

并发加权 μ -演算的一致性内插

余 寒, 张晋津

(南京航空航天大学 计算机科学与技术学院, 江苏 南京 210016)

摘 要:并发加权 μ -演算 (concurrent weighted μ -calculus, CWC) 是对 Kim. G. Larsen 所提出的并发加权逻辑的强有力的扩充, 通过加入不动点算子, 增强表达能力, 实现对复杂模块化系统的有效建模。对 CWC 进行了研究, 给出了 CWC 的语法并阐述了 CWC 的标记加权转移语义。 μ -演算与自动机理论密不可分, 引入了轮替树自动机用于处理 CWC, 阐述了轮替树自动机与 CWC 之间的联系, 构建了一种特定的用于 CWC 的轮替树自动机模型。一致性内插定理是 Craig 内插定理的加强和扩展, 为了探究 CWC 上的一致性内插定理, 根据 Andrew M. Pitts 提出的方法, 利用互模拟量词寻找一致性内插。给出了互模拟量词在标记加权转移系统上的语义, 并研究了互模拟量词和 CWC 上一致性内插定理之间的关系。在此过程中利用 ω 展开 (unravelling), 由 ω 展开树的一系列特性, 结合轮替树自动机, 证明了一致性内插定理在 CWC 上成立。

关键词: μ -演算; 互模拟量词; 并发; 加权; 轮替树自动机; ω 展开; 一致性内插

中图分类号: TP301

文献标识码: A

文章编号: 1673-629X(2018)11-0022-04

doi:10.3969/j.issn.1673-629X.2018.11.005

Uniform Interpolation of Concurrent Weighted μ -calculus

YU Han, ZHANG Jin-jin

(School of Computer Science and Technology, Nanjing University of Aeronautics and Astronautics, Nanjing 210016, China)

Abstract: Concurrent weighted μ -calculus (CWC) extends the concurrent weighted logic (CWL) proposed by Kim. G. Larsen by including fixed point operators so as to increase its expressiveness. And CWC reflects the properties of complex modular system more effectively. The syntax and semantic on labeled weighted transition system of CWC is described. Automata theory is intimately related to μ -calculus, therefore the alternating tree automata is introduced to handle CWC. A coherent exposition of the connection of alternating tree automata and CWC is given, advocating an automaton model specifically working with CWC. Uniform interpolation is a very strong version of Craig interpolation. To research the uniform interpolation theorem on CWC, the uniform interpolation is found using the bisimulation quantifier according to the method proposed by Andrew M. Pitts. After introducing the semantic of bisimulation quantifier, the relation between bisimulation quantifier and uniform interpolation theorem on CWC is given. In the process, ω unravelling is introduced. By the properties of ω unravelling tree, with the alternating tree automata, the uniform interpolation theorem on CWC is proved to be true.

Key words: μ -calculus; bisimulation quantifier; concurrent; weighted; alternating tree automata; ω unravelling; uniform interpolation

0 引言

在计算机科学领域, μ -演算是一种广泛使用的逻辑^[1-3]。命题 μ -演算由 Kozen^[4] 提出, 通过带不动点算子的公式来表达转移系统^[5-7]的性质, 是一种表达能力很强的逻辑语言。并发加权 μ -演算 (concurrent weighted μ -calculus, CWC), 通过将不动点操作符加入并发加权逻辑^[8] (concurrent weighted logic, CWL) 扩充而来, 是一种带有不动点的多模态逻辑, 能够应对

组合性标记加权转移系统 (labeled weighted transition system, LWS)。

为了处理 CWC 上的一致性内插定理, 引入二阶量词互模拟。互模拟量词由 Andrew M. Pitts 提出^[9], 随后被用作工具来证明模态逻辑中一致性内插定理, 继而延伸到模态 μ -演算的一致性内插定理的证明。一致性内插定理能够推出 Craig 内插^[10], 是它的加强版本, 可以有效表达模块化。

收稿日期: 2017-11-01

修回日期: 2018-03-05

网络出版时间: 2018-05-25

基金项目: 国家自然科学基金 (61602249)

