

时态的粒度刻画及演算问题研究

左亚尧^{1,2} 汤庸^{1,3} 舒忠梅¹ 李磊^{1,4} 刘海^{1,3}

(中山大学信息科学与技术学院 广州 510275)¹ (广东工业大学计算机学院 广州 510006)²

(华南师范大学计算机学院 广州 510631)³ (中山大学网络与信息技术中心 广州 510275)⁴

摘要 时态的建模及演算是时态信息处理中的逻辑基本问题,从粒度思想出发,根据时态的粒度划分,研究了时态粒度的语义与性质。并基于时态粒度对时态原语进行刻画,进而基于代数系统分析了时态的粒度转换算子及不同粒度下的时态关系,构建了时态粒度关系的演算系统。

关键词 时态,粒度,时态演算

中图分类号 TP301 **文献标识码** A

Research on the Characterization and the Calculus of Temporal Granularities

ZUO Ya-yao^{1,2} TANG Yong^{1,3} SHU Zhong-mei¹ LI Lei^{1,4} LIU Hai^{1,3}

(School of Information Science and Technology, Sun Yat-sen University, Guangzhou 510275, China)¹

(Faculty of Computer, Guangdong University of Technology, Guangzhou, 510006, China)²

(School of Computer Science, South China Normal University, Guangzhou, 510631, China)³

(Network & Information Technology Center, Sun Yat-sen University, Guangzhou, 510275, China)⁴

Abstract Temporal modeling and calculus are the fundamental logic problems in temporal information system. From the view of granularities, the semantics and properties of temporal granularities were discussed according to the partition. The temporal primitives were characterized based on temporal granularities. Furthermore, conversion operators and their relationship were analyzed with different granularities; the calculus system of their relationship was constructed from the point view of algebraic system.

Keywords Temporal, Granularity, Temporal calculus

时态表示及其演算是时态数据库、时态逻辑、时态数据挖掘、时态知识以及时空处理等众多研究领域的核心问题。现实世界的时态系统自然地具备了粒度性质,基于其上的应用也呈多粒度性。比如,在医疗领域,医生会记录病人的病史,而病史通常由病状、病理学、测量参数及治疗等相关内容的语句组成,其信息源通常是互异的,它可以通过医疗设备、生理学测量、医生的观察或病人的描述等方式采集。因此,不仅刻画信息的时态维度会用许多不同的方式,即不同的粒度和不确定性,而且其应用也是多维度的。如医生可能从“分钟”的维度记录病史,而病理推理系统却需要从“天”的维度对病史进行分析,而医疗保险公司从“年”的维度分析客户的病史记录。因此,如何完备准确地刻画不同粒度的时态信息并能对其进行有效灵活地演算,引起学者们的关注。

1 引言

以往,人们以时态逻辑(Temporal Logic, TL)为工具,从模态时态逻辑(Modal Temporal Logic)、命题时态逻辑(Propositional Temporal Logic)等逻辑的角度对时态问题作了诠释;也从事件演算(Event Calculus)及区间代数^[1](Interval

Algebra)等代数角度对有效运用时态的方法进行了探讨。这些研究为时态问题的广泛应用提供了较好的理论保证。

最近,随着粒度计算^[2,3](Granular Computing)研究的发展,学者们又尝试从粒度的角度对时态系统进行描述,如文献[4-10]等从时态应用的角度对如何运用时态粒度进行了研究。文献[4]讨论了在诸如灾难管理、个人计划等移动应用中,刻画移动服务的时态粒度问题;文献[5]讨论了动态可重构系统中的时态划分问题;而文献[6,7]分别对时态数据库中的多时态粒度的多值依赖和周期性数据进行了研究;文献[8,9]探讨了在面向对象数据库中,多粒度查询的路径表达式的语法和语义问题;以及文献[10]将粒度思想应用到时空领域,针对时态粒度与空间粒度的合并,提出了表示和管理空间-时态粒度的形式化框架。

另有学者则对时态粒度问题的逻辑性进行研究,如文献[11]采用基于时态逻辑的形式化方法处理知识系统中的多时态粒度知识;文献[12]将一阶时态逻辑进行扩展使其支持时态粒度概念;文献[13]给出了一阶时态粒度逻辑的通用框架、公理模式与演绎规则。

这些研究或侧重于时态粒度的应用,忽略了时态粒度系

到稿日期:2010-01-27 返修日期:2010-04-12 本文受国家自然科学基金(60970044,60673135,60736020)资助。

左亚尧(1974-),男,博士生,副教授,主要研究方向为数据库与数据挖掘、时态信息处理、粒度计算等,E-mail:yayaazuo@gmail.com;汤庸(1964-),男,教授,博士生导师,主要研究方向为时态信息处理、数据库、协同技术。

统的完备描述,缺乏对粒度意义下的时态性质、转换、演算等问题的深入研究;或从时态逻辑的角度入手研究,但由于时态逻辑固有的表达能力过强,导致很多时候不但不能保证算法的复杂度适合于实际系统,甚至连问题的可判性也不一定能保证。而区间代数既具有较好的理论基础,也能够很好地平衡应用的效率。为此,本文结合区间代数,系统地对时态的粒度问题进行了形式化描述,研究了在可变粒度或嵌套粒度约束下,各时态原语的表达、性质以及它们之间的转换和时态关系等基本问题。

本文第2节对时态进行了粒度刻画;第3节分析了粒度约束下的时态原语表达与性质,讨论了在时态元素在粒度意义下的时态约束;第4节对多粒度转换及时态演算进行了分析和描述。

2 时态的粒度刻画

从理论物理的角度来看,时间是一条连续、不间断的直线,即时间轴,它与数学上的数轴对应,是具有优先关系的点结构,是一种没有左右端点的全序关系,故时间全集与 $\mathbf{R}$ 同构。为了研究问题的方便,人为地将不具备量子特性的时间离散为邻接点 t_i 的集合 $\{t_i | i \in \mathbf{Z}\}$,并以此集合作为时态论域,记为 T ,称 t_i 为时态因子。 t_i 是在时间量子或时间测度下对时间集 $\mathbf{R}$ 的一个时态划分。

定义1(时间测度) 描述指定语义下时态度量的时间尺度,比如秒、分、天等。所有时间测度的集合构成时间测度集 τ 。时间测度反映了时态应用系统对时间的离散化程度,是系统记录时间属性的精确程度的一个度量。时间测度越小,系统记录的精确度越高。最小的时间测度称为时间量子,它是一个最小的、不可再分割的时间测度。

定义2(时态划分) 对于时间集 U ,有 $\forall X_i, X_j \subseteq U, i \neq j$,且 $X_i \cap X_j \neq \emptyset$,满足 $\bigcup_{i=1}^n X_i = U$,则 $\{X_1, X_2, \dots, X_n\}$ 构成 U 的一个时态划分,记为 $\mathcal{F}$ 。

