法:有界互模拟、特征值、特征公式、封闭性、复杂性和管注等
  - 基于消解(resolution)的计算方法: 算法及其可靠性、遗忘存在的子类
  - 实现与实验分析

CTL 的语法和语义

展翅

- CTL 和 μ-演算的遗忘理论
  - CTL 的遗忘理论: 基本性质 (表达性理论、代数属性和封闭性等)
- 遗忘理论在反应式系统的形式化验证和知识更新中的应用
- 计算 CTL 遗忘的算法

绪论

研究背景和意义 国内外研究现状 研究目标

研究内容及拟解决的 科学问题

背景知识

Kripke 结构

CTL 的语法和语义

μ-10,57.

化 CTI 法定期込

μ-演算遺忘理论

遗忘理论在反应式系

简介 最弱充分条件

CTL 遗忘计算方

简介

を計算 基于归结的遗忘计算方

总结与展

总结 展望

**公坐**立辞

- CTL 和  $\mu$ -演算的遗忘理论
  - CTL 的遗忘理论:基本性质(表达性理论、代数属性和封闭性等)
  - μ-演算的遗忘理论:基本性质、复杂性和互模拟不变性等
- 遗忘理论在反应式系统的形式化验证和知识更新中的应用
  - 计算 WSC 和 SNC: 定义、基本性质和基于遗忘的计算方法等定义知识更新: 两种知识更新定义和基本性质
- 计算 CTL 遗忘的算法
  - 基于模型的计算方法:有界互模拟、特征值、特征公式、封闭性、复杂 性和算法等
  - 。基于消解 (resolution) 的计算方法: 算法及其可靠性、遗忘存在的子类。 实现与实验分析

绪论

研究背景和意义 国内外研究现状 研究目标 研究内容及拟解决的

科学问题

Kripke 结构

μ-演算

CTL 和 μ-演算遗忘 论

CTL 遗忘理论 μ-演算遗忘理论

遗忘理论在反应式系: 中的应用

简介 最弱充分条件 知识更新

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CTL i 忘计算 基于归结的遗忘计算方 基于归结的遗忘计算方

CTL-forget 总结与展望

息結 展望

**参**老文献

- CTL 和  $\mu$ -演算的遗忘理论
  - CTL 的遗忘理论:基本性质(表达性理论、代数属性和封闭性等)
  - μ-演算的遗忘理论:基本性质、复杂性和互模拟不变性等
- 遗忘理论在反应式系统的形式化验证和知识更新中的应用
  - 计算 WSC 和 SNC: 定义、基本性质和基于遗忘的计算方法等
  - 定义知识更新: 两种知识更新定义和基本性质
- 计算 CTL 遗忘的算法
  - 基于模型的计算方法:有界互模拟、特征值、特征公式、封闭性、复杂性和管法等
  - 基于消解(resolution)的计算方法: 算法及其可靠性、遗忘存在的子类
  - 实现与实验分析

绪论

研究背景和意义 国内外研究现状 研究目标 研究内容及极解决的

科学问题

H 景知识 Kripke 结构

CTL 的语法和语义

CTL 和 μ-演算遗派

CTL 遗忘理论

μ-演算遗忘理论

简介 最弱充分条件

CTL 遗忘计算方

基于模型的有界 CTL 忘计算 基于归结的遗忘计算力 基于归结的算法

总结与展 总结

**参**者文献

- CTL 和  $\mu$ -演算的遗忘理论
  - CTL 的遗忘理论:基本性质(表达性理论、代数属性和封闭性等)
  - μ-演算的遗忘理论:基本性质、复杂性和互模拟不变性等
- 遗忘理论在反应式系统的形式化验证和知识更新中的应用
  - 计算 WSC 和 SNC: 定义、基本性质和基于遗忘的计算方法等
  - 定义知识更新: 两种知识更新定义和基本性质
- 计算 CTL 遗忘的算法
  - 基于模型的计算方法:有界互模拟、特征值、特征公式、封闭性、复杂性和算法等
  - 。基于消解 (resolution) 的计算方法: 算法及其可靠性、遗忘存在的子类。 实现与实验分析

展翅

- CTL 和 μ-演算的遗忘理论
  - CTL 的遗忘理论:基本性质(表达性理论、代数属性和封闭性等)
  - μ-演算的遗忘理论:基本性质、复杂性和互模拟不变性等
- 遗忘理论在反应式系统的形式化验证和知识更新中的应用
  - 计算 WSC 和 SNC: 定义、基本性质和基于遗忘的计算方法等
  - 定义知识更新: 两种知识更新定义和基本性质
- 计算 CTL 遗忘的算法