作者简介: 余 寒 (1992-), 女, 硕士, 研究方向为形式化方法、模态逻辑等; 张晋津, 博士, 讲师, 研究方向为形式化方法、计算机科学中的逻辑学等。

网络出版地址: <http://cnki.net/kcms/detail/61.1450.TP.20180525.1550.014.html>

文中介绍了 CWC 的语法和语义模型,以及展开的概念,阐述了 CWC 上的一致性内插定理,引入互模拟量词并证明一致性内插定理在 CWC 上成立。

1 预备知识

本节给出文中使用的一些符号和基本概念,介绍 CWC 的语法及 LWS 语义。

采用 \mathbb{R} 表示实数集合; $Q = \{p, q, r, \dots\}$ 表示命题变元的集合; ω 表示自然数集合。树是一个二元组 (V, E) , V 是节点的集合, E 是 $V \times V$ 的子集。树中任意节点 $v \in V$ 的后继节点的集合记作 $\text{Scc}(v)$, 如果树中某节点 $v \in V$ 满足 $\text{Scc}(v) = \emptyset$, 则该节点称为死点。树 T 的一个分支是从根节点开始的最大的路径, 则一个分支是始于根节点终于某死点的有限路径或者是始于根节点的无限路径。

1.1 标记加权转移系统

定义 1^[8,11](标记加权转移系统): LWS 是一个五元组 $W = (M, \Sigma, \theta, l, \rho)$, 其中

- (1) M 是一个非空的状态集;
- (2) Σ 是一个非空动作集;
- (3) $\theta: M \times (\Sigma \times \mathbb{R}) \rightarrow 2^M$ 是一个状态转移函数;
- (4) $l: M \rightarrow \mathbb{R}$ 是一个满足下列条件的函数: 如果 $m' \in \theta(m, a, x)$, 则 $l(m') = l(m) + x$ 。一般称函数状态 l 为标记函数;

- (5) $\rho: Q \rightarrow 2^M$ 是一个关于命题变元集合 Q 的解释函数。对于 $p \in Q$, $N \subseteq M$, 解释函数 $\rho[p \mapsto N]$ 满足下列条件: 如果 $p' = p$, 则 $\rho[p \mapsto N](p') = N$; 如果 $p' \neq p$, 则 $\rho[p \mapsto N](p') = \rho(p')$ 。

对于任意 LWS $W = (M, \Sigma, \theta, l, \rho)$, $p \in Q$, $N \subseteq M$, $W[p \mapsto N]$ 表示这样的 LWS: $W[p \mapsto N] = (M, \Sigma, \theta, l, \rho[p \mapsto N])$ 。 W^{-q} 表示这样的 LWS: $W^{-q} = (M, \Sigma, \theta, l, \rho^{-q})$, 其中 $\rho^{-q}: Q \setminus \{q\} \rightarrow 2^M$ 是一个关于命题变元集合 $Q \setminus \{q\}$ 的解释函数。定点 LWS 是一个二元组 (W, m) , m 是 W 中的一个状态。

定义 2^[8,12](加权互模拟): 给定一个 LWS $W = (M, \Sigma, \theta, l, \rho)$, 一个加权互模拟是关系 $R \subseteq M \times M$, 其中任意 $(m, m') \in R$ 满足下列条件:

- (1) $l(m) = l(m')$;
 - (2) 如果 $m \xrightarrow{x} m_1$, 则存在 $m'_1 \in M$, 使得 $m' \xrightarrow{x} m'_1, (m_1, m'_1) \in R$;
 - (3) 如果 $m' \xrightarrow{x} m'_1$, 则存在 $m_1 \in M$, 使得 $m \xrightarrow{x} m_1, (m_1, m'_1) \in R$;
 - (4) 对于 $q \in Q$, $m \in \rho(q)$ 当且仅当 $m' \in \rho(q)$ 。
- 如果存在一个加权互模拟关系 R 使得 $(m, m') \in$

R , 则 m 和 m' 是互模拟的, 记作 $m \sim m'$ 。若 $W_i = (M_i, \Sigma_i, \theta_i, l_i, \rho_i)$, $m_i \in M_i, i = 0, 1$ 且 m_0 和 m_1 互模拟, 则 $(W_0, m_0) \sim (W_1, m_1)$ 。

将上述条件 4 改为“对于 $q \in P \subseteq Q$, $m \in \rho(q)$ 当且仅当 $m' \in \rho(q)$ ”, 则对应关系变为 P -互模拟, 记作 \sim_P 。