因而,本质上 t_i 是一个满足 $|x-t| < \delta, t \in \mathbf{R}, \delta \in \tau$ 关系的邻域,它是在时态映射函数 $f: \mathbf{R} \rightarrow 2^{\mathbf{R}}$ 下的象,满足线性序,即 $\forall t_i, t_j \in T$,满足 $t_i < t_j, t_i = t_j$,或者 $t_i > t_j$ 关系中的一种。时态论域与 $\mathbf{Z}$ 同构。

定义3(时态粒度) 给定时态论域 T 和 T 上一个时态等价关系 $R: T \rightarrow P(T) \Rightarrow T = T_{i \in G_i}$,则称 G_i 为一个时态粒度。当 $\forall i, j \in \tau, i \neq j \Rightarrow G_i \cap G_j = \emptyset$,则 $\{G_1, G_2, \dots, G_n\}$ 称为时态论域 T 的时态粒度全域 $\mathcal{G}$,如令时态粒度全域为 $\mathcal{G} = \{Y(\text{Year}), M(\text{Month}), W(\text{Week}), D(\text{Day}), H(\text{Hour}), Mi(\text{Minute}), S(\text{Second})\}$ 。

2.1 时态粒度的序

对于 $\forall G_i, G_j \in \mathcal{G}$,若 $\forall t_m, t_n \in T$ 有 $t_m G_i t_n \rightarrow t_m G_j t_n$,则称 G_i 比 G_j 细,记为 $G_j \leq G_i$ 。并称 G_j 为 G_i 的前驱粒度, G_i 称为 G_j 的后继粒度。

对于 $\forall G_i, G_j \in \mathcal{G}$,令 $G_j \leq G_i$,若不存在 $G_k \in \mathcal{G}$,使得 $G_j \leq G_k \leq G_i$,即如果 $\exists G_k \in \mathcal{G}$ 使 $t_1 G_i t_2 \rightarrow t_1 G_k t_2$ 成立,则 $G_k = G_j$,或者 $G_k = G_i$,则称 G_j 为 G_i 的直接前驱粒度,并称 G_i 为 G_j 的直接后继粒度。

显然,对于 $\forall G_i, G_j, G_k \in \mathcal{G}$,满足:(1)自反性, $G_i \leq G_i$;(2)反对称性,当 $G_i \leq G_j$ 且 $G_j \leq G_i$ 时,有 $G_i = G_j$;(3)传递性,当 $G_k \leq G_j$ 且 $G_j \leq G_i$ 时,有 $G_k \leq G_i$;因此 $\leq$ 是一种偏序关

系。

令 $\mathcal{G} = \{G_1, G_2, \dots, G_n\}$,且 $G_1 \leq G_2 \leq \dots \leq G_n$,则 G_1 为最粗的粒度,称为初始粒度, G_n 为最细的粒度,称为原子粒度。

2.2 时态粒度的度与象

时态粒度 G_i 的度 $|G_i|$ 用其直接后继粒度来度量, $|G_i| = \lambda \cdot G_{i+1}$,其中 $G_{i+1} \in \mathcal{G}, G_i \leq G_{i+1}, \lambda$ 为转换系数,表示以时态粒度 G_{i+1} 对 G_i 进行划分后所得集合的基数。特别地,初始粒度的度为一自然数变量,而原子粒度的粒度值等于时间量子的取值。

时态因子在粒度映射下的象,记为 $G_i(t), t \in T$ 。显然,令 $\mu = G_i(t)$,则有:

$$\begin{cases} \mu \in \mathbf{N}, & \text{if } G_i \text{ 是初始粒度或原子粒度} \\ \mu \in [0, |G_{i-1}|], & \text{if } G_i \text{ 不是初始粒度或原子粒度} \end{cases}$$

式中, $\mathbf{N}$ 为自然数集。

时态粒度和时间测度都是构建时态系统的重要量化方法,时态粒度以不同的时间测度形成 T 的一个时态划分,是 T 上的关系。而时间测度是对时间集 $\mathbf{R}$ 的时态划分,描述点到集合的映射关系;时态粒度则是对时态论域 T 的时态划分,刻画集合的集合关系。

直观上,时态粒度反映了所包含的时态信息的细节程度。粒度越小,其包含的细节信息就越多,时间测度的级别越低;粒度越大,其所包含的细节信息就越少,时间测度的级别越高。

3 时态粒度原语

时态粒度与具体的应用相关联,是应用系统中描述时间原语的最小单位。基本的时态原语有两种:离散的时间粒点(Instants with Granularities)和连续的时态粒区(Intervals with Granularities)。

时间因子 t_i 可以通过初始粒度进行时态划分产生,也可用嵌套粒度表达式下的层次时态划分来刻画。一个嵌套粒度表达式形如 $t_i = \bigcup_{j=1}^n G_j(X), G_j \in \mathcal{G}, X \in T$,符号“ $\bigcup$ ”表示时态粒度下值域的语义连接。其中 $\min\{G_1, G_2, \dots, G_n\}$ 为 t_i 的时间测度,在该时间测度下进行时态划分所形成的时态因子 t_i 是在该时态测度下的有效刻画。

3.1 时间粒点

定义4(有效时间粒点) 在给定时态粒度 G_i 下,事件在时态论域 T 上的有效刻画 $t_p = \bigcup_{j=1}^n G_j(X), G_j \in \mathcal{G}, X \in T$,称为有效时间粒点,记为 $t_p^{G_i}$ 。

则一个基于时间粒点的时间系统可记为: $I_p = \langle t_p^{G_i}, \leq_{G_i} \rangle$, $\leq_{G_i}$ 表示 T 中的时态因子在时态粒度 G_i 上的时序关系, $t_{p_1}^{G_{j_1}} \leq_{G_i} t_{p_2}^{G_{j_2}}$ 表示 $t_{p_1}^{G_{j_1}}$ 不会出现在 $t_{p_2}^{G_{j_2}}$ 之后,即在 G_i 约束下, $t_{p_1}^{G_{j_1}}$ 要么发生在 $t_{p_2}^{G_{j_2}}$ 之前,要么伴随 $t_{p_2}^{G_{j_2}}$ 同时发生。由此可以得到:

- ① $\forall t_{p_1}^{G_{j_1}}, t_{p_2}^{G_{j_2}}, t_{p_3}^{G_{j_3}}, \text{若 } t_{p_1}^{G_{j_1}} \leq_{G_i} t_{p_2}^{G_{j_2}} \text{ 且 } t_{p_2}^{G_{j_2}} \leq_{G_i} t_{p_3}^{G_{j_3}} \text{ 则 } t_{p_1}^{G_{j_1}} \leq_{G_i} t_{p_3}^{G_{j_3}} \text{ 关系 } \leq_{G_i} \text{ 是自反的};$
- ② $\forall t_{p_1}^{G_{j_1}}, t_{p_2}^{G_{j_2}}, \text{若 } t_{p_1}^{G_{j_1}} \leq_{G_i} t_{p_2}^{G_{j_2}} \text{ 且 } t_{p_2}^{G_{j_2}} \leq_{G_i} t_{p_1}^{G_{j_1}} \text{ 则 } t_{p_1}^{G_{j_1}} = t_{p_2}^{G_{j_2}} \text{ 关系 } \leq_{G_i} \text{ 是反对称的};$
- ③ $\forall t_{p_1}^{G_{j_1}}, t_{p_2}^{G_{j_2}}, t_{p_3}^{G_{j_3}}, \text{若 } t_{p_1}^{G_{j_1}} \leq_{G_i} t_{p_2}^{G_{j_2}} \text{ 且 } t_{p_2}^{G_{j_2}} \leq_{G_i} t_{p_3}^{G_{j_3}} \text{ 则 } t_{p_1}^{G_{j_1}} \leq_{G_i} t_{p_3}^{G_{j_3}} \text{ 关系 } \leq_{G_i} \text{ 是传递的}.$

因此, I_p 是一个偏序。同时,对 $\forall t_i, t_j \in T$,或者 $t_i \leq_{G_i} t_j$ 或者 $t_j \leq_{G_i} t_i$,因此 I_p 又是一个全序,其具备了良好的代

数结构,对基于时间粒点的应用提供了良好基础。

3.2 时态粒区

由时间粒点,可以构建时态粒区。

定义 5(有效时态粒区) 也称为非间断时态粒区,描述在时态粒度约束下两个时间粒点之间所覆盖的一段时态属性。令 $T = \{t_{p_1}^{G_i}, t_{p_2}^{G_j}, \dots, t_{p_n}^{G_l}\}$ 为时间粒点的有限集合, $G_i, G_j, \dots, G_l \in \mathcal{G}$, $\forall t_{p_1}^{G_i}, t_{p_2}^{G_j} \in T$, 存在函数 f, g , 使得 $f(G_i) = G_x, g(G_j) = G_x$, 且满足 $t_{p_1}^{G_i} \leq_{G_x} t_{p_2}^{G_j}$, 则 $I = \{t_{p_1}^{G_m} | t_{p_1}^{G_m} \leq_{G_x} t_{p_1}^{G_i} \leq_{G_x} t_{p_2}^{G_j} \leq_{G_x} t_{p_2}^{G_m}, t_{p_1}^{G_m} \in T\}$ 称为时态粒区, 记为 $I = [t_{p_1}^{G_i}, t_{p_2}^{G_j}]$ 。在应用系统中, 通常区间 I 的左端点对应时态属性的始点, 右端点对应时态属性的终点, 下文中分别简记为 I^- 和 I^+ 。

显然, 时间粒区是一个连续、有序的集合, 其语义为两个时间粒点之间的所有时间粒点组成的集合。特别地, 当 $I^- = I^+$ 时, 时态粒区收缩为一个时间粒点。因此, 可以认为时间粒点是时态粒区的特殊形式。

由时间粒点和时态粒区两种基本的时态原语可以衍生出时态跨度。

定义 6(时态跨度, Span with Granularities) 描述一段持续的独立于任何时间粒点或时态粒区的时间属性, 给出了在给定的单一或嵌套粒度划分下所获得的连续划分的数量, 记为 $\Delta t_i^{G_i}$, 其中 $t_i = \bigcup_{j=1}^n G_j(X), G_j \in \mathcal{G}, X \in T$ 。

表达形式上, 时态跨度与时间粒点类似, 但不同的是, 构成时态跨度的粒度可以是非平滑和粒度非饱和的, 如“180 分钟”, “3 个月零 4 小时”等。粒度的平滑性和饱和性参见第 3.4 节时态粒度约束与性质; 语义上, 时态跨度与一个时态粒区等价, 时态跨度可以与一个或多个时态粒区动态绑定^[14]。

3.3 蕴涵原语

在时态系统中, 时间表述的精度由计量系统中的时间测度所决定。不同的测度令时态原语产生了不精确的问题。比如, 在表达“A 先于 B 10 分 30 秒发生”, 可依据精度要求转化为“A 比 B 提前发生”。对应地, 时态粒度的引入也会导致时间或时态的非确切性, 在更细粒度下不能明确给出其在数轴上映射关系的粒点或粒区, 或者说在更细的粒度下没有唯一映射的粒点或粒区。

定义 7(蕴涵时间粒点) 对任意有效时间粒点 $t_p^{G_i}$, 如果 $\exists G_j \in \mathcal{G}$, 且 $G_i \leq G_j$, 则 $t_p^{G_i}$ 在 G_j 下的有效刻画称为 $t_p^{G_i}$ 的蕴涵时间粒点, 记为 $t_{p_1}^{G_{i+j}}$ 。一个 $t_p^{G_i}$ 可以映射到多个 $t_{p_1}^{G_{i+j}}$ 。

蕴涵刻画通常为后继粒度 G_i 下的象集合 $\{t_{p_k}^{G_{i+j}} | 0 \leq k \leq |G_i|\}$, 且 $t_{p_1}^{G_{i+j}}$ 表达的时间信息比 $t_p^{G_i}$ 更精细, 语义上则更模糊。

有效时间粒点 $t_p^{G_i}$ 的蕴涵时间粒点具有以下性质:

- (1) 非空性: $\forall t_p^{G_i}$, 且 $G_i \neq G_n$, 则必然存在 $t_{p_1}^{G_{i+j}}$;
- (2) 单调性: 若 $t_{p_1}^{G_{i+j}} \leq_{G_{i+j}} t_{p_2}^{G_{i+j}}$, 则 $G_j(t_{p_1}^{G_{i+j}}) \leq_{G_j} G_j(t_{p_2}^{G_{i+j}})$, 反之亦然;
- (3) 同源性: 对于有效时间粒点 $t_p^{G_i}$ 的任意蕴涵时间粒点 $t_{p_1}^{G_{i+j}}, t_{p_2}^{G_{i+j}}$, 满足 $G_i(t_{p_1}^{G_{i+j}}) = G_i(t_{p_2}^{G_{i+j}})$;
- (4) 有界性: 蕴涵时间粒点有界性是指, 当 $G_i \neq G_n$, 必定有 $|\{t_{p_1}^{G_{i+j}}, t_{p_2}^{G_{i+j}}, \dots, t_{p_m}^{G_{i+j}}\}| \leq |G_i|$ 。

