弱共变-逆变模拟的公理刻画

张 威

(南京航空航天大学计算机科学与技术学院 南京 210016)

摘 要 进程代数是并发理论研究的主流方向,是分析和描述并发与分布式系统的重要工具之一。模拟是进程代数中刻画精化关系的核心概念。共变-逆变模拟派生于通常的模拟关系,它区分动作的类型,直观上,表达了状态的行为数目越多但并不一定越好的事实。然而,该模拟关系忽略了可观测动作与内动作的区别。因此,给出一种弱共变-逆变模拟关系及其相应的公理刻画,并且建立了该公理系统的可靠性与基完备性,进而证明了该公理系统亦是 ω-完备的。

关键词 进程代数,共变-逆变模拟,可靠性,完备性

中图法分类号 TP301 **文献标识码** A **DOI** 10.11896/j.issn.1002-137X.2014.11.019

Axiomatizing Weak Covariant-contravariant Simulation Semantics

ZHANG Wei

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

Abstract Process algebra, as one of the important tools for describing and analyzing concurrent and distributed systems, becomes a central branch of research in concurrency theory. Simulation is considered as one of the fundamental notions for describing the refinement relation between processes. Covariant-contravariant simulation generalizes plain simulation and distinguishes the types of actions. Intuitively, it captures the fact that it is not always the case that "the larger the number of behaviors, the better". But covariant-contravariant simulation ignores the difference between observable actions and silent actions. This paper presented the notion of a weak covariant-contravariant simulation and provided its axiomatic system. The soundness and ground-completeness are established in this system. Furthermore, we proved that such system is also ω-complete.

Keywords Process algebra, Covariant-contravariant simulation, Soundness, Completeness

1 引言

进程代数(如 ACP[1,2]、CCS[3]、CSP[4] 等)是反应式系统的原型规范语言。它们通过项来描述反应式系统的规范及实现。这些系统的核心内容之一是讨论进程之间的行为等价或精化关系。一般而言,前者是一个等价关系而后者是一个前序关系。在进程代数理论发展过程中,人们提出了许多概念用来描述进程之间的行为等价或精化关系,Van Glabbeek 及 Luca Aceto 分别对这些概念之间的联系做了较为系统的总结[5,6]。

通常的模拟关系[5]是重要而基本的用于刻画精化关系的概念,但由于它不区分动作的类型,在处理输入输出自动机这类计算模型时会导致违背直观的结论[7]。为此,Ignacio Fábregas 等提出了共变-逆变模拟[8],并且给出了该模拟语义的逻辑特征[7]及公理刻画[9],证明了所给出的公理系统是可靠基完备的。Luca Aceto 等也对该模拟关系与模态精化以及部分互模拟之间的联系做了讨论[10]。所有这些工作均对可观测动作与内动作(不可观测动作)[11-14]进行一视同仁的处理,换言之,均是基于强的共变-逆变模拟展开的。强的共变-逆变模拟要求对两个进程进行较精确的比较,包括内动作。然而,其缺点在于它的鉴别能力过强,在一些情况下,内动作与观测者无关且可观测动作在进程的比较机制中更为重要。因此,针对以上不足,本文给出了一种弱共变-逆变模拟关系及其相应的公理刻画。弱共变-逆变模拟对可观测动作与内动作进行严格的区分对待,从一个被考察的系统中抽象掉内动作,其中的模拟可能涉及可观测动作之前或之后的一些内动作,因此提高了共变-逆变模拟的直观性。

在并发理论的研究中,对演算进行公理化在理论和实际应用中也非常重要,引起了人们的广泛关注,从理论的观点,它通过等式和规则构成的系统来补充行为语义理论,强调其代数性质。从实践的角度,公理系统使得使用判定算法来检测两个进程相对于某个关系是否能够模拟成为可能。这意味着可以通过建模-检测-调整的过程将演算引入实际应用中,成为程序设计的有效工具。给定某个模拟关系的代数性质后,可以定义一组公理和规则,构成公理系统。相对于基于操作语义的某个模拟关系,一个可靠且完备的公理系统可以通过自动的代数推理来检查进程间的模拟关系。完备的公理系统具有纯语法指导的特征,并且告诉我们如何通过一步步的方式比较两个进程以判断它们是否具有某种模拟关系,这实际上是构建精化判断算法的原型。因此本文建立了相应公理

到稿日期:2013-09-01 返修日期:2013-11-20 本文受国家自然科学基金(60973045)资助。

张 威(1988—),男,硕士生,主要研究方向为进程代数理论,E-mail:zhangwei198808@gmail.com。

系统的可靠性与基完备性，进而证明了该公理系统亦是 ω-完备的。

2 基本概念

与文献[5]类似，本文工作基于基本进程代数 BCCSP，其进程项由下面的 BNF 范式定义：

$$t::=0\,|\,z\,|\,(\alpha.t)\,|\,(t+t)$$

其中，$\alpha\in A_\tau=Act\cup\{\tau\}$，$z\in V$。

此处，Act 表示可视动作集合，τ 表示内动作或者不可观测动作；V 表示可数的变量集合。一般情况下，我们用 $a,b,c,\cdots$ 表示 Act 中的元素；α 表示 A_τ 中的元素；$x,y,z,\cdots$ 表示集合 V 中的元素；$|A|$ 表示动作集 $A(\subseteq Act)$ 的基数。