定义 3 (LWSs 乘积): 给定同步函数^[13] $*$: $\Sigma \times \Sigma \rightarrow \Sigma$, 以及任意两个 LWS, $W_i = (M_i, \Sigma_i, \theta_i, l_i, \rho_i)$, $i = 0, 1$ 。 $W = (M, \Sigma, \theta, l, \rho)$ 是 W_0 和 W_1 的乘积, 记 $W = W_0 \otimes W_1$, 其中:

- (1) $M = M_0 \times M_1$;
- (2) $\Sigma = \Sigma_0 * \Sigma_1 = \{a_0 * a_1 \mid a_0 \in \Sigma_0, a_1 \in \Sigma_1\}$;
- (3) $l: M \rightarrow \mathbb{R}$ 是满足以下条件的函数: 如果 $(m_0, m_1) \in M$, 则 $l((m_0, m_1)) = l_0(m_0) + l_1(m_1)$;
- (4) $\theta: M \times (\Sigma \times \mathbb{R}) \rightarrow 2^M$ 是满足以下条件的函数: 如果 $(m_0, m_1) \in M, a \in \Sigma, x \in \mathbb{R}$, 则 $\theta(m, a, x) = \{(m'_0, m'_1) \in M \mid m_i \xrightarrow{x_i} m'_i, i = 0, 1, x = x_0 + x_1, a = a_0 + a_1\}$;
- (5) $\rho: Q \rightarrow 2^M$ 是满足以下条件的函数: $\rho(q) = \{(m_0, m_1) \in M \mid m_0 \in \rho_0(q), m_1 \in \rho_1(q)\}$ 。

容易验证 $W_0 \otimes W_1$ 是个 LWS。

1.2 并发加权 μ -演算

定义 4(基本公式): CWC 的公式由以下 BNF 范式定义, 其中 $r \in \mathbb{Q}$, $a \in \Sigma$, $p \in Q$, $\trianglelefteq \in \{, \geq\}$,

$$\emptyset ::= p \mid \neg p \mid (\trianglelefteq r) \mid \neg (\trianglelefteq r) \mid \emptyset \vee \emptyset \mid \emptyset \wedge \emptyset \mid [\trianglelefteq r]_a \emptyset \mid \langle \trianglelefteq r \rangle_a \emptyset \mid \emptyset \mid \emptyset \mid \mu p \emptyset \mid \nu p \emptyset。$$

在形如 $\mu p \emptyset, \nu p \emptyset$ 这样的公式中, 要求变量 p 在 \emptyset 中正出现(也即, $\neg p$ 不出现)。不动点操作符是量词, $\text{free}(\emptyset)$ 是所有出现在 \emptyset 中的自由变元的集合。如果 \emptyset 中的每个命题变元 p 只被限制一次并且每个 p 在其限制量词的辖域内, 则 \emptyset 是范式形式。对于范式形式公式 \emptyset 中的受限变元 p , \emptyset 的唯一的子公式 $\eta p \emptyset$ ($\eta \in \{\mu, \nu\}$) 记作 \emptyset_p 。每个公式可以通过重命名受限变元形成等价的范式形式。下文中的 CWC 公式均指其范式形式。CWC 公式在 LWS 上的解释见图 1。

对于 $m \in \|\emptyset\|_W$, 也可以写作 $W, m \models \emptyset$ 。令 $W = (M, \Sigma, \theta, l, \rho)$ 为任意 LWS, \emptyset 为任意 CWC 公式, 容易看出 $S \mapsto \|\emptyset\|_{W[\rho \mapsto S]}$ 是 2^M 上的单调函数。因此, 这个函数有最小和最大不动点, 根据 K-T 定理^[14], 不动点就是图 1 最后两个等式右侧所定义的集合。

1.3 轮替树自动机

定义 5^[15-16](轮替树自动机): 轮替树自动机是一个四元组 $W = (S, s_0, \delta, \Omega)$, 其中:

- (1) S 是一个有限的状态集合;
- (2) $s_0 \in S$ 是一个初始状态;

(3) $\Omega: S \rightarrow \omega$ 是一个优先级函数;

