ISSN1000-9825 Journal of Software 软件学报 2000,11(9):1276~1282

面向行动的信念更新*

张东摩[1,2] 朱朝晖[1,2] 陈世福[2]

[1](南京航空航天大学计算机科学研究所 南京 210016)

[2](南京大学计算机软件新技术国家重点实验室 南京 210093)

E-mail: b4894956@jlonline.com

摘要 基于可能模型方法(possible model approach,简称PMA),提出了面向行动的信念更新的概念,证明了在信息完备的情境演算系统中,一个一阶公式在情境 s 下成立当且仅当它属于情境 s 下的信念集.这一结果为有效避免情境演算推理中二阶归纳公理的使用提供了一条可行的途径,也为基于意向驱动的agent模型的建立以及面向agent的程序设计语言AOPLID(agent-oriented programming language with intention driver)的提出提供了必要的理论基础.

关键词 情境演算,信念更新,智能体.

中图法分类号 TP18

信念是智能体(agent)对自身状态及外界环境的认识,也是agent心智状态中最重要的成分之一.当agent执行某种行动后,它的信念通常会发生变化,这种变化可以分成两类:一类是由于agent执行某种内部行动而引起的自身状态或运行环境的改变,这种信念的改变称为信念更新(belief updating);另一类是由于agent执行某种与外界的交互行动而获得新的信息,这些新的信息可能引起agent信念的变化,这种信念改变称为信念修正(belief revision).通常把引起agent信念更新的行动称为agent的内因行动,把引起agent信念修正的行动称为agent的外因行动.

从情境演算[1]的观点看,当agent执行某个内因行动后,系统状态的变化主要是流的值发生了变化,这些变化由后继状态公理或效应公理所决定,因此是确定性的;而当agent执行某个外因行动后,agent可能会接受到任何形式的外来信息,因此,信念的变化是非确定性的.对于前者,若已知情境演算的各类领域公理,则系统在任何情境下的信念可以通过情境公理自动生成,但对后者,必须在外来信息已知时才能获得,这时,生成新信念集的过程主要是协调性维护与信息损失的最小化问题,这方面的研究可参见文献[2~4].本文将着重考察前一种类型的信念改变操作.

本文第1节将简要介绍情境演算的一些基本概念.第2节引入情境变元的隐藏与恢复的概念,以便为下文用一阶逻辑推理代替二阶情境演算提供必要的基础.第3节给出本文的主要结论.最后简要说明本文的结果与相关研究的关系.

1 情境演算的基本概念

情境演算(situation calculus)是用于刻画动态系统变化规律的多型二阶逻辑系统,其基本思想由McCarthy与Hayes于1969年提出[1].应当指出,文献[1]只给出了情境演算理论的一些基本思想,尚未形成完全形式化的系统,本文所基于的情境演算系统系由Reiter等人于近几年发展而成(参见文献[5]),关于框架问题的解决方法

* 本文研究得到航空基础科学基金(No.97F52055)、江苏省自然科学基金(No.BK97064)和高等学校博士学科点专项科研基金(No.97028428)资助.作者张东摩,1962年生,博士,副教授,主要研究领域为人工智能,非经典逻辑.朱朝晖,1970年生,博士,主要研究领域为人工智能,非经典逻辑.陈世福,1938年生,教授,博士生导师,主要研究领域为人工智能,知识工程.

本文通讯联系人:张东摩,南京210016,南京航空航天大学计算机科学研究所

本文1998-11-30收到原稿,1999-07-29收到修改稿

采用文献[7]提出的方案.

情境演算语言 L_{SC}是一个带等词的多型二阶语言,其对象类型包括普通对象型(object)、行动型(action)和情境型(situation)三种,L_{SC}的构成可参见文献[5,6]. 在 L_{SC}中,除经典逻辑的基本语言成份以外,还引入了一个附加的保留函词 do 及两个附加的保留谓词符号 Poss 及⊏. 其中 do(a,s)表示在情境 s 下执行行动 a 后的后继情境;Poss(a,s)表示在情境 s 下行动 a 是可执行的;⊏被解释为情境项上的一个二元关系,用于刻画情境的先后次序.

一个情境演算系统 S 的公理系统通常由下列几个部分组成:

- 基本公理集 Σ;
- 预决条件公理集 C;
- 效应公理集 E;
- 初始情境公理集 B.

因此,S 可视为由这四组公理构成的系统,即

$$S=\Sigma\cup C\cup E\cup B.$$

上列各项公理的构成请参见文献[7].