如果项中出现变量，则这样的项叫做开项，反之叫做闭项。所有开项的集合记为 $\mathbb{T}(A_\tau)$；所有闭项的集合记为 $\mathbb{T}(A_\tau)$；$t_1\equiv t_2$ 表示语法相等。直观上，0 表示不执行任何动作的进程；前缀与 + 的行为可以用 SOS 规则[15]形式化地描述如下（我们假设变量不能执行任何动作）：

$$\frac{-}{\alpha.x\xrightarrow{\alpha}x}\qquad\frac{x\xrightarrow{\alpha}x'}{x+y\xrightarrow{\alpha}x'}\qquad\frac{y\xrightarrow{\alpha}y'}{x+y\xrightarrow{\alpha}y'}$$

定义 1 替换 σ 是一个从 V 到 $\mathbb{T}(A_\tau)$ 的映射。对于 $f\in\{\alpha,+\}$ 和 $t_1,\cdots,t_n\in\mathbb{T}(A_\tau)$，$\sigma(f(t_1,\cdots,t_n))\overset{\triangle}{=}f(\sigma(t_1),\cdots,\sigma(t_n))$。

当替换 σ 是一个从 V 到 $\mathbb{T}(A_\tau)$ 的映射时，这样的替换叫做闭替换。

定义 2 $\mathbb{T}(A_\tau)$ 的项之间的弱转换关系 $\overset{\hat{\alpha}}{\Rightarrow}$ 定义如下：

(1) $\overset{\varepsilon}{\Rightarrow}$ 表示 $\xrightarrow{\tau}$ 的自反传递闭包；

(2) 对于任意的 $\alpha\in A_\tau$ 和 $t,u\in\mathbb{T}(A_\tau)$，$t\overset{\alpha}{\Rightarrow}u$ 当且仅当存在 $t_1,t_2\in\mathbb{T}(A_\tau)$ 使得 $t\overset{\varepsilon}{\Rightarrow}t_1\xrightarrow{\alpha}t_2\overset{\varepsilon}{\Rightarrow}u$；

(3) 如果 $\alpha\neq\tau$，则 $\overset{\hat{\alpha}}{\Rightarrow}$ 表示 $\overset{\alpha}{\Rightarrow}$；否则 $\overset{\hat{\alpha}}{\Rightarrow}$ 表示 $\overset{\varepsilon}{\Rightarrow}$。

由定义 2 可知，对于任意的闭项 p，都有 $p\xrightarrow{\alpha}p'$ 蕴含 $p\overset{\alpha}{\Rightarrow}p'$ 且 $p\overset{\alpha}{\Rightarrow}p'$ 蕴含 $p\overset{\hat{\alpha}}{\Rightarrow}p'$。

定义 3 项 $t\in\mathbb{T}(A_\tau)$ 的深度 $|t|$ 递归定义如下：

(1) $|0|=|x|\overset{\triangle}{=}0$；

(2) $|\alpha.t_1|\overset{\triangle}{=}1+|t_1|$；

(3) $|t_1+t_2|\overset{\triangle}{=}\max(|t_1|,|t_2|)$。

直观上，一个项的深度是这个项所能执行的最长的动作序列的长度。

3 弱共变-逆变模拟

由于通常的模拟关系在刻画精化关系时不区分动作的类型，在处理输入输出自动机这类计算模型时会导致违背直观的结论[7]。为此，Ignacio Fábregas 等提出了共变-逆变模拟[8]，其定义如下。

定义 4[8] 给定 $(P,A_\tau,\rightarrow_P)$ 和 $(Q,A_\tau,\rightarrow_Q)$ 两个标记转换系统，$\{A^r,A^l,A^{bi}\}$ 是动作集 A 上的一个划分（此处，A^r，A^l，A^{bi} 允许为空集），共变-逆变模拟关系 $R\subseteq P\times Q$ 是一个满足下面条件的二元关系：对于任意的 $(p,q)\in R$，则

(1) 对于任意的 $\alpha\in A^r\cup A^{bi}$ 和 $p\xrightarrow{\alpha}p'$，存在 q' 使得 $q\xrightarrow{\alpha}q'$ 且 $(p',q')\in R$；

(2) 对于任意的 $\alpha\in A^l\cup A^{bi}$ 和 $q\xrightarrow{\alpha}q'$，存在 p' 使得 $p\xrightarrow{\alpha}p'$ 且 $(p',q')\in R$。