(4) $\delta: S \rightarrow \text{TC}$ 是转移函数。集合 TC 是满足下列条件的最小的集合: 如果 $r \in \mathbb{Q}$, 则 $(\leq r), \neg(\leq r) \in \text{TC}$; 如果 $q \in Q$, 则 $q, \neg q \in \text{TC}$; 如果 $s \in S$, 则 $s, \langle \leq r \rangle_a s, [\leq r]_a s \in \text{TC}$; 如果 $s, s' \in S$, 则 $s \wedge s', s \vee s', s \mid s' \in \text{TC}$ 。

$\ p\ _W = \rho(p)$
$\ \neg p\ _W = M / \rho(p)$
$\ (\leq r)\ _W = \{m \in M \mid l(m) \leq r\}$
$\ \neg(\leq r)\ _W = M / \{m \in M \mid l(m) \leq r\}$
$\ \phi \vee \phi_2\ _W = \ \phi\ _W \cup \ \phi_2\ _W$
$\ \phi \wedge \phi_2\ _W = \ \phi\ _W \cap \ \phi_2\ _W$
$\ [\leq r]_a \phi\ _W = \{m \in M \mid \forall m' \in M, x \in \mathbb{R}(x \leq r \& m \xrightarrow{x} a m' \Rightarrow m' \in \ \phi\ _W)\}$
$\ \langle \leq r \rangle_a \phi\ _W = \{m \in M \mid \exists m' \in M, x \in \mathbb{R}(x \leq r \& m \xrightarrow{x} a m \& m' \in \ \phi\ _W)\}$
$\ \phi_0 \mid \phi_1\ _W = \{m \in M \mid \exists \text{LWS } \mathcal{W}_i = (M_i, \Sigma_i, \theta_i, l_i, \rho_i), m_i \in M_i, (\mathcal{W}, m) \sim (\mathcal{W}_0 \otimes \mathcal{W}_i, (m_0, m_1)) \& m_0 \in \ \phi_0\ _{\mathcal{W}_0} \& m_1 \in \ \phi_1\ _{\mathcal{W}_i}\}$
$\ \mu p \phi\ _W = \cap \{N \subseteq M \mid \ \phi\ _{W[p \mapsto N]} \subseteq N\}$
$\ \nu p \phi\ _W = \cup \{N \subseteq M \mid N \subseteq \ \phi\ _{W[p \mapsto N]}\}$

图 1 CWC 的 LWS 语义解释

轮替树自动机的计算行为用执行(run)的概念来解释。轮替树自动机 $W = (S, s_0, \delta, \Omega)$ 在 (W, m_0) 上的一次执行是树 $R = (V, E, \lambda)$, 其中 (V, E) 是定义树的二元组, 而 $\lambda: V \rightarrow M \times S$ 是一个双标记函数。该树的根节点标记为 (m_0, s_0) , 带有双标记 (m, s) 的节点 v 满足下列条件:

- (1) 如果 $\delta(s) = q$, 则 $m \in \rho(q)$; 如果 $\delta(s) \neq q$, 则 $m \notin \rho(q)$;
- (2) 如果 $\delta(s) = (\leq r)$, 则 $l(m) \leq r$; 如果 $\delta(s) = \neg(\leq r)$, 则 $l(m) \not\leq r$;
- (3) 如果 $\delta(s) = s'$, 则存在 $v' \in \text{Scc}(v)$, 使得 $\lambda(v') = (m, s')$;
- (4) 如果 $\delta(s) = \langle \leq r \rangle_a s$, 则存在 $v' \in \text{Scc}(v)$, $m' \in M$ 并且 $m \xrightarrow{x} a m', x \leq r$, 使得 $\lambda(v') = (m', s')$;
- (5) 如果 $\delta(s) = [\leq r]_a s$, 则对于所有 $m' \in M \& m \xrightarrow{x} a m', x \leq r$, 存在 $v' \in \text{Scc}(v)$, 使得 $\lambda(v') = (m', s')$;
- (6) 如果 $\delta(s) = s' \vee s''$, 则存在 $v' \in \text{Scc}(v)$, 使得 $\lambda(v') = (m, s')$ 或者 $\lambda(v') = (m, s'')$;
- (7) 如果 $\delta(s) = s' \wedge s''$, 则存在 $v', v'' \in \text{Scc}(v)$, 使得 $\lambda(v') = (m, s')$ 并且 $\lambda(v'') = (m, s'')$;
- (8) 如果 $\delta(s) = s' \mid s''$, 存在 $v', v'' \in \text{Scc}(v)$ 和 $m', m'' \in M$, 使 $\lambda(v') = (m', s')$ 并且 $\lambda(v'') = (m'', s'')$ 。