2 情境变元的隐藏与恢复

为给后文用一阶逻辑推理代替二阶情境演算提供必要的基础,本节引入情境变元的隐藏与恢复的概念.

定义 1. 设 L_{SC}为情境演算语言,称一阶语言 L 为 L_{SC}的一阶化归,如果 L_{SC}由下列方法获得:

(1) L_{SC}中 action 型与 object 型为的常元或变元均为 L 中的常元与变元(不区分型).

(2) L_{SC}中的普通函词与普通谓词均为 L 中的函词与谓词.

(3) 对 L_{SC}中的任意一个 $n+1$ 元关系流符号 R,L 中有相应的 n 元关系流[R],其中[R]不含情境参变量.

(4) 对 L_{SC}中的任意一个 $n+1$ 元函数流符号 F,L 中有相应的 n 元函数流符号[F],其中[F]不含情境参变量.

定义 2. 设 t 为 L_{SC}中任意 action 型或 object 型项,定义 L 中的项[t]如下:

(1) 若 t 为 action 型或 object 型常元或变元,则 $[t]=_{\mathrm{def}}t$.

(2) 若 t 为形如 $F(t_1,\ldots,t_n,s)$的函数流,则

$$[t]=_{\mathrm{def}}[F]([t_1],\ldots,[t_n]),$$

其中[F]为 L 中对应于 F 的 n 元函数符号,有时仍记为 F.

(3) 若 t 为普通 n 元函数 $f(t_1,\ldots,t_n)$,则

$$[t]=_{\mathrm{def}}f([t_1],\ldots,[t_n]),$$

称[t]为 t 的压缩.

定义 3. 设 φ 为情境演算语言 L_{SC}中的任意一般公式(不含谓词 Poss 及⊏),递归定义 L 中的合式公式[φ]如下:

(1) 若 φ 为形如 $t=t'$ 的原子公式,其中 t,t' 为 action 型或 object 型项,则

$$[\varphi]=_{\mathrm{def}}[t]=[t'].$$

(2) 若 φ 为形如 $R(t_1,\ldots,t_n,s)$的关系流,则

$$[\varphi]=_{\mathrm{def}}[R]([t_1],\ldots,[t_n]),$$

其中[R]为对应于 R 的 n 元谓词符号,通常仍记为 R.

(3) 若 φ 形为 $\neg\psi$ 或 $\varphi_1\wedge\varphi_2$ 或 $\exists x\psi$,则 φ 分别定义为 $\neg[\psi]$,$[\varphi_1]\wedge[\varphi_2]$或 $\exists x[\psi]$. 称[φ]为 φ 的压缩.

一个被压缩的项或公式可通过以下过程恢复其情境参量.

定义 4. 设 t 为 L 中的一个项,σ 为 L_{SC}中的情境项,递归定义 L_{SC}中的项 $t[\sigma]$如下:

(1) 若 t 为常元或变元,则 $t[\sigma]=_{\mathrm{def}}t$.

(2) 若 t 为形如 $F(t_1,\ldots,t_n)$ 的经压缩的函数流，则

$$t[\sigma]=_{\mathrm{def}}F(t_1[\sigma],\ldots,t_n[\sigma],\sigma).$$

(3) 若 t 为普通 n 元函数 $f(t_1,\ldots,t_n)$，则

$$t[\sigma]=_{\mathrm{def}}f(t_1[\sigma],\ldots,t_n[\sigma]).$$

定义 5. 设 φ 为 L 中的合式公式，σ 为 L_{SC} 中的情境项，递归定义 $\varphi[\sigma]$ 如下：

(1) 若 φ 为形如 $t=t'$ 的原子公式，则

$$\varphi[\sigma]=_{\mathrm{def}}t[\sigma]=t'[\sigma].$$

(2) 若 φ 为形如 $R(t_1,\ldots,t_n)$ 经压缩的关系流，则

$$\varphi[\sigma]=_{\mathrm{def}}R(t_1[\sigma],\ldots,t_n[\sigma],\sigma).$$

(3) 若 φ 形为 $\neg\psi$ 或 $\psi_1\wedge\psi_2$ 或 $\exists\, x\psi$，则 $\varphi[\sigma]$ 为 $\neg\psi[\sigma]$，$\psi_1[\sigma]\wedge\psi_2[\sigma]$ 或 $\exists\, x\psi[\sigma]$.