直观上，共变-逆变模拟将动作集划分成 3 块，对于不同的动作集，在模拟关系中的处理方式不一样。

由上述定义可知，该模拟关系未区分对待可观测动作与内动作，下面给出一种弱共变-逆变模拟关系。基于进程代数 BCCSP，下面讨论的关系都是针对动作集 Act 上的划分 $\{A^r,A^l,A^{bi}\}$。

定义 5 弱共变-逆变模拟关系 $R\subseteq T(A_\tau)\times T(A_\tau)$ 是一个满足下面条件的二元关系：对于任意的 $(p,q)\in R$，则

(1) 对于任意的 $\alpha\in A^r\cup A^{bi}\cup\{\tau\}$ 和 $p\xrightarrow{\alpha}p'$，存在 q' 使得 $q\overset{\hat{\alpha}}{\Rightarrow}q'$ 且 $(p',q')\in R$；

(2) 对于任意的 $\alpha\in A^l\cup A^{bi}\cup\{\tau\}$ 和 $q\xrightarrow{\alpha}q'$，存在 p' 使得 $p\overset{\hat{\alpha}}{\Rightarrow}p'$ 且 $(p',q')\in R$。

$p\precsim_{cc}q$ 表示存在弱共变-逆变模拟关系 R 使得 pRq。事实上，$\precsim_{cc}$ 是最大的弱共变-逆变模拟关系。但是，关系 $\precsim_{cc}$ 并不是一个前同余关系，如：$a_r.0\precsim_{cc}\tau.a_r.0$ 且 $a_r.0+b_r.0\not\precsim_{cc}\tau.a_r.0+b_r.0$，其中，$a_r,b_r\in A^r$。因此，我们给出关于最大前同余关系的定义。

定义 6 关系 $\sqsubseteq_{cc}$ 是包含在关系 $\precsim_{cc}$ 中的最大前同余关系，即关系 $\sqsubseteq_{cc}$ 是满足以下条件的最大关系：

(1) 如果 $p\sqsubseteq_{cc}q$，则 $p\precsim_{cc}q$；

(2) 如果 $p\sqsubseteq_{cc}q$，则对于任意的 $\alpha\in A_\tau$，$\alpha.p\sqsubseteq_{cc}\alpha.q$；

(3) 如果 $p\sqsubseteq_{cc}q$，则对于任意的 $r\in T(A_\tau)$，$p+r\sqsubseteq_{cc}q+r$。

上述定义在研究进程项之间的精化关系时使用不便，我们给出另一种定义方式如下，其等价性将在第 4 节中证明。

定义 7 对于任意的 $p,q\in T(A_\tau)$，$p\precsim_{cc}q$ 当且仅当

(1) 对于任意的 $\alpha\in A^r\cup A^{bi}\cup\{\tau\}$ 和 $p\xrightarrow{\alpha}p'$，存在 q' 使得 $q\overset{\alpha}{\Rightarrow}q'$ 且 $p'\precsim_{cc}q'$；

(2) 对于任意的 $\alpha\in A^l\cup A^{bi}\cup\{\tau\}$ 和 $q\xrightarrow{\alpha}q'$，存在 p' 使得 $p\overset{\alpha}{\Rightarrow}p'$ 且 $p'\precsim_{cc}q'$。

4 基本性质

本节中将给出 $\precsim_{cc}$ 和 $\precsim_{cc}$ 的一些基本性质，它们在后续证明中将会被用到。

引理 1 对于任意的 $t\in\mathbb{T}(A_\tau)$，如果 $t\xrightarrow{\alpha}t'$，则 $|t|>|t'|$。因此，一个给定的进程项不存在无穷的转换序列。

引理 2 对于任意的 $t,u\in\mathbb{T}(A_\tau)$ 和 $\alpha,\beta\in A_\tau$：

(1) $\alpha.t\xrightarrow{\beta}r$ 当且仅当 $\alpha=\beta$ 且 $r\equiv t$。

(2) $t+u\xrightarrow{\alpha}r$ 当且仅当 $t\xrightarrow{\alpha}r$ 或者 $u\xrightarrow{\alpha}r$。

(3) $t+u\overset{\alpha}{\Rightarrow}r$ 当且仅当 $t\overset{\alpha}{\Rightarrow}r$ 或者 $u\overset{\alpha}{\Rightarrow}r$。

命题 1 关系 $\precsim_{cc}$ 是一个前序关系，即关系 $\precsim_{cc}$ 具有自反性和传递性。

证明：

只需证明 $T(A_\tau)$ 上的恒等关系及 $\precsim_{cc}\circ\precsim_{cc}$ 是弱共变-逆变模拟关系即可。

引理 3 (1)$\precsim_{cc}\subseteq\precsim_{cc}$。

(2)$\precsim_{cc}$ 是一个前序关系。

(3)$\precsim_{cc}$ 是一个前同余关系。

证明：

(1)由定义 5 可直接证明。

(2)与命题 1 证明类似。

(3)只需证明以下结论即可：对于任意的 $p,q,r\in T(A_\tau)$ 和 $\alpha\in A_\tau$，如果 $p\precsim_{cc}q$，则(1)$\alpha.p\prec_{cc}\alpha.q$；(2)$p+r\precsim_{cc}q+r$。