对于每一个 R 的无限分支 π , 将优先级函数 Ω 应用到每个节点上, 对于所得到的自然数序列, 当其中无限次出现的最大自然数是偶数, 这个分支能够被接收。

如果 R 的每个无限分支是可接收的, 则 R 是可接收的。当一个定点 LWS 上存在一个关于 W 可接收的执行, 则这个系统是能够被 W 接收的。

1.4 展开

定义 6(LWS 上的路径): LWS W 上的一个路径是具有以下形式的非空序列: $(m_0, a_1, x_1, m_1, \dots, a_n, x_n, m_n)$, 使得 $m_{i-1} \xrightarrow{x_i} a_i m_i$ 对于任意 $i \in (0, n]$ 都成立。 W 上的路径集合记作 $\text{Paths}(W)$ 。 W 上的所有以状态 m 为起始状态的路径集合记作 $\text{Paths}_m(W)$ 。

定义 7(展开): 对于定点 LWS (W, m) , W 在状态 m 上的展开(unravelling)是一个 LWS \vec{W}_m , $\vec{W}_m = (\text{Paths}_m(W), \sum, \vec{\theta}_{a,x}, \vec{l}, \vec{\rho})$, 其中:

- (1) $\vec{\theta}_{a,x}(m_0, a_1, x_1, m_1, \dots, a_n, x_n, m_n) = \{(m_0, a_1, x_1, \dots, a_n, x_n, m_n, a, x, m) \in \text{Paths}_m(W) \mid m_n \xrightarrow{x} a m\}$
- (2) $\vec{l}(m_0, a_1, x_1, m_1, \dots, a_n, x_n, m_n) = l(m_n)$
- (3) $\vec{\rho}(m_0, a_1, x_1, m_1, \dots, a_n, x_n, m_n) = \rho(m_n)$ 。

则定点 LWS (W, m) 上的展开是定点 LWS $(\vec{W}_m, (m))$, 其中 (m) 是起始于并结束于 m 的空路径。显然任意定点 LWS 与其展开互模拟。

2 CWC 上的一致性内插

定义 8(局部后承): 给定两个 CWC 公式 ϕ 和 ψ , ψ 是 ϕ 的局部后承(记作 $\phi \mid = \psi$), 那么对于任意定点 LWS (W, m) , 如 $W, m \mid = \phi$, 则 $W, m \mid = \psi$ 。

定义 9(一致性插值): 令 ϕ 为任意 CWC 公式, 并且 $O \subseteq \text{free}(\phi)$ 。那么 ϕ 关于 O 的一致性插值是满足如下条件的公式 θ :

- (1) $\phi \mid = \theta$;
- (2) 如果 $\phi \mid = \psi$ 并且 $\text{free}(\phi) \cap \text{free}(\psi) \subseteq O$, 那么 $\theta \mid = \psi$; $\text{free}(\theta) \subseteq O$ 。

一致性内插定理在 CWC 上成立, 意味着当适当条件成立时, 可以为每个 CWC 公式找到一个一致性插值。

定理 1(一致性内插定理): 任意 CWC 公式都有一个一致性插值。

证明定理 1, 需要借助互模拟量词。

3 互模拟量词

互模拟量词在 LWS 上具有独特的语义, 结合互模拟量词和轮替树自动机, 可以证明 CWC 上一致性内插定理成立。

定义 10(互模拟量词): 给定一个命题变元 q , 互模拟量词 $\exists q$ 是具有以下 LWS 语义的操作符: $W,$

$m \models \exists q\phi$ 当且仅当存在定点 LWS (W', m') 使得 $(W, m) \sim_q (W', m')$ 并且 $W', m' \models \phi$ 。

其中 \sim_q 是互模拟关系除去 q , 即不考虑命题变元 q , 等价于 $\sim_{Q \setminus \{q\}}$ 。

引理 1: 给定一个命题变元 q , 存在映射关系 $\exists q: \mathcal{Q} \rightarrow \mathcal{Q}$, 使得对于任意 CWC 公式 $\phi \in \mathcal{Q}$, $\exists q\phi$ 满足定义 10, 并且 $\text{free}(\exists q\phi) = \text{free}(\phi) \setminus \{q\}$ 。