命题 1 任意有效时间粒点在其后继粒度下的蕴涵时间粒点集与后继有效时态粒区等价。

命题 1 可以直观地解释为: 任意有效时间粒点 $t_p^{G_i}$ 在其后继粒度 G_j 下的蕴涵时间粒点集合 $\{t_{p_k}^{G_{i+j}} | 0 \leq k \leq |G_i|\}$ 与后继粒度下有效时态粒区 $I = [I^-, I^+]$ 等价, 其中 I^- 和 I^+ 分别为蕴涵时间粒点集合 $\{t_{p_k}^{G_{i+j}} | 0 \leq k \leq |G_i|\}$ 的最小值和最大值。

证明: 采用反证法。

(1) 设 $\forall t_{p_1}^{G_{i+j}} \in \{t_{p_k}^{G_{i+j}} | 0 \leq k \leq |G_i|\}$, $t_{p_1}^{G_{i+j}} \notin [I^-, I^+]$ 。令 $\mu = (G_j)t_{p_1}^{G_{i+j}}$, 则有 $\mu < G_j(I^-)$ 或者 $\mu > G_j(I^+)$, 根据其单调性性质, 这与 $I^- = \min\{t_{p_k}^{G_{i+j}} | 0 \leq k \leq |G_i|\}$ 以及 $I^+ = \max\{t_{p_k}^{G_{i+j}} | 0 \leq k \leq |G_i|\}$ 矛盾。

(2) 设 $\forall t_{p_1}^{G_{i+j}} \in [I^-, I^+]$, $t_{p_1}^{G_{i+j}} \notin \{t_{p_k}^{G_{i+j}} | 0 \leq k \leq |G_i|\}$, 令 $\mu = G_j(t_{p_1}^{G_{i+j}})$, 则有 $\mu < G_j(\min\{t_{p_k}^{G_{i+j}} | 0 \leq k \leq |G_i|\})$ 或者 $\mu > G_j(\max\{t_{p_k}^{G_{i+j}} | 0 \leq k \leq |G_i|\})$ 。与 $t_{p_1}^{G_{i+j}} \in [I^-, I^+]$ 则有 $G_j(I^-) \leq \mu \leq G_j(I^+)$ 矛盾。因此, 假设不成立, 两者等价。

因此, 对于蕴涵时间粒点的运算可转化为有效时态粒区的运算来执行。

命题 2 任何蕴涵时间粒点可以唯一地映射为其前驱粒度的有效时间粒点。

证明: 略。

推论 1 任意给定的有效时态粒区, 都可被一个时态细粒度的有限个时间因子所覆盖。

同样, 因为蕴涵时间粒点集合的存在, 也会反映到由此粒点构成的时态粒区上, 形成一个蕴涵时态粒区。有效时间粒点、蕴涵粒点、有效粒区及蕴涵粒区的关系如图 1 所示。

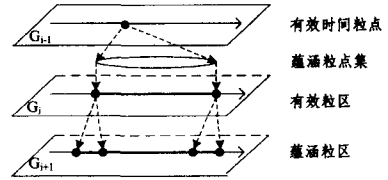


图 1 粒点、粒区、蕴涵粒点及蕴涵粒区时态关系

定义 8(蕴涵粒区) 如果一个有效时态粒区的左端点 $t_{p_1}^{G_i}$ 或右端点 $t_{p_2}^{G_i}$ 为 $G_x \in \mathcal{G}$ 下的蕴涵时间粒点, 则称此时态粒区为蕴涵时态粒区, 形如 $[t_{p_1}^{G_{i+x}}, t_{p_2}^{G_{i+x}}]$ 。

3.4 时态粒度约束与性质

基于粒度的时态系统可以混合地使用时间粒点、时态粒区和时态跨度及其复合表达式, 为了表述方便, 将其统称为时态元素。如果时态元素满足以下时态约束, 则为规范时态元素。

(1) 粒度平滑约束

$\forall t_i \in T, t_i = \bigcup_{j=1}^n G_j(X), G_j \in \mathcal{G}, \exists G_{j-1}, G_{j+1} \in \mathcal{G}$, 且 G_{j-1} 为 G_j 的直接前驱, G_{j+1} 为 G_j 的直接后继, 使得

$$\begin{cases} G_{j-1} \leq G_j \leq G_{j+1}, & G_j \text{ 不为初始粒度或原子粒度} \\ G_{j-1} \leq G_j, & G_j \text{ 为原子粒度} \\ G_j \leq G_{j+1}, & G_j \text{ 为初始粒度} \end{cases}$$

成立。即不允许出现粒度断层, 如“2009Y11D”是粒度不平滑的。

(2) 粒度饱和约束

$\forall t_i, X \in T$, 且 $t_i = \bigcup_{j=1}^n G_j(X), G_j \in \mathcal{G}$, 当 G_j 不为原始粒度或原子粒度时, 必有 $1 \leq G_j(X) \leq |G_{j-1}|$ 。如“3H65Mi”是不饱和的。

(3) 时序约束

由有效时间粒点的定义及性质可知,对于 $\forall t_{p_1}^{G_i}, t_{p_2}^{G_i} \in T$, 在任意粒度 $G_x \in \mathcal{G}$ 约束下,两者必然具有时序关系,即 $t_{p_1}^{G_i} \leq_{G_x} t_{p_2}^{G_i} \vee t_{p_2}^{G_i} \leq_{G_x} t_{p_1}^{G_i}$;进而,如果由有序的时间粒点 $t_{p_1}^{G_i}, t_{p_2}^{G_i}$ 形成有效时态粒区 $I = [t_{p_1}^{G_i}, t_{p_2}^{G_i}]$,则必有 $t_{p_1}^{G_i} \leq_{G_x} t_{p_2}^{G_i}$ 。

(4) 粒度保真约束

$\forall t_{p_1}^{G_i}, t_{p_2}^{G_i} \in \bigcup_{l=1}^n G_l(X), G_l \in \mathcal{G}, X \in T$, 令 $G_\mu = \min\{G_l \mid 1 \leq l \leq n\}$, 则必有 $G_l \leq G_\mu$ 。

其中,约束 1 和约束 2 是针对任意时间因子 t_i , 而约束 3 和约束 4 则针对任意时间粒点 $t_{p_i}^{G_i}$ 或者由其构成的时态粒区。

4 粒度约束下的时态运算与映射

粒度转换是时态演算的算法基础,不同粒度的时态元素可以通过粒度转换将其投影到同一粒度划分空间,并通过比较时态元素在此划分空间中的位序、跨度等进行演算。转换主要由粒度缩放算子完成,它完成时间粒点、时态粒区等时态元素在粗粒度和细粒度间的相互映射。