我们将 $\precsim_{cc}$ 诱导出的等价关系记作 $\approx_{cc}$，即 $\approx_{cc}\overset{\triangle}{=}\precsim_{cc}\cap(\precsim_{cc})^{-1}$。

引理 4 给定项 $r\equiv a_1.\cdots.a_n.0$，其中，$a_i\in A^l\cup A^{bi}(1\leqslant i\leqslant n)$，对于任意的 $p\in \mathrm{T}(A_\tau)$，如果存在 $q\in T(A_\tau)$ 使得 $p\precsim_{cc}q+r$，则 $|p|\geqslant n$。

命题 2 对于任意的 $p,q\in \mathrm{T}(A_\tau)$，$p\precsim_{cc}q$ 当且仅当 $p\sqsubseteq_{cc}q$。

证明：

($\Rightarrow$)由引理 3(1)(3)得证。

($\Leftarrow$)任取 $p,q\in\mathrm{T}(A_\tau)$，设 $p\sqsubseteq_{cc}q$，只需证明 $p\prec_{cc}q$ 即可。

设 $\alpha_r\in A^r\cup A^{bi}\cup\{\tau\}$ 且 $p\xrightarrow{\alpha_r}p'$。

情形 1：$\alpha_r\neq\tau$

由 $p\sqsubseteq_{cc}q$ 可得 $p\precsim_{cc}q$，因此存在 q' 使得 $q\overset{\hat{\alpha}_r}{\Rightarrow}q'$ 且 $p'\precsim_{cc}q'$，从而 $q\overset{\alpha_r}{\Rightarrow}q'$ 且 $p'\precsim_{cc}q'$。

情形 2：$\alpha_r=\tau$

从而 $p\xrightarrow{\tau}p'$。令 $r\equiv a_1.\cdots.a_n.0$ 且 $|p'|<n$，其中，$a_i\in A^l\cup A^{bi}(1\leqslant i\leqslant n)$。因为 $p\sqsubseteq_{cc}q$，从而 $p+r\sqsubseteq_{cc}q+r$。故 $p+r\precsim_{cc}q+r$。由引理 2(2)可知 $p+r\xrightarrow{\tau}p'$，故存在 s 使得 $q+r\overset{\hat{\tau}}{\Rightarrow}s$ 且 $p'\precsim_{cc}s$。由引理 4 可知 $p\not\precsim_{cc}q+r$，因此 $s\not\equiv q+r$，从而 $q+r\overset{\tau}{\Rightarrow}s$。又因为 $r\overset{\tau}{\not\Rightarrow}$，由引理 2(3)可得，$q\overset{\tau}{\Rightarrow}s$ 且 $p'\precsim_{cc}s$。

定义 7 中条件(2)类似可证。

5 公理系统

由命题 2 可知，$\precsim_{cc}$ 是包含在 $\precsim_{cc}$ 中的最大前同余关系，本节将针对 $\precsim_{cc}$ 给出一个公理系统，并建立其可靠性与基完备性。

公理系统构成如下，其中，$t=t'$ 表示 $t\leqslant t'$ 且 $t'\leqslant t$。

公理

B_1 $x+y=y+x$

B_2 $(x+y)+z=x+(y+z)$

B_3 $x+x=x$

B_4 $x+0=x$

W_1 $\alpha.x=\alpha.\tau.x$

W_2 $\tau.x=\tau.x+x$

W_3 $\alpha.(\tau.x+y)=\alpha.(\tau.x+y)+\alpha.x$

S_p^r $x\leqslant x+a_r.y$，其中，$a_r\in A^r$

S_p^l $x+a_l.y\leqslant x$，其中，$a_l\in A^l$

推理规则

REF $\dfrac{-}{x\leqslant x}$

TRAN $\dfrac{x\leqslant y,y\leqslant z}{x\leqslant z}$

CONTEXT(1)$\dfrac{x\leqslant y}{\alpha.x\leqslant\alpha.y}$，其中，$\alpha\in A_\tau$

(2)$\dfrac{x_1\leqslant x_2,z_1\leqslant z_2}{x_1+z_1\leqslant x_2+z_2}$

公理系统 $\mathscr{B}_1$、$\mathscr{B}_2$、$\mathscr{B}_3$ 简记如下：

$\mathscr{B}_1=\{B_1,B_2,B_3,B_4\}$；

$\mathscr{B}_2=\{B_1,B_2,B_3,B_4,W_1,W_2,W_3\}$；

$\mathscr{B}_3=\{B_1,B_2,B_3,B_4,W_1,W_2,W_3,S_p^r,S_p^l\}$。

其中，$\mathscr{B}_1$ 与 $\mathscr{B}_2$ 在文献[3]中已有介绍。

为了建立公理系统 $\mathscr{B}_3$ 的可靠性与基完备性，我们先介绍以下定义。在本文中，我们约定：如果 $p\equiv\sum_{i=1}^{m}\alpha_i.p_i$，则当 $m=0$ 时，$p\equiv0$。