引理 1 的证明需要借助轮替树自动机。

定义 11 (轮替树自动机 $\exists qA$): $A = (S, s_0, \delta, \Omega)$ 表示一个轮替树自动机, 则 $\exists qA$ 是这样—个轮替树自动机 $\exists qA = (S, s_0, \delta^{-q}, \Omega)$, 其中 $\delta^{-q}: S \rightarrow TC \setminus \{q\}$ 是转移函数, $TC^{-q} = TC \setminus \{q\}$ 。

引理 2: 令 A 为一个轮替树自动机, 那么对于任意定点 LWS (W^{-q}, m) , $\exists qA$ 接收 (W^{-q}, m) 当且仅当存在定点 LWS (W', m') , 使得 A 接收 (W', m') 并且 $(W^{-q}, m) \sim (W', m')^{-q}$ 。

证明: 易证从右到左, 这里主要证明从左到右。令 A 为一个轮替树自动机, (W^{-q}, m) 为一个定点 LWS。假设 $\exists qA$ 接收 (W^{-q}, m) , 为了构造满足条件的 (W', m') , 首先考虑 W^{-q} 在 m 上的 ω 展开。令 M' 表示所有具有 $(m_0, n_1, m_1, \dots, n_k, m_k)$ 形式的序列集合, 其中 $m_0 = m$, $k \in \omega$ 并且对于所有 $i < k$, 存在 $x_i \in R$, $a_i \in \Sigma$ 使得 $m_{i-1} \xrightarrow{x_i}_{a_i} m_i$, $n_i \in \omega$ 。定义 $\vec{\theta}(m_0, n_1, m_1, \dots, n_k, m_k)$, $\vec{l}(m_0, n_1, m_1, \dots, n_k, m_k)$, $\vec{\rho}(m_0, n_1, m_1, \dots, n_k, m_k)$:

$$\begin{aligned} \vec{\theta}(m_0, n_1, m_1, \dots, n_k, m_k) &= \{m_0, n_1, m_1, \dots, n_{k+1}, \\ m_{k+1} \mid x \in R, a \in \Sigma(m_k \xrightarrow{x}_{a_i} m_{k+1})\}; \vec{l}(m_0, n_1, m_1, \dots, \\ n_k, m_k) &= l(m_n); \vec{\rho}(m_0, n_1, m_1, \dots, n_k, m_k) = \rho(m_n). \end{aligned}$$

则 $W' = (M', \vec{\theta}, \vec{l}, \vec{\rho})$ 是定点 LWS (W^{-q}, m) 的 ω 展开, 它与普通展开的区别在于复制了 ω 多个后继。无论哪种情况, 都有 $(W^{-q}, m) \sim (W', m)$, 所以 $\exists qA$ 接收 (W', m) 。同时 $W' = (M', \vec{\theta}, \vec{l}, \vec{\rho})$ 展开是 ω 展开树, 即一棵除了根节点, 每个节点都有 ω 个兄弟节点的有根树模型。

断言 1: 令 (T, τ, t) 为一个 ω 展开树, 其中 $\tau: T \rightarrow W^{-q}$ 并且 (T, τ, t) 能够被 $\exists qA$ 接收。那么存在映射 $\tau^+: T \rightarrow W'$, 使得 $\tau = (\tau^+)^{-q}$ 并且 A 接收 (T, τ^+, t) 。

由断言 1 可知, 映射 $\vec{\theta}(m_0, n_1, m_1, \dots, n_k, m_k)$, $\vec{l}(m_0, n_1, m_1, \dots, n_k, m_k)$, $\vec{\rho}(m_0, n_1, m_1, \dots, n_k, m_k)$ 可以分别扩展至包含 q 的相应映射 $\vec{\theta}^+, \vec{l}^+, \vec{\rho}^+$, 则 $W' = (M', \vec{\theta}^+, \vec{l}^+, \vec{\rho}^+)$ 具有所需要的性质。□

定理 10 的证明: 固定 CWC 公式 ϕ 和集合 O , 令

q_1, \dots, q_n 为 ϕ 中不在 O 中的自由变元, 也即 $\{q_1, \dots, q_n\} = \text{free}(\phi) \setminus O$ 。易证 $\exists q_1, \dots, \exists q_n \cdot \phi$ 就是 ϕ 关于 O 的一致性插值。