4.1 时间粒点的演算

利用命题 1 和命题 2,可以根据时态问题的需要对粒度进行必要的缩放,如图 2 所示。粒度的缩放是针对规范时态元素进行的,其结果依然是规范元素。

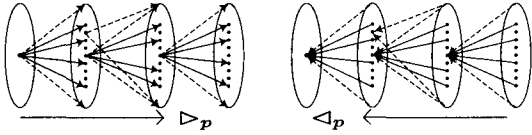


图 2 时间粒点的 Δ_p 和 ∇_p 算子

时间粒点的粒度放大(更细), Δ_p 算子:由命题 1 知, $\Delta_p(t_{p_i}^{G_i}, G_{i+1}) = t_{p_i}^{G_{i+1}}$, 进一步递归操作可求得在 $\forall G_{i+j}$ 下的转换 $\Delta_p(t_{p_i}^{G_i}, G_{i+j}) = t_{p_i}^{G_{i+j}}$, 其最大放大粒度结果为 $\Delta_p(t_{p_i}^{G_i}, G_n) = t_{p_i}^{G_n}$ 。并称 $\bigcup_{j=1}^n G_j(X), G_j \in \mathcal{G}$ 为实部, $\bigcup_{j=i+1}^n G_j(X), G_j \in \mathcal{G}$ 为虚部。

时间粒点的粒度缩小(更粗), ∇_p 算子:由命题 2 有, $t_{p_i}^{G_i}$ 为一有效时间粒点,其中 $t_p = \bigcup_{j=1}^i G_j(X), G_j \in \mathcal{G}$, 则 $\nabla_p(t_{p_i}^{G_i}, G_{i-1}) = t_{p_i}^{G_{i-1}}$, 其中 $t_q = \bigcup_{j=1}^{i-1} G_j(X)$ 。其转换后均为实部。

显然, ∇_p 将丢失实部,因此 Δ_p 和 ∇_p 是不可逆的操作,即 $\Delta_p(\Delta_p(t_{p_i}^{G_i}, G_j), G_k) \neq t_{p_i}^{G_i}$ 。由命题 2, $\nabla_p(\Delta_p(t_{p_i}^{G_i}, G_j), G_i) = t_{p_i}^{G_i}$ 成立。

两个时间粒点可以在任意时态粒度 G_x 的约束下进行时态关系的演算,可以判定两者间的先于 $<_{G_x}$ (或其逆操作后于 $>_{G_x}$) 关系、相等关系 $=_{G_x}$ 。而对于具有先后关系的时间粒点还可以进一步计算在 G_x 下的差运算 $-_{G_x}$, 差运算结果将产生一时态跨度。

对于两时间粒点 $t_{p_1}^{G_i}, t_{p_2}^{G_j}$, 其中 $t_{p_1} = \bigcup_{k=1}^i G_k(X), t_{p_2} = \bigcup_{k=1}^j G_k(X), G_k \in \mathcal{G}$, 考察在 $\forall G_x \in \mathcal{G}$ 约束下的时序关系,有:

(1) 当 $G_i \leq G_x \wedge G_j \leq G_x$ 时,有 $\Delta_p(t_{p_1}^{G_i}, G_x) = t_{p_1}^{G_x}, \Delta_p(t_{p_2}^{G_j}, G_x) = t_{p_2}^{G_x}$, 其中 $t_{p_1} = \bigcup_{k=1}^x G_k(X), t_{p_2} = \bigcup_{k=1}^x G_k(X), G_k \in \mathcal{G}$;

若满足 $m=1, \dots, (l-1)$, 且 $\exists l: G_l \leq G_i \wedge G_l \leq G_j \wedge G_l(t_{p_1}) < G_l(t_{p_2}) \wedge G_m(t_{p_1}) = G_m(t_{p_2})$, 则称时态粒点 $t_{p_1}^{G_i}$ 在粒度 G_x 约束下先于时态粒点 $t_{p_2}^{G_j}$, 记为 $t_{p_1}^{G_i} <_{G_x} t_{p_2}^{G_j}$;

若满足 $m=1, \dots, (l-1)$, 且 $l: G_l \leq G_i \wedge G_l \leq G_j \wedge G_m(t_{p_1}) = G_m(t_{p_2})$, 则称时态粒点 $t_{p_1}^{G_i}$ 在粒度 G_x 约束下等于时态粒点 $t_{p_2}^{G_j}$, 记为 $t_{p_1}^{G_i} =_{G_x} t_{p_2}^{G_j}$ 。

上述表达式也显式地说明:当其中某一时间粒点为另一时间粒点的蕴涵时间粒点时,两者无法比较先后关系,但依然可以判断其在 G_x 下的相等关系。

(2) 当 $G_x \leq G_i \wedge G_x \leq G_j$ 时,有 $\nabla_p(t_{p_1}^{G_i}, G_x) = t_{p_1}^{G_x}, \nabla_p(t_{p_2}^{G_j}, G_x) = t_{p_2}^{G_x}$, 其中 $t_{p_1} = \bigcup_{k=1}^x G_k(X), t_{p_2} = \bigcup_{k=1}^x G_k(X), G_k \in \mathcal{G}$;

若 $m=1, \dots, (l-1), \exists l: G_l \leq G_x \wedge G_l(t_{p_a}) < G_l(t_{p_b}) \wedge G_m(t_{p_a}) = G_m(t_{p_b})$, 则 $t_{p_1}^{G_i} <_{G_x} t_{p_2}^{G_j}$;

若 $m=1, \dots, (l-1), \exists l: G_l \leq G_x \wedge G_m(t_{p_1}) = G_m(t_{p_2})$, 则 $t_{p_1}^{G_i} =_{G_x} t_{p_2}^{G_j}$ 。

(3) 当 $(G_i \leq G_x \leq G_j) \vee (G_j \leq G_x \leq G_i)$ 时,如果 $G_i \leq G_j$, 有 $\Delta_p(t_{p_1}^{G_i}, G_x) = t_{p_1}^{G_x}, \nabla_p(t_{p_2}^{G_j}, G_x) = t_{p_2}^{G_x}$, 否则 $\nabla_p(t_{p_1}^{G_i}, G_x) = t_{p_1}^{G_x}, \Delta_p(t_{p_2}^{G_j}, G_x) = t_{p_2}^{G_x}$, 其中 $t_{p_1} = \bigcup_{k=1}^x G_k(X), t_{p_2} = \bigcup_{k=1}^x G_k(X), G_k \in \mathcal{G}$;

若 $m=1, \dots, (l-1), \exists l: G_l \leq G_i \wedge G_l \leq G_j \wedge G_l(t_{p_1}) < G_l(t_{p_2}) \wedge G_m(t_{p_1}) = G_m(t_{p_2})$, 则 $t_{p_1}^{G_i} <_{G_x} t_{p_2}^{G_j}$;

若 $m=1, \dots, (l-1), \exists l: G_l \leq G_i \wedge G_l \leq G_j \wedge G_m(t_{p_1}) = G_m(t_{p_2})$, 则 $t_{p_1}^{G_i} =_{G_x} t_{p_2}^{G_j}$ 。