定义 8[3] S_1 是满足以下条件的进程项所构成的最小集合：(1)$0\in S_1$；(2)如果 $p_1,\cdots,p_m\in S_1$ 且 $\alpha_i\in A_\tau(1\leqslant i\leqslant m)$，则 $\sum_{i=1}^{m}\alpha_i.p_i\in S_1$。我们称 S_1 中元素为标准型。

定义 9[3] S_2 是满足以下条件的进程项所构成的最小集合：(1)$0\in S_2$；(2)如果 $p_1,\cdots,p_m\in S_2$，$\alpha_i\in A_\tau(1\leqslant i\leqslant m)$ 且 $\sum_{i=1}^{m}\alpha_i.p_i\overset{\alpha}{\Rightarrow}p'$ 蕴含 $\sum_{i=1}^{m}\alpha_i.p_i\xrightarrow{\alpha}p'$，则 $\sum_{i=1}^{m}\alpha_i.p_i\in S_2$。我们称 S_2 中元素为完全标准型。

引理 5[3] 对于任意的 $p\in T(A_\tau)$，存在标准型 p' 使得 $\mathscr{B}_2\vdash p=p'$。

引理 6[3] 对于任意的标准型 $p\in T(A_\tau)$，存在和 p 深度相等的完全标准型 p' 使得 $\mathscr{B}_2\vdash p=p'$。

引理 7 若 $p\in\mathrm{T}(A_\tau)$，则 $\tau.p\precsim_{c}p$ 且 $p\precsim_{c}\tau.p$。

证明：

令 $R=\{(\tau.p,p),(p,\tau.p)\}\cup\precsim_{c}$，只需证明 R 是一个弱共变-逆变模拟关系即可。

引理 8 若 p、$q\in\mathrm{T}(A_\tau)$ 且 $p\precsim_{cc}q$，则

(1)如果存在 p' 使得 $p\xrightarrow{\tau}p'$ 且 $p'\precsim_{cc}q$，则 $p\precsim_{cc}\tau.q$；

(2)如果存在 q' 使得 $q\xrightarrow{\tau}q'$ 且 $p\precsim_{cc}q'$，则 $\tau.p\precsim_{cc}q$；

(3)如果对任意的 p' 及 q'，$p\xrightarrow{\tau}p'$ 蕴含 $p'\not\precsim_{cc}q$ 且 $q\xrightarrow{\tau}q'$ 蕴含 $p\not\precsim_{cc}q'$，则 $p\precsim_{cc}q$。

证明：

(1)与(2)由 $\precsim_{cc}$ 的定义可直接证明。下面证明(3)。

设 $\alpha_r\in A^r\cup A^{bi}\cup\{\tau\}$ 且 $p\xrightarrow{\alpha_r}p''$。

情形 1：$\alpha_r\neq\tau$

由 $p\precsim_{cc}q$ 可得，存在 q'' 使得 $q\overset{\hat{\alpha}_r}{\Rightarrow}q''$ 且 $p''\precsim_{cc}q''$。又因为 $\alpha_r\neq\tau$，故 $q\overset{\alpha_r}{\Rightarrow}q''$ 且 $p''\precsim_{cc}q''$。

情形 2：$\alpha_r=\tau$

从而 $p\xrightarrow{\tau}p''$。由 $p\precsim_{cc}q$ 可得，存在 q'' 使得 $q\overset{\hat{\tau}}{\Rightarrow}q''$ 且 $p''\precsim_{cc}q''$。假设 $q''=q$，则 $p\xrightarrow{\tau}p''$ 且 $p''\precsim_{cc}q$，与题设矛盾。因此 $q\overset{\tau}{\Rightarrow}q''$ 且 $p''\precsim_{cc}q''$。

定义 7 中条件(2)的证明类似。

引理 9 对于任意的 p、$q\in\mathbb{T}(A_\tau)$，$p\precsim_{cc}q$ 当且仅当 $p\lesssim_{cc}q$、$p\lesssim_{cc}\tau.q$ 或者 $\tau.p\lesssim_{cc}q$。