4 结束语

CWL 在模块化系统建模方面效果明显, 为了进一步增强 CWL 的表达能力, 提出了 CWC。该逻辑系统中包含不动点算子, 同时也包括了类似于时态逻辑中的模态操作符和组合模态词。关于 Craig 内插定理和一致性内插定理, 不同的逻辑采用不同的证明方法^[17-19]。证明 CWC 上的一致性内插定理时, 引入互模拟量词, 再结合 LWS 上的 ω 展开和 ω 展开树, 可为 CWC 中的每个公式找到一致性插值。借助轮替树自动机和互模拟量词, CWC 上的一致性内插被证明成立。CWC 在表达能力与复杂性之间具有良好的平衡性, 在处理很多问题时表现出了一定优势。关于 CWC 和轮替树自动机, 还有更多值得探究的方向, 如 CWC 的模型检测算法, 以及轮替树自动机与 CWC 公理化间的联系等, 有待进一步研究。

参考文献:

- [1] 江 华. 基于偏序规律的 μ -演算一阶谓词逻辑模型检测[J]. 计算机学报, 2016, 39(12): 2547-2561.
- [2] 刘万伟, 王 戟, 陈火旺. 线性 μ -演算交换深度的可判定性及其复杂度[J]. 计算机研究与发展, 2008, 45: 1-6.
- [3] 李前利. 基于 μ -演算的局部模型检测算法设计[D]. 漳州: 闽南师范大学, 2016.
- [4] KOZEN D. Results on the propositional μ -calculus[C]// Proceedings of the 9th colloquium on automata, language and programming. Berlin: Springer, 1982: 348-359.
- [5] 张冠华, 张连华, 白英彩. 一种标记转移系统的构造与执行方法[J]. 计算机应用与软件, 2006, 23(5): 84-85.
- [6] 蔡 烜, 郑一源. 一种计算有限标号转移系统模拟关系的算法[J]. 上海交通大学学报, 2009, 43(11): 1784-1787.
- [7] 张 严. 面向逻辑标记转换系统的进程演算 CLL_R 的研究[D]. 南京: 南京航空航天大学, 2015.
- [8] LARSEN K G, MARGARE R, XUE Bingtian. Concurrent weighted logic[J]. Journal of Logical and Algebraic Methods in Programming, 2015, 84(6): 884-897.
- [9] PITTS A M. On an interpretation of second-order quantification in first-order intuitionistic propositional logic[J]. Journal of Symbolic Logic, 1992, 57(10): 33-52.
- [10] CRAIG W. Linear reasoning: a new form of the Herbrand-Gentzen theorem[J]. The Journal of Symbolic Logic, 1957, 22(3): 250-268.
- [11] LARSEN K G, MARDARE R, XUE Bingtian. Alternation-free weighted μ -calculus: decidability and completeness[J]. Electronic Notes in Theoretical Computer Science,

4.2 实验分析

通过实验对比,现在数据的 ETL 过程经常会选择 Kafka 作为消息中间件应用在离线和实时的场景中,结合 Kafka 的特性和 Disruptor 高并发、高吞吐的特点,Disruptor 消费者发送数据到 Kafka 服务器中,实现数据的高效传输。传统的 ETL 当数据量上升到一定程度时,传输的记录有时会缺失,处理时间过长,无法实现并发存储,对此做出了改进。在实际开发过程中,因为同时对各个高校的数据进行迁移,数据量急剧增长,因此使用 Kafka 高吞吐量、低延迟、异步的特性,可以极大提高数据的传输效率。

5 结束语

文中利用 Kafka 和 Disruptor 并发框架两种数据处理技术快速构建数据 ETL 通道,凭借高吞吐量、低延迟的特点,极大节约了数据之间的传输时间。实验采用分布式消息系统作为大规模流数据的缓存,提高了平台对动态流数据输入数据量突发性变化的适应能力。针对多种数据源如 http、txt、jdbc 等的处理,对传统 ETL 进行了改进,实现对大量数据的并发处理,使不同数据库之间的数据能够快速、同步、多样地传输。

虽然对传统 ETL 在处理速度和吞吐量方面进行了改进,但是在排序、分页等功能上做得还不够完善,当 job 上升到 10 个以上时,xml 文件解析便容易出错,对这些问题将有待进一步完善。

参考文献:

[1] 钟华,冯文澜,谭红星,等.面向数据集成的 ETL 系统设计与实现[J]. 计算机科学,2004,31(9):87-89.