绪论

研究背景和意义 国内外研究现状 研究目标 研究内容及拟解决的5

背景知识 Kripke 结构

CTL 的语法和语义 μ-演算

CTL 和 μ-演算遗z 论

CTL 遗忘理论 μ-演算遗忘理论

简介 最弱充分条件

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CTL 逐 忘计算 基于归结的遗忘计算方 基于归结的算法

总结与展生 总结 展型

 松坐守計

- CTL 和  $\mu$ -演算的遗忘理论
  - CTL 的遗忘理论:基本性质(表达性理论、代数属性和封闭性等)
  - μ-演算的遗忘理论:基本性质、复杂性和互模拟不变性等
- 遗忘理论在反应式系统的形式化验证和知识更新中的应用
  - 计算 WSC 和 SNC: 定义、基本性质和基于遗忘的计算方法等
  - 定义知识更新: 两种知识更新定义和基本性质
- 计算 CTL 遗忘的算法
  - 基于模型的计算方法:有界互模拟、特征值、特征公式、封闭性、复杂性和算法等
  - 基于消解(resolution)的计算方法: 算法及其可靠性、遗忘存在的子类
  - 实现与实验分析

绪论

研究背景和意义 国内外研究现状 研究目标 研究内容及拟解决的3

背景知识 Kripke 结构

μ-演算

CTL 和 μ-演算遗忘 论

CTL 遗忘理论 μ-演算遗忘理论

简介 最弱充分条件

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CTL 设 忘计算 基于归结的遗忘计算方式 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实验

总结与展望 总结 展型

参考文献

- CTL 和  $\mu$ -演算的遗忘理论
  - CTL 的遗忘理论:基本性质(表达性理论、代数属性和封闭性等)
  - μ-演算的遗忘理论:基本性质、复杂性和互模拟不变性等
- 遗忘理论在反应式系统的形式化验证和知识更新中的应用
  - 计算 WSC 和 SNC: 定义、基本性质和基于遗忘的计算方法等
  - 定义知识更新: 两种知识更新定义和基本性质
- 计算 CTL 遗忘的算法
  - 基于模型的计算方法:有界互模拟、特征值、特征公式、封闭性、复杂性和算法等
  - 基于消解(resolution)的计算方法: 算法及其可靠性、遗忘存在的子类
  - 实现与实验分析

绪论

研究背景和意义 国内外研究现状 研究目标 研究目标

背景知识 Kripke 结构 CTL 的语法和语义

CTL 遗忘理论 μ-演算遗忘理论

一中的应用 简介 最弱充分条件

CTL 遗忘计算方法

忘计算 忘计算 基于归结的遗忘计算方 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实验

总结与展望 总结 展型

 な 老 大 立 献

- CTL 和  $\mu$ -演算的遗忘理论
  - CTL 的遗忘理论:基本性质(表达性理论、代数属性和封闭性等)
  - μ-演算的遗忘理论:基本性质、复杂性和互模拟不变性等
- 遗忘理论在反应式系统的形式化验证和知识更新中的应用
  - 计算 WSC 和 SNC: 定义、基本性质和基于遗忘的计算方法等
  - 定义知识更新: 两种知识更新定义和基本性质
- 计算 CTL 遗忘的算法
  - 基于模型的计算方法:有界互模拟、特征值、特征公式、封闭性、复杂性和算法等
  - 基于消解(resolution)的计算方法: 算法及其可靠性、遗忘存在的子类
  - 实现与实验分析

- CTL 和 μ-演算的遗忘理论
  - CTL 的遗忘理论:基本性质(表达性理论、代数属性和封闭性等)
  - μ-演算的遗忘理论:基本性质、复杂性和互模拟不变性等
- 遗忘理论在反应式系统的形式化验证和知识更新中的应用
  - 计算 WSC 和 SNC: 定义、基本性质和基于遗忘的计算方法等
  - 定义知识更新: 两种知识更新定义和基本性质
- 计算 CTL 遗忘的算法
  - 基于模型的计算方法:有界互模拟、特征值、特征公式、封闭性、复杂 性和算法等
  - 基于消解 (resolution) 的计算方法: 算法及其可靠性、遗忘存在的子类
  - 实现与实验分析

CTL 的语法和语义

- CTL 和 -演算的遗忘
  - 遗忘结果总是存在的子类;
  - 遗忘相关问题复杂性分析;
  - CTL 和 μ-演算遗忘之间的关系。
- "CTL 和-演算公式的遗忘结果是否分别是 CTL 和-演算可表示" 这一问题的可判定性研究
- 遗忘与 WSC (SNC) 之间的相互关系与应用