时间粒点的时态关系满足短路原则,即:(1)任意两个粒点,如果 $G_1(t_{p_1}^{G_i}) <_{G_1} G_1(t_{p_2}^{G_j})$, 则必有 $\forall G_x \in \mathcal{G}$, 使得 $t_{p_1}^{G_i} <_{G_x} t_{p_2}^{G_j}$ 成立。(2)任意两个粒点,如果 $G_1(t_{p_1}^{G_i}) =_{G_1} G_1(t_{p_2}^{G_j})$, 则必有 $\exists G_x \in \mathcal{G}$, 使得 $t_{p_1}^{G_i} =_{G_x} t_{p_2}^{G_j}$ 成立。

任意两个粒点,如果在 G_x 下存在先后关系,则可以在 G_x 下进行差运算 $-_{G_x}$, 语义上表征一个时态跨度。差运算的结果可能为负,其语义解释为 $t_a > t_b$, 时态跨度取绝对值。差运算采用粒度借位相减的思想来实现,这也是时态跨度及其约束转换中的关键问题。时态跨度与 Now^[15] 变元均涉及时态的动态绑定问题,也是时态研究中一个十分重要的方面,对于与时态跨度的相关问题和 Now 变元在变粒度下的语义映射将另文讨论。

由于粒度转换算子的引入,时间粒点间的关系将随着其演算粒度的变化而动态变化,在 G_i 粒度下不等的粒点在 G_{i-1} 粒度下可能相等,在 G_i 粒度下值不为零的时态跨度长度将不同于在 G_{i-1} 下的时态跨度,甚至缩为一个点,反之亦然。

4.2 时态粒区的演算

类似地,时态粒区可以通过 Δ_I 和 ∇_I 算子对时态粒区 $I = [t_{p_1}^{G_i}, t_{p_2}^{G_j}]$ 进行粒区的放大和缩小操作。它分别在 $t_{p_1}^{G_i}$ 和 $t_{p_2}^{G_j}$ 上应用 Δ_p 和 ∇_p 运算构成在粒度 G_x 下的时态粒区 I' 。但由于 $t_{p_1}^{G_i}$ 和 $t_{p_2}^{G_j}$ 的时态粒度并非总是一致的,在对粒区进行 Δ_I 和 ∇_I 算子操作前必须先进行粒度一致性处理。

粒度一致性处理是当 $G_i \neq G_j$ 时,将粒区的粒度 G_x 与两个粒点中最细的粒度保持统一,即 $G_x = \min\{G_i, G_j\}$ 通过对其中间粗粒度的时间粒点进行 Δ_p 转换,使 I 的粒度一致,有:

$$I = \begin{cases} [\min\{t_{p_k}^{G_i} \mid 0 \leq k \leq |G_{j-1}|\}, t_{p_2}^{G_j}], & \text{if } G_i \leq G_j \\ [t_{p_1}^{G_i}, \max\{t_{p_k}^{G_j} \mid 0 \leq k \leq |G_{j-1}|\}], & \text{if } G_j \leq G_i \end{cases}$$

不妨将一致粒度设为 G_i , 即 $I = [t_{p_1}^{G_i}, t_{p_2}^{G_i}]$ 。

对于 $\forall G_x \in \mathcal{G}$, 当 $G_i \leq G_x$ 时, 则 G_x 对 I 进行放大操作, 记为 $\triangleright_I(I, G_x)$ 。由于 $\triangleright_p$ 将产生蕴涵时间粒点, 因此, $\triangleright_I$ 操作将生成一个蕴涵粒区 $I' = [\triangleright_p(I^-, G_x), \triangleright_p(I^+, G_x)] = [\{t_{p_m}^{G_i+x} \mid 0 \leq m \leq |G_i|\}, \{t_{p_n}^{G_i+x} \mid 0 \leq n \leq |G_i|\}]$, 不失一般性同时保证时态粒区的完备覆盖, 通常取蕴涵粒点集 I^- 的最小值和 I^+ 的最大值构成蕴涵粒区, 即 $I' = [\min\{t_{p_m}^{G_i+x} \mid 0 \leq m \leq |G_i|\}, \max\{t_{p_n}^{G_i+x} \mid 0 \leq n \leq |G_i|\}]$ 。

对于 $\forall G_x \in \mathcal{G}$, 当时 $G_x \leq G_i$, 则 G_x 对 I 进行缩小操作, 记为 $\triangleleft_I(I, G_x)$ 。它分别对 I^- 和 I^+ 进行 $\triangleleft_p$ 转换, 形成 G_x 粒度下的时态粒区 $I' = [\triangleleft_p(I^-, G_x), \triangleleft_p(I^+, G_x)]$ 。特别地, 当 $\triangleleft_p(I^-, G_x) = G_x \triangleleft_p(I^+, G_x)$ 时, 时态粒区 $[I^-, I^+]$ 在 G_x 下缩为一个时间粒点, 时态粒区将退化为时间粒点的运算, 时态粒区的转换如图 3 所示。与 $\triangleright_p$ 和 $\triangleleft_p$ 类似, $\triangleright_I$ 和 $\triangleleft_I$ 也是不可逆的操作。

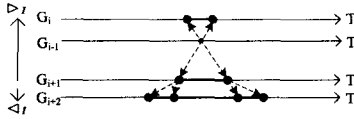


图 3 时态粒区的 $\triangleright_I$ 和 $\triangleleft_I$ 操作

时态粒区在粒度约束下的时态关系演算思想是以区间代数理论^[1]为基础, 通过任意两个粒区的 I^-, I^+ 间的关系进行演算。在粒度 G_x 约束下, 两个时态粒区之间依然有 13 种^[1] 互不相交且联合完备 (Jointly Exhaustive and Pairwise Disjoint, JEPD) 的关系: *Before* (B_{G_x}), *Meets* (M_{G_x}), *Overlaps* (O_{G_x}), *Starts* (S_{G_x}), *During* (D_{G_x}), *Finishes* (F_{G_x}) 以及它们的逆关系: *After* (A_{G_x}), *Met-by* ($\bar{M}_{G_x}$), *Overlapped-by* ($\bar{O}_{G_x}$), *Started-by* ($\bar{S}_{G_x}$), *Includes* ($\bar{D}_{G_x}$), *Ended-by* ($\bar{E}_{G_x}$) 及相等关系 *Equals* (E_{G_x})。区间代数能够表示出这 13 种关系的幂集 (共 2^{13} 种不同关系)。考虑其中的互逆关系, 实际上只有 7 种基本的时态演算关系: $B_{G_x}, M_{G_x}, O_{G_x}, S_{G_x}, D_{G_x}, F_{G_x}, E_{G_x}$ 。

时态粒区间的转换: $\forall I_1, I_2$ 两个时态粒区, $I_1 = [I_1^-, I_1^+]$, 其粒度为 G_i , $I_2 = [I_2^-, I_2^+]$, 其粒度为 G_j , 对于 $\forall G_x \in \mathcal{G}$, 根据 G_x 与 G_i 和 G_j 的粒度关系, 在 G_x 粒度约束下, 对时态粒区 I_1, I_2 的时态转换有以下情形:

(1) G_x 最细: $G_i \leq G_x \wedge G_j \leq G_x$, 则需要对 I_1 和 I_2 分别施加 $\triangleright_I(I_1, G_x), \triangleright_I(I_2, G_x)$ 操作。

(2) G_x 最粗: $G_x \leq G_i \wedge G_x \leq G_j$, 则需要对 I_1 和 I_2 分别施加 $\triangleleft_I(I_1, G_x), \triangleleft_I(I_2, G_x)$ 操作, 特别地, 当 $I_1^- = G_x I_1^+$ 时, I_1 缩为一个时间粒点 p_a , 当 $I_2^- = G_x I_2^+$ 时, I_2 缩为一个时间粒点 p_b , 进一步, 如果 $I_1^- = G_x I_1^+ = G_x I_2^- = G_x I_2^+$ 时, I_1, I_2 缩为共同点 p 。

(3) G_x 细度居于 G_i 和 G_j 间: $G_i \leq G_x \leq G_j$ 或 $G_j \leq G_x \leq G_i$, 则 $\triangleleft_I(I_1, G_x)$ 与 $\triangleright_I(I_2, G_x)$, 或 $\triangleright_I(I_1, G_x)$ 与 $\triangleleft_I(I_2, G_x)$ 。

为简化表达, 可将 I_1, I_2 转换后的结果分别记为 $I_1 = [I_1^-, I_1^+], I_2 = [I_2^-, I_2^+]$ 则任意两个时态粒区 I_1 和 I_2 在时态粒度下的演算可通过区间代数, 比较端点间的关系而构建, 其时态关系如表 1 所列。

表 1 时态粒区 I_1, I_2 在 G_x 下的时态关系

时态关系	语义描述
$S_{G_x}(I_1, I_2)$	$I_1^- = G_x I_2^- \wedge I_1^+ < G_x I_2^+$

$F_{G_x}(I_1, I_2)$	$I_1^- > G_x I_2^- \wedge I_1^+ = G_x I_2^+$
$M_{G_x}(I_1, I_2)$	$I_1^+ = G_x I_2^-$
$D_{G_x}(I_1, I_2)$	$I_1^- > G_x I_2^- \wedge I_1^+ < G_x I_2^+$
$B_{G_x}(I_1, I_2)$	$I_1^+ < G_x I_2^-$
$O_{G_x}(I_1, I_2)$	$I_1^- < G_x I_2^- \wedge I_1^+ < G_x I_2^+$
$E_{G_x}(I_1, I_2)$	$I_1^- = G_x I_2^- \wedge I_1^+ = G_x I_2^+$

同时, 由于在粒度约束下, 时态粒区和时间粒点之间是可以转换的, 时间粒点可以视为时态粒度的特殊形式。因此可以将 Allen 的 13 种区间代数泛化, 使其可以作用到时间粒点与时态粒区之间进行时态关系演算。令 $t_{p_i}^{G_i}$ 为任意一个时间粒点, $I = [I^-, I^+]$ 为一具备一致粒度 G_i 的时态粒区, 在 $\forall G_x \in \mathcal{G}$ 粒度下, 二者也存在着时态关系。为简化表示, 令 $t_{p_i}^{G_x}$ 为 $t_{p_i}^{G_i}$ 在 G_x 下施以 $\triangleright_p$ 或 $\triangleleft_p$ 算子后的粒点, $I = [I^-, I^+]$ 为 I 在 G_x 下施以 $\triangleright_I$ 或 $\triangleleft_I$ 算子后的粒区, 则两者间的时态关系如表 2 所列。

表 2 时间粒点 $t_{p_i}^{G_i}$ 与时态粒区 I 在 G_x 下的时态关系

时态关系	语义描述
$S_{G_x}(t_{p_i}^{G_i}, I)$	$t_{p_i}^{G_x} = G_x I^- \wedge t_{p_i}^{G_x} < G_x I^+$
$F_{G_x}(t_{p_i}^{G_i}, I)$	$t_{p_i}^{G_x} > G_x I^- \wedge t_{p_i}^{G_x} = G_x I^+$
$D_{G_x}(t_{p_i}^{G_i}, I)$	$t_{p_i}^{G_x} > G_x I^- \wedge t_{p_i}^{G_x} < G_x I^+$
$B_{G_x}(t_{p_i}^{G_i}, I)$	$t_{p_i}^{G_x} < G_x I^-$

时态关系示例, 任意两个粒度不等的时态粒区 I_1, I_2 , 在任意 G_x 下的关系如图 4 所示。当 $G_i \leq G_x \wedge G_j \leq G_x$ 时, I_1, I_2 可以经 $\triangleright_I$ 算子放大后形成在 G_x 粒度下的粒区 I_1', I_2' , 并在 G_x 下比较时态关系 $B_{G_x}(I_1', I_2')$ 。而当 $G_x \leq G_i \wedge G_x \leq G_j$ 时, 则 I_1, I_2 经 $\triangleleft_I$ 算子缩小到 G_x 下的粒区 I_1'', I_2'' , 再比较时态关系 $B_{G_x}(I_1'', I_2'')$ 。如果 G_i 进一步细于 G_x , 则可能有某一粒区退化为一个粒点 $t_{p_1}^{G_x}$ 或 $t_{p_2}^{G_x}$, 甚至二者皆映射到同一粒点 $t_{p_i}^{G_x}$, 构成关系 $E_{G_x}(I_1, I_2)$ 。反映出多个时态元素之间在不同的粒度约束下, 其时态关系呈现的动态性与复杂性。

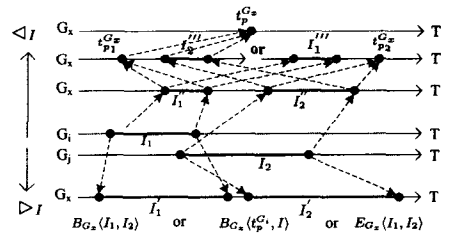


图 4 不同粒度变化下时态元素间的时态关系

结束语 时态的建模与语义是时态系统的核心问题, 学者们从逻辑、代数等不同的角度作了广泛的研究, 但相对于现实世界中人们运用粒度的思想灵活自如、高效地驾驭时态处理而言, 还有待深入研究。而粒度计算的思想正好暗合了人类对时态处理的思维方法, 本文以时态的粒度化为基础, 探讨了时态粒度的本质与语义, 分析了时态粒度表达与演算中的关键问题, 对嵌套粒度约束下的时态原语进行建模, 讨论了时态的粒度约束与性质。并从代数系统的角度研究了具有嵌套粒度约束下的时态粒度转换操作算子, 给出了粒度不一致时态元素的时态关系语义与表达式, 建立了时态粒度关系的形式化演算系统。至于粒度约束下的时态跨度转换以及其与时态粒区的动态绑定、多粒度系统中 Now 变元的映射与绑定研究, 则鉴于问题的复杂性和重要性, 同时限于篇幅, 将另文讨论。