[2] 宋旭东,闫晓岚,刘晓冰,等.数据仓库 ETL 元模型设计[J]. 计算机仿真,2010,27(9):109-111.

[3] 吴远红. ETL 执行过程的优化研究[J]. 计算机科学,2007,34(1):81-83.

[4] 郭志懋,周傲英. 数据质量和数据清洗研究综述[J]. 软件

学报,2002,13(11):2076-2082.

[5] 张宁,贾自艳,史忠植. 数据仓库中 ETL 技术的研究[J]. 计算机工程与应用,2002,38(24):213-216.

[6] 庞金香. 浅谈高校的数据清洗与整合[J]. 计算机时代,2017(8):39-42.

[7] 赵龙. 数据仓库与 CRM[J]. CAD/CAM 与制造业信息化,2002(10):25-28.

[8] 蒋海波. 海量数据存储系统的高可靠性关键技术研究与应用[D]. 成都:电子科技大学,2013.

[9] HAN Jiawei, KAMBER M. 数据挖掘概念与技术[M]. 范明,孟小峰,译. 北京:机械工业出版社,2001.

[10] LABIO W, YANG J, CUI Y, et al. Performance issues in incremental warehouse maintenance[C]//Proceedings of the 26th international conference on very large data bases. San Francisco, CA, USA: Morgan Kaufmann Publishers Inc., 2000:461-472.

[11] 毛斐巧,齐德昱,林伟伟. 一种解决构件连接死锁问题的方法[J]. 软件学报,2008,19(10):2527-2538.

[12] 谭玉靖. 基于 ZooKeeper 的分布式处理框架的研究与实现[D]. 北京:北京邮电大学,2014.

[13] 赵革科,常炳国. 一种面向服务的异步消息中间件的设计[J]. 计算机应用,2009,29(8):2312-2314.

[14] 徐高潮. 分布计算系统[M]. 北京:高等教育出版社,2004.

[15] 鲍玉斌,孙焕良,冷芳玲,等. 数据仓库环境下以用户为中心的数据清洗过程模型[J]. 计算机科学,2004,31(5):52-55.

[16] 项凯. 面向海量高并发数据库中间件的研究与应用[D]. 上海:上海交通大学,2015.

[17] 张勇. 基于 Java 多线程同步的安全性研究[J]. 河北工程大学学报:自然科学版,2011,28(2):105-108.

[18] 周庆岳. Java 集合框架的线程安全[J]. 厦门科技,2006(1):54-56.

[19] 夏魏,邵清. ETL 在超市大数据量中的应用研究[J]. 信息技术,2013,37(11):117-120.

[20] 张鑫. 深入云计算: Hadoop 源代码分析[M]. 北京:中国铁道出版社,2013:63-70.

(上接第 25 页)

2015,319:289-313.

[12] DEVENEMA Y. Lectures on the modal μ -calculus[R]. Beijing: Renmin University in Beijing, 2008.

[13] WINSKEL G. Event structure semantics for CCS and related languages[C]//Proceedings of the 9th colloquium on automata, languages and programming. Berlin: Springer, 1982:561-576.

[14] TARSKI A. A lattice-theoretical fixpoint theorem and its applications[J]. Pacific Journal of Mathematics, 1955, 5(2): 285-309.

[15] WILKE T. Alternating tree automata, parity games, and modal μ -calculus[J]. Bulletin of the Belgian Mathematical Socie-

ty, 1993, 23(2): 359-391.

[16] 刘光武. 自动机状态复杂度及模型研究[D]. 武汉: 华中科技大学, 2007.

[17] WANG Zhe, WANG Kewen. Uniform interpolation for $\mathcal{AL}\mathcal{C}$ revisited[C]//Australasian joint conference on artificial intelligence. Berlin: Springer, 2009:528-537.

[18] MAKSIMOVA L L. The lyndon property and uniform interpolation over the Grzegorzczuk logic[J]. Siberian Mathematical Journal, 2014, 55(1): 118-124.

[19] KOOPMANN P, SCHMIDT R A. Count and forget: uniform interpolation of SHQ-ontologies[C]//International joint conference on automated reasoning. Berlin: Springer, 2014: 434-444.