证明：

($\Leftarrow$) 由引理 3(1)和引理 7 不难证明。

($\Rightarrow$) 由引理 8 直接可得。

直观上，引理 9 建立了关系 $\lesssim_{cc}$ 和 $\precsim_{cc}$ 之间的联系。

定理 1 公理系统 $\mathscr{B}_3$ 对于关系 $\lesssim_{cc}$ 是可靠基完备的。

证明：

(可靠性)只需证明以下结论：

(1)所有公理对于 $\lesssim_{cc}$ 具有可靠性；

(2)所有的推理规则保持可靠性。

为了证明(1)成立，只需验证每条公理的任意闭实例化都具有关系 $\lesssim_{cc}$。我们以 W_3 为例，其它公理的验证类似。

任取公理 W_3 的一个闭实例化 $\alpha.(\tau.p+q)=\alpha.(\tau.p+q)+\alpha.p$，我们需要证明 $\alpha.(\tau.p+q)\lesssim_{cc}\alpha.(\tau.p+q)+\alpha.p$ 且 $\alpha.(\tau.p+q)+\alpha.p\lesssim_{cc}\alpha.(\tau.p+q)$。以前者为例。

设 $\alpha_r\in A^r\cup A^{bi}\cup\{\tau\}$ 且 $\alpha.(\tau.p+q)\xrightarrow{\alpha_r}p'$，由引理 2(2)可知，$\alpha.(\tau.p+q)+\alpha.p\overset{\alpha_r}{\Rightarrow}p'$ 且 $p'\lesssim_{cc}p'$。

设 $\alpha_l\in A^l\cup A^{bi}\cup\{\tau\}$ 且 $\alpha.(\tau.p+q)+\alpha.p\xrightarrow{\alpha_l}p'$。

情形 1：$\alpha.(\tau.p+q)\xrightarrow{\alpha_l}p'$，所以 $\alpha.(\tau.p+q)\overset{\alpha_l}{\Rightarrow}p'$ 且 $p'\lesssim_{cc}p'$。

情形 2：$\alpha.p\xrightarrow{\alpha_l}p'$，由引理 2(1)可得，$\alpha=\alpha_l$ 且 $p\equiv p'$，所以 $\alpha.(\tau.p+q)\xrightarrow{\alpha_l}\tau.p+q$。因 $\tau.p+q\xrightarrow{\tau}p$，进而 $\alpha.(\tau.p+q)\overset{\alpha_l}{\Rightarrow}p'$ 且 $p'\lesssim_{cc}p'$。

由引理 3(2)(3)直接可得(2)。

(基完备性)任取 p、$q\in\mathbb{T}(A_\tau)$，设 $p\lesssim_{cc}q$，由引理 5 和 6 可进一步假设 p、q 都是完全标准型。我们按 p 与 q 的深度的和进行归纳证明 $\mathscr{B}_3\vdash p\leqslant q$。

归纳基：当 $|p|+|q|=0$ 时，可知 $p\equiv0$ 且 $q\equiv0$，由 REF 可得 $\mathscr{B}_3\vdash p\leqslant q$。

归纳步骤：当 $|p|+|q|>0$ 时，因为 p 是完全标准型，则 $p\equiv\sum_{i=1}^{m}\alpha_i.p_i$。将 p 按第一步所能执行的动作在 A^r、A^l 或者 $A^{bi}\cup\{\tau\}$ 中进行分解，因此 $p\equiv\sum a_r.p_r+\sum a_l.p_l+\sum\alpha_{b_\tau}.p_{b_\tau}$。类似地，$q\equiv\sum b_r.q_r+\sum b_l.q_l+\sum\beta_{b_\tau}.q_{b_\tau}$。不难证明 $\mathscr{B}_3\vdash p\leqslant q$。

给定公理系统 $\mathscr{B}$，对于任意的(不)等式 e，都有 $\mathscr{B}\vdash e$ 当且仅当对于任意的闭替换 σ 都有 $\mathscr{B}\vdash\sigma(e)$，则称公理系统 $\mathscr{B}$ 是 ω-完备的。

下面的定理给出了一种证明公理系统是 ω-完备的方法。

定理 2[16] 给定公理系统 $\mathscr{B}$，对于任意的不等式 $t\leqslant u$，如果 $t\leqslant u$ 的所有闭实例化都能够被 $\mathscr{B}$ 推出，都存在闭替换 ρ 和映射 $\theta:\mathbb{T}(A_\tau)\rightarrow\mathbb{T}(A_\tau)$ 满足以下条件，则 $\mathscr{B}$ 是 ω-完备的：

(1) $\mathscr{B}\vdash t\leqslant\theta(\rho(t))$ 且 $\mathscr{B}\vdash\theta(\rho(u))\leqslant u$；

(2)对于任意的公理 $v\leqslant w\in\mathscr{B}$ 和任意的闭替换 σ，都有 $\mathscr{B}\vdash\theta(\sigma(v))\leqslant\theta(\sigma(w))$；

(3)对于任意的 n 元函数符号 f 和任意的 $u_1,\cdots,u_n,v_1,\cdots,v_n\in T(A_\tau)$，如果 $\mathscr{B}\vdash u_i\leqslant v_i$ 且 $\mathscr{B}\vdash\theta(u_i)\leqslant\theta(v_i)$ $(1\leqslant i\leqslant n)$，则 $\mathscr{B}\vdash\theta(f(u_1,\cdots,u_n))\leqslant\theta(f(v_1,\cdots,v_n))$。