值得注意的是，情境变元的隐藏与恢复过程并不是互逆的，容易证明，$[t[\sigma]]=t$，$[\varphi[\sigma]]=\varphi$，但反过来未必成立. 比如，$f(x,\mathrm{do}(\alpha))[s]=f(x,s)$，然而，当公式或项满足一定条件时，两种操作可以实现互逆. 为此，我们借用 Pirri 与 Reiter 在文献[7]中引入的在情境项下一致的概念.

定义 6. 设 σ 为 L_{SC} 的任一情境项，一个项被称为是关于 σ 一致，如果它是满足下列条件的最小集合的元素：

(1) 不含任何情境项的项(即不含任何情境常元、情境变元及函数流)关于 σ 一致.

(2) σ 关于 σ 一致.

(3) 若 g 为相异于 do 的 n 元函数符号(包括普通函数符号与函数流)，$t_1,\ldots,t_n$ 为关于 σ 一致的项，且其类型与 g 的参量所需类型匹配，则 $g(t_1,\ldots,t_n)$ 关于 σ 一致.

例如，$F(g(x,\mathrm{do}(\alpha,s))$ 关于 $\mathrm{do}(\alpha,s)$ 一致，但 $F(g(x,\mathrm{do}(\alpha,s)),s)$ 关于 $\mathrm{do}(\alpha,s)$ 与 s 均不一致.

定义 7. 设 σ 为 L_{SC} 的任一情境项，一个公式称为是关于 σ 一致的，如果它是满足下列条件的最小集合的元素：

(1) 如果 t_1 与 t_2 均为 action 型或均为 object 型，且它们关于 σ 一致，则 $t_1=t_2$ 关于 σ 一致.

(2) 若 P 为 L_{SC} 中的 n 元普通谓词，$t_1,\ldots,t_2$ 为 object 型项，且关于 σ 一致，则 $P(t_1,\ldots,t_n)$ 关于 σ 一致.

(3) 若 R 为 L_{SC} 中的 $n+1$ 元关系流，$t_1,\ldots,t_2$ 为 object 型项，且关于 σ 一致，则 $R(t_1,\ldots,t_n,\sigma)$ 关于 σ 一致.

(4) 若 φ_1,φ_2 关于 σ 一致，则 $\neg\varphi_1,\varphi_1\wedge\varphi_2,\exists\, x\varphi_1$ 关于 σ 一致.

由以上定义不难看出，一个公式关于 σ 一致当且仅当该公式中没有 Poss、$\sqsubset$ 的出现，没有约束出现的情境变元，没有关于情境项的谓词公式，凡在函数流与关系流中出现的情境参量均为 σ. 根据上述定义，不难证明下面的命题成立.

命题 1. 若 t 为 L_{SC} 中关于情境项 σ 一致的项，则 $[t][\sigma]=t$；若 φ 为 L_{SC} 中关于情境项 σ 中一致的公式，则 $[\varphi][\sigma]=\varphi$.

3 Winslett 的 PMA 方法

Winslett 曾提出了一种信念更新的定义方法——PMA 方法[8]. 设 φ,μ 为两个命题逻辑语句，定义命题 φ 被命题 μ 更新 $\varphi\diamond\mu$ 如下：

$$\varphi\diamond\mu=\Gamma\Big(\bigcup_{M\in\|\varphi\|}\mathrm{Min}(\|\mu\|,\leqslant_M)\Big),\tag{1}$$

其中 $\Gamma(W)=\{A\in \mathrm{L}:\forall\, M\in W(M\models A)\}$. $\|\varphi\|$ 表示 φ 的所有模型构成的集合. $\leqslant_M$ 定义为

$$M_1\leqslant_M M_2 \text{ 当且仅当 } \mathrm{Diff}(M_1,M)\subseteq\mathrm{Diff}(M_2,M),$$

而 $\mathrm{Diff}(M_1,M_2)$ 表示由 M_1 与 M_2 中被解释的值恰好相反的基原子所构成的集合，即一个基原子 A 属于 $\mathrm{Diff}(M_1,M_2)$ 当且仅当 $M_1\models A\longleftrightarrow M\models\neg A$.

从直观上讲，φ 被语句 μ 的更新 $\varphi\diamond\mu$ 是由在与 φ 的模型最接近的 μ 的模型下为真的所有语句所构成的集合.