参考文献

- [1] Allen J. Maintaining knowledge about temporal intervals [J]. Communications of the Association for Computing Machinery, 1983, 26: 832-843
- [2] Lin T Y. Granular Computing: From Rough Sets and Neighborhood Systems to Information Granulation and Computing in Words [C] // European Congress on Intelligent Techniques and Soft Computing, September 1997: 1602-1606
- [3] Zadeh, et al. Granular Computing and Rough Set Theory [J]. Lecture notes in computer science, 2007, 4585: 1
- [4] Pfennigschmidt S, Voisard A. Handling Temporal Granularity in Mobile Services [C] // IEEE International Conference on Wireless and Mobile Computing, Networking and Communications 2009 (WIMOB 2009), Oct. 2009: 295-300
- [5] Zhang Xue-jie, Ng Kam-wing. A temporal partitioning approach based on reconfiguration granularity estimation for dynamically configurable systems [C] // IEEE International Conference on Field-Programmable Technology (FPT), 2003, 12: 344-347
- [6] 万静, 郝忠孝. 具有多时间粒度的强全序时态模式中多值依赖问题研究 [J]. 计算机研究与发展, 2008, 6: 1064-1071
- [7] Egidi L, Terenziani P. A flexible approach to user-defined symbolic granularities in temporal databases [C] // Proceedings of the 2005 ACM symposium on Applied computing (SAC'05), Santa Fe, New Mexico, USA, March 2005: 592-597
- [8] Merlo I, Bertino E, Ferrari E, et al. Querying multiple temporal

- granularity data [C] // Seventh International Workshop on Temporal Representation and Reasoning (TIME 2000), July 2000: 103-114
- [9] Bertino E, Ferrari E, Guerrini G, et al. Navigating through multiple temporal granularity objects [C] // Eighth International Symposium on Temporal Representation and Reasoning (TIME 2001), June 2001: 147-155
- [10] Belussi A, Combi C, Pozzani G. Formal and conceptual modeling of spatio-temporal granularities [C] // Proceedings of the 2009 International Database Engineering & Applications Symposium (IDEAS '09), Cetraro, Calabria, Italy, September 2009: 275-283
- [11] Orgun M A, Liu Chuchang, Nayak A C. Representation and Integration of Knowledge based on Multiple Granularity of Time using Temporal Logic [C] // IEEE International Conference on Information Reuse and Integration, Sept, 2006: 256-261
- [12] Cotofrei P, Stoffel K. Temporal granular logic for temporal data mining [C] // IEEE International Conference on Granular Computing, 2005: 417-422
- [13] Chen Xiao-qing, Qiu Tao-rong, Liu Qing, et al. The Framework of Temporal Granular Logic Based on Information System [Z]. IEEE CGrC, 2006: 604-606
- [14] 王路帮, 汤庸, 余阳. 基于 BCDM 的双时态关系代数 [J]. 计算机研究与发展, 2004, 11: 1950-1953
- [15] 叶小平, 汤庸. 时态变量 "Now" 语义及相应时态关系运算 [J]. 软件学报, 2005, 5: 838-845

(上接第 109 页)

规范: $AG((AgentC.state = sleep \ \& \ AgentC2.state = sleep) \rightarrow \rightarrow EF (AgentC.state = send_sFundReqMsg \ \& \ AgentC2.state = send_sFundReqMsg))$

此规范的含义是指不存在这样的情况, 即 AgentC 当前状态为发送资金请求, 而 AgentC2 当前状态也为发送资金请求, AgentC 和 AgentC2 相互为指定更换的服务。验证结果为 false, 则说明会出现这样的情况。验证时间为 2.114s。

除了上述 4 个时态逻辑规范, 我们还验证了如下时态认知逻辑规范: $AG(ch5.mtype = sApproveMsg \rightarrow AF (AgentD.K(ch2.mtype = sStockapproveMsg \ \& \ ch4.mtype = sBankapproveMsg)))$

此规范表明, 当用户得到了股票交易批准, 则用户知道股票查询服务商发送给股票交易服务商以及银行发送给股票交易服务商的信息都是同意交易, 即具有知识推理能力。规范验证结果为 true。验证时间为 4.138s。

结束语 由于 Web 服务组合的复杂性, 其自动化验证的实现是一个困难、复杂的过程。相比目前国内外将 BPEL 转为模型检测工具 Spin 的输入语言 Promela 的方法而言, 本文提出的验证方法的转化过程的自动化程度得以提高, 并且可验证智能体所有可能执行的路径, 比传统工作中只能验证全局消息队列的 LTL 性质的方法表达能力更强。我们的方法不仅可以验证时态逻辑, 还可以验证认知逻辑规范, 从而使其具有知识推理的能力。

但是, 由于被验证规范需要手工书写, 因此如何自动生成被验证规范便成为我们以后的工作之一。另外, 由于 BPEL 语言的复杂性, 目前我们较少考虑如何处理数据流, 这对我们

算法的适用范围产生了一定影响, 这也将是我们后续工作的重点。

参考文献

- [1] Oasis S. Web service Business Process Execution Language (WS-BPEL) TC [S]. Web service Business Process Execution Language Version 2.0, 11 April 2007: 122-138
- [2] Fu X, Bultan T, Su J. Analysis of Interacting BPEL Web Services [C] // Proceeding of the 13th International World Wide Web Conference, ACM Press, 2004: 621-630
- [3] Raman K. Formal Analysis of Web Service Composition [D]. University of Trento, March 2007
- [4] Lomuscio A, Raimondi F. MCMAS: A model checker for multi-agent systems [C] // TACAS'06, 2006, 3920: 450-454
- [5] Su K. Model checking temporal logics of knowledge in distributed systems [C] // Proceedings of the Nineteenth National Conference on Artificial Intelligence, Sixteenth Conference on Innovative Applications of Artificial Intelligence, AAAI Press/The MIT Press, 2004: 98-103
- [6] Su K, Sattar A, Luo X. Model Checking Temporal Logics of Knowledge Via OBDDs [J]. The Computer Journal, 2007, 50 (4): 403-420
- [7] Fagin R, Halpern J, Moses Y, et al. Reasoning about knowledge [C] // Proceedings of the 1986 Conference on Theoretical Aspects of Reasoning About Knowledge, Monterey, California, 1986: 1-17
- [8] Zhang J, Yang F, Su S. Detecting feature interactions in Web services with model checking techniques [J]. The Journal of China Universities of Posts and Telecommunications, 2007, 14 (3): 108-112