定理 3 如果 $|A^{bi}|=\infty$，则公理系统 $\mathscr{B}_3$ 是 ω-完备的。

证明：

任取 $t,u\in\mathbb{T}(A_\tau)$，定义闭替换 ρ 如下：对于任意的变量 $z\in V$，$\rho(z)\overset{\triangle}{=}a_z.0$，其中，$a_z$ 满足以下条件：

1. $a_z\in A^{bi}$ 且 a_z 不在 t 和 u 中出现；
2. 对于任意的变量 y，如果 $z\neq y$，则 $a_z\neq a_y$。

因为 $|A^{bi}|=\infty$，所以这样的 ρ 存在。

定义映射 $\theta:\mathbb{T}(A_\tau)\rightarrow\mathbb{T}(A_\tau)$ 如下：

1. $\theta(0)\overset{\triangle}{=}0$；
2. 如果存在 $z\in V$ 使得 $a_z=a$，则 $\theta(a.t)\overset{\triangle}{=}z$；
3. 如果对于任意的 $z\in V$，都有 $\alpha\neq a_z$，则 $\theta(\alpha.t)\overset{\triangle}{=}\alpha.\theta(t)$；
4. $\theta(t_1+t_2)\triangleq\theta(t_1)+\theta(t_2)$。

不难验证 ρ、θ 满足定理 2 中的 3 个条件。

结束语 我们针对进程代数 BCCSP 进行了研究，主要贡献如下：

1. 给出了一种弱共变-逆变模拟关系及其相应的公理刻画。该模拟关系区分对待可观测动作与内动作。证明了在某些条件下该模拟关系是一种前同余关系。

2. 建立了相应公理系统的可靠性与基完备性，进而证明了当 $|A^{bi}|=\infty$ 时，该公理系统亦是 ω-完备的。这样的公理化使得我们可以对相对于弱共变-逆变模拟的进程之间的模拟进行有效推理。但是，当 A^{bi} 动作集为有限集时，上述公理系统是否还是 ω-完备的，有待进一步研究。

参 考 文 献

[1] Baeten J C M, Basten T, Basten T, et al. Process algebra: equational theories of communicating processes[M]. Cambridge University Press, 2010

[2] Bergstra J A, Klop J W. Process algebra for synchronous communication[J]. Information and control, 1984, 60(1): 109-137

[3] Milner R. Communication and concurrency[M]. Prentice-Hall, Inc., 1989

[4] Hoare C A R. Communicating sequential processes[J]. Communications of the ACM, 1978, 21(8): 666-677

[5] Van Glabbeek R J. The linear time-branching timespectrum I [C]// The Semantics of Concrete, Sequential Processes. Handbook of Process Algebra. Elsevier, 2001: 3-99

[6] Aceto L, De Frutos Escrig D, Gregorio-Rodríguez C, et al. Axiomatizing weak simulation semantics over BCCSP[J]. Theoretical Computer Science, 2014, 537: 42-71

[7] Fábregas I, De Frutos Escrig D, Palomino M. Logics for contravariant simulations [M] // Formal Techniques for Distributed Systems. Springer Berlin Heidelberg, 2010: 224-231

[8] Fábregas I, De Frutos Escrig D, Palomino M. Non-strongly stable orders also define interesting simulation relations[M] // Algebra and Coalgebra in Computer Science. Springer Berlin Heidelberg, 2009: 221-235

[9] Fábregas I, Escrig D F, Palomino M. Equational characterization of covariant-contravariant simulationand conformance simulation semantics[C] // Proceedings Seventh Workshop on Operational Semantics. Paris, France, 2010: 1-14

(下转第 106 页)

为减量型质量属性，则其 QoS 归一化矩阵为：

$$Q'=\left\{\begin{matrix}0 & 0 & 1 & 1\\ 0 & 1 & 0 & 1\\ 1 & 1 & 0 & 0\\ 1 & 0.714 & 11 & 0\end{matrix}\right\}$$

设系统默认或用户给定的时间、概率、功能代价、计时代价的权重为：

时间	概率	功能代价	计时代价
0.4	0.3	0.05	0.25

则 Path1－Path4 的 QoS 综合评分为：

Path	Score
1	0.3
2	0.55
3	0.7
4	0.664

由此可以看出，Path3 的 QoS 综合评分最高，而 Path3 表明 TAgent 选择与 AirlineA 和 Hotel 进行组合，其评分最高的原因在于其时间、概率的质量较好，其时间、概率所占的权重较高。因此，模型将给出 TAgent 与 AirlineB 和 Hotel 进行组合的建议。

5 相关工作比较

目前，Web 服务 QoS 模型由不同的组织在不同的领域提出，因此存在不同的认识和定义，不利于 Web 服务 QoS 的一致评估。而且大多数研究没有给出明确的定义，造成 QoS 测量值和计算值的差异较大，不利于 Web 服务 QoS 的一致评估。此外，目前大多数 Web 服务 QoS 模型定义的 QoS 属性众多，不利于 QoS 的抽象建模。