Winslett 虽然给出了一个语句(或有限知识库)被另一个语句更新的方法，但这种方法尚不能直接用于刻画

agent 的行动对其信念的更新过程(PMA 方法可直接用于将行动表示为(预决条件,行动效应)二元组的形式的更新操作).为了能刻画 agent 的行动对其信念的影响情况,下文将借鉴 PMA 的基本思想,引入一种面向行动的信念更新算子.

4 面向行动的信念更新

设一阶语言 L 为情境语言 L_{SC} 的化归,M_1,M_2 为 L 的两个模型,G 为 L 中所有不含流的出现的基原子语句所构成的集合,定义:

$$M_1 \sim M_2 \text{ 当且仅当 } \forall A \in G(M_1 \models A \longleftrightarrow M_2 \models A),$$

即 M_1 与 M_2 关于不含流的基原子公式的解释相同.设 W,V 为 L 的两个模型类,对任何 $w \in W$,定义:

$$w * V = \{v \in V : w \sim v\},$$

$$W * V = \bigcup_{w \in W} w * V^{*}.$$

设 E 为情境演算系统 S 中的效应公理集(见文献[6]),$C(E)$ 为 E 的完备化,对任意 $e \in C(E)$,若 e 为某关系流 R 对某原子行动 α 的效应公理,则由完备化效应公理集的构造,e 应具有以下形式:

$$R(\vec{x}, \mathrm{do}(\alpha, s)) \longleftrightarrow \gamma_{R,\alpha}(\vec{x}, s),$$

其中 $\gamma_{R,\alpha}(\vec{x}, s)$ 关于 s 一致.此时,记

$$hd(e) =_{\mathrm{def}} [R(\vec{x}, \mathrm{do}(\alpha(\vec{y}), s))],$$

$$tl(e) =_{\mathrm{def}} [\gamma_{R,\alpha}(\vec{x}, s)].$$

若 e 为某函数流 F 对某原子行动 α 的效应公理,则 e 应具有以下形式:

$$F(\vec{x}, \mathrm{do}(\alpha, s)) = z \longleftrightarrow \gamma_{F,\alpha}(\vec{x}, z, s),$$

其中 $\gamma_{F,\alpha}(\vec{x}, z, s)$ 关于 s 一致.此时,记

$$hd(e) =_{\mathrm{def}} [F(\vec{x}, \mathrm{do}(\alpha, s)) = z],$$

$$tl(e) =_{\mathrm{def}} [\gamma_{F,\alpha}(\vec{x}, z, s)].$$

定义 8. 设 E 为情境演算系统 S 的效应公理集,K 为 L 的一个封闭语句集,α 为任意封闭的行动项,定义 K 被 α 更新,记为 $K \diamond \alpha$:

$$K \diamond \alpha = \Gamma\Big(\| K \| * \| \bigcup_{e \in C(E)} (\{hd(e) : tl(e) \in K\} \cup \{\neg hd(e) : \neg tl(e) \in K\}) \| \Big),$$

其中 $\{hd(e) : tl(e) \in K\}$ 是指,若 $tl(e)$ 的基例化属于 K,则 $hd(e)$ 的相应基例化属于该集合.

直观上讲,$K \diamond \alpha$ 的模型具有这样的性质,它在普通原子语句上的解释与 K 的模型相同,而关于流的原子语句的解释由效应公理来决定.

如果用 $K(s)$ 表示 agent 在情境 s 下的信念状态,那么我们所关心的问题是,当 agent 执行某个内因行动 α 后,agent 的新的信念状态 $K(\mathrm{do}(\alpha, s))$ 与 $K(s)$ 之间的关系.为此,我们引入以下概念:

定义 9. 设 S 为语言 L_{SC} 上的一个情境演算系统,L 为 L_{SC} 的压缩,B 和 E 分别为 S 的初始信念集与效应公理集,递归定义 S 在情境 s 下的信念集 $K(s)$ 如下:

$$K(S_0) = \{\varphi \in L : B \models \varphi[S_0]\},$$

$$K(\mathrm{do}(\alpha, s)) = K(s) \diamond \alpha.$$

引理 1. 设 S 为语言 L_{SC} 上的一个情境演算系统,L 为 L_{SC} 的压缩,B 和 E 分别为 S 的初始信念集与效应公理集.若

(1) $K(S_0)$ 为 L 上的极大协调集;

(2) 对任何行动项 α 及情境 s,若 $Poss(\alpha, s) \in K(s)$,则对任何函数流 F,如果 F 关于 α 的效应公理为 $F(\vec{x}, \mathrm{do}(\alpha, s)) = z \longleftrightarrow \gamma_{F,\alpha}(\vec{x}, z, s)$,就有

$$\forall \vec{x}(\exists z \gamma_{F,\alpha}(\vec{x}, z, s) \wedge \forall z_1, z_2(\gamma_{F,\alpha}(\vec{x}, z_1, s) \wedge \gamma_{F,\alpha}(\vec{x}, z_2, s)) \rightarrow z_1 = z_2)) \in K(s),$$

* 此处的表示形式是借鉴 Doherty 与 Lukuszewicz 的文献[9].