# 参与项目及成果

作者在攻读博士学位期间参与项目及成果

- 发表了一篇 CCF B 类会议
- 两篇 SCI 论文在审
- 参加国家自然科学基金 3 项

研究内容及拟解决! 科学问题

背景知识 Kripke 结构

Kripke 结构 CTL 的语法和语义

μ-演算

CTL 和 μ-演算遗忘: 论

CTL 遗忘理论

μ-演算遺忘理论 連合:開込から向け

中的应用 简介

最弱充分条件 知识更新

CTL 遗忘计算方法

基于模型的有界 CTL 忘计算 基于归结的遗忘计算: 其工归结的遗忘计算:

在于归籍的 CTL-forge

总结

参考文献



# 敬请各位老师批评指正 谢谢!



基于归结的遗忘计算; 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实 总结与展望 总结 展望

- [1] Michael C. Browne, Edmund M. Clarke, and Orna Grümberg. "Characterizing finite Kripke structures in propositional temporal logic". In: <a href="https://doi.org/10.2016/j.jeps.105-131">Theoretical Computer Science</a> 59.1-2 (1988), pp. 115–131.
- [2] Giovanna D'Agostino and Marco Hollenberg. "Logical Questions Concerning The μ-Calculus: Interpolation, Lyndon and Los-Tarski".
   In: The Journal of Symbolic Logic 65.1 (2000), pp. 310–332. DOI: 10.2307/2586539. URL: https://doi.org/10.2307/2586539.
- [3] Giovanna D'Agostino and Marco Hollenberg. "Uniform interpolation, automata and the modal  $\mu$ -calculus". In: Logic Group Preprint Series 165 (1996).

- [4] Giovanna D'Agostino and Giacomo Lenzi. "On modal μ-calculus with explicit interpolants". In: Journal of Applied Logic 4.3 (2006), pp. 256-278. DOI: 10.1016/j.jal.2005.06.008. URL: https://doi.org/10.1016/j.jal.2005.06.008.
- [5] Patrick Doherty, Witold Lukaszewicz, and Andrzej Szalas. "Computing Strongest Necessary and Weakest Sufficient Conditions of First-Order Formulas". In: Proceedings of IJCAI'01. Ed. by Bernhard Nebel. Morgan Kaufmann, 2001, pp. 145–154. ISBN: 1-55860-777-3
- [6] Dexter Kozen. "Results on the Propositional  $\mu$ -Calculus". In: Theoretical Computer Science 27 (1983), pp. 333–354. DOI: 10.1016/0304-3975(82)90125-6. URL: https://doi.org/10.1016/0304-3975(82)90125-6.

[9]

[7] Fangzhen Lin. "Compiling causal theories to successor state axioms and STRIPS-like systems". In: Journal of Artificial Intelligence Research 19 (2003), pp. 279–314.

- [8] Fangzhen Lin. "On strongest necessary and weakest sufficient conditions". In: Artificial Intelligence 128.1-2 (2001), pp. 143–159. DOI: 10.1016/S0004-3702(01)00070-4. URL: https://doi.org/10.1016/S0004-3702(01)00070-4.
- Fangzhen Lin and Ray Reiter. "Forget It!" In: In Proceedings of the AAAI Fall Symposium on Relevance. New Orleans, US, 1994, pp. 154-159.
- [10] Larisa Maksimova. "Temporal logics of "the next" do not have the beth property". In: Journal of Applied Non-Classical Logics 1 (1991), pp. 73–76.



#### 绪论 研究背景和意义 国内外研究现状

研究目标 研究内容及拟解决的 科学问题

有兼知识 Kripke 结构 CTL 的语法和语义

CTL 和 μ-演算遗忘 论

μ-演算遺忘理论 遊忘理论在反应式 中的应用

简介 最弱充分条件 知识更新

简介 基于模型的有界 CTL 遗忘计算 基于归结的遗忘计算方法 基于归结的算法 CTL-forget 实现及实验

**总结与展望** 总结 展望 [11] Lan Zhang, Ullrich Hustadt, and Clare Dixon. "A resolution calculus for the branching-time temporal logic CTL". In: ACM Transactions on Computational Logic (TOCL) 15.1 (2014), pp. 1–38.

- [12] Lan Zhang, Ullrich Hustadt, and Clare Dixon.
  First-order Resolution for CTL. Tech. rep. Technical Report
  ULCS-08-010, Department of Computer Science, University of
  Liverpool, 2008.
- [13] Yan Zhang and Yi Zhou. "Knowledge forgetting: Properties and applications". In: <u>Artificial Intelligence</u> 173.16-17 (2009), pp. 1525–1537.