本文从建立 Web 服务组合统一建模和验证框架的角度，提出 Web 服务 QoS 抽象模型包括时间、概率，代价 3 种抽象属性，并给出了相应的 QoS 综合评估方法，在模型层面上支持 Web 服务 QoS 的一致评估，也更适合于扩展进 UML 语言和形式化语言中。

结束语 本文介绍了 Web 服务 QoS 模型的研究现状，分析了研究中存在的问题。从建立面向 QoS 的 Web 服务组合建模和验证框架的角度出发，在 Web 服务众多的 QoS 属性中提炼出适合 UML 语言和形式化语言扩展的抽象时间属性、抽象代价属性和抽象概率属性。在此基础上，给出了基于抽象属性的 Web 服务 QoS 多属性归一化处理方法和多属性综合评估方法，支持在模型层面以一致的方式评估 Web 服务的 QoS，以及 QoS 最优的 Web 服务选取。本文提出的抽象时间属性、抽象代价属性和抽象概率属性将分别扩展进 UML 语言和形式化语言中，并用扩展的 UML 语言和形式化语言来建模和验证 Web 服务组合。

参 考 文 献

[1] International Organization for Standardization. ISO/TC 8402-1994, Quality management systems-Fundamentals and vocabulary: Terms and definitions [S]. USA: American National Standards Institute, 1994

[2] International Organization for Standardization. ISO/TC 9000-2000, Quality management systems-Fundamentals and vocabulary: Terms and definitions [S]. USA: American National Standards Institute, 2000

[3] International Telecommunication Union. ITU / T E. 800-1994, Terms and definitions related to quality of service and network performance including dependability[S]. USA: American National Standards Institute, 1994

[4] Shenker S, Wroclawski J. Network element service specification template, IETF RFC 2216[R]. USA: IETF RFC Editor, 1997

[5] Crawley E, Nair R. A framework for qos-based rounting in the Internet, IETF RFC 2386[R]. USA: IETF RFC Editor, 1998

[6] W3C. Web services activity[OL]. http://www.w3.org/2002/ws/

[7] http://www.developer.com/services/article.php/2027911/Quality-of-Service-for-Web-ServicesmdashDemystification-Limitations-and-Best-Practices.htm

[8] Zeng Liang-zhao, et al. QoS-Aware Middleware for Web Services Composition[J]. IEEE Transactions on Software Engineering, 2004, 30(5): 311-327

[9] http://www.ibm.com/developerworks/library/ws-slafram

[10] http://www.w3c.or.kr/kr-office/TR/2003/ws-qos/

[11] Sullivan O J, Edmond D. What's in a Service[J]. Journal of Distributed and Parallel Databases, 2002, 12(23): 117-133

[12] Liu y, Ngu A H, Zeng L. QoS Computation and Policing in Dynamic Web Service Selection[C]// Proceedings of the 13th International Conference on World Wide Web, ACM Press. USA, 2004, 66-73

[13] Dromey R G. Connering the Chimera[J]. IEEE Software, 1996, 13(1): 33-43

[14] McCall J A, Richards P G. Factors in Software Quality[R]. New York, USA: National Technical Informantion Service, 1977

[15] Maximilien E M, Singh M P. A framework and ontology for dynamic Web Service selection [J]. IEEE Internet Computing, 2004, 8(5): 84-93

[16] 肖芳雄，李燕，黄志球，等. 基于时间概率代价进程代数的 Web 服务组合建模和分析[J]. 计算机学报, 2012, 35(5): 918-936

(上接第 102 页)

[10] Aceto L, Fábregas I, De Frutos Escrig D, et al. Relating modal refinements, covariant-contravariant simulations and partial bisimulations [M] // Fundamentals of Software Engineering. Springer Berlin Heidelberg, 2012: 268-283

[11] Hennessy M C B, Milner R. Algebraic laws for nondeterminism and concurrency[J]. JACM, 1985, 32(1): 137-161

[12] Glabbeek R J. The linear time-branching time spectrum II [C]// Proceedings of the 4th International Conference on Concurrency Theory. Springer-Verlag, 1993: 66-81

[13] De Nicola R, Hennessy M C B. Testing equivalences for processes[J]. Theoretical Computer Science, 1984, 34(1): 83-133

[14] Van Glabbeek R J, Weijland W P. Branching time and abstraction in bisimulation semantics[J]. JACM, 1996, 43(3): 555-600

[15] Plotkin G. A structural approach to operational semantics[J]. Journal of Logic and Algebraic Programming, 2004(60): 17-139

[16] Chen Tao-lue. Clocks, dice and processes [D]. Dutch: Universiteit van Amsterdam, 2009

[17] 王精明，虞慧群. 基于安全进程代数的非演绎安全模型的分析与验证[J]. 计算机科学, 2012, 39(2): 56-58