则对任何 s,$K(s)$为 L 的极大协调集,称满足上列条件的情境演算系统为信息完备的情境演算系统.

称满足上列引理中两个条件的情境演算系统为信息完备的情境演算系统.

证明:(梗概)对 s 进行归纳证明,$s=S_0$ 时由前提直接可得.假设 $K(s)$为 L 中的极大协调集,往证 $K(\mathrm{do}(\alpha,s))$亦是.因 $K(s)$为极大协调集,故存在 L 的模型 M,使 $K(s)=I'(M)$.从 $K\Diamond\alpha$ 的构造不难看出,对任何原子公式 φ,若 φ 中不含任何流的出现,则

$$\varphi\in K\Diamond\alpha \text{ 当且仅当 } M\models\varphi,$$

$$\neg\varphi\in K\Diamond\alpha \text{ 当且仅当 } M\models\neg\varphi.$$

若 φ 中含有流的出现,则由于 $K(s)$是极大协调的,故若 φ 关于 α 的效应公理为 e,则 $tl(e)\in K(s)$或 $\neg tl(e)\in K(s)$有且仅有一个成立,从而由定义 8,φ 与 $\neg\varphi$ 有且仅有一个属于 $K\Diamond\alpha$. □

定理 1. 设 φ 为 L 中的语句,S 为一个信息完备的情境演算系统,则

$$S\models\varphi[s] \text{ 当且仅当 } \varphi\in K(s).$$

证明:对 s 及 φ 的结构进行归纳证明.

(1) 若 $s=S_0$,由 $K(s)$的定义立即得证.

(2) 假设结论对情境 s 成立,现考虑情境 $\mathrm{do}(\alpha,s)$的情形,其中 α 为封闭的原子行动项.对 φ 的结构进行归纳证明:

(a) 若 φ 形为 $t=t'$,t 与 t' 中均无函数流的出现,此时,结论显然成立.若 t 形为 $F(t_1,\ldots,t_n)$,而 t' 中不含任何函数流的出现.设 $C(E)$中 F 关于 α 的效应公理为

$$F(x_1,\ldots,x_n,\mathrm{do}(\alpha,s))=z\longleftrightarrow\gamma_{F,\alpha}(x_1,\ldots,x_n,z,s).$$

其中 $\gamma_{F,\alpha}(x_1,\ldots,x_n,z,s)$关于 s 一致.

先假设 $S\models F(t_1,\ldots,t_n)=t'[\mathrm{do}(\alpha,s)]$,往证 $F(t_1,\ldots,t_n)=t'\in K(s)\Diamond\alpha$.设对任意 $i(1\leqslant i\leqslant n)$,$S\models t_i=c_i[\mathrm{do}(\alpha,s)]$,$c_i$ 为 L 中的个体词,则 $S\models F(c_1,\ldots,c_n,\mathrm{do}(\alpha,s))=t'$.代入效应公理,我们有

$$S\models F(c_1,\ldots,c_n,\mathrm{do}(\alpha,s))=t'\longleftrightarrow\gamma_{F,\alpha}(c_1,\ldots,c_n,z,s),$$

从而 $S\models\gamma_{F,\alpha}(c_1,\ldots,c_n,z,s)$,由归纳假设及 $\gamma_{F,\alpha}$关于 s 的一致性可知

$$[\gamma_{F,\alpha}(c_1,\ldots,c_n,z,s)]\in K(s).$$

为证 $F(t_1,\ldots,t_n)=t'\in K(s)\Diamond\alpha$,任设

$$M\in\|K(s)\|*\|\bigcup_{e\in C(E)}(\{hd(e):tl(e)\in K(s)\}\cup\{\neg hd(e):\neg tl(e)\in K(s)\})\|.$$

则存在模型 $M'\in\|K(s)\|$,使 $M\sim M'$ 且

$$M\in\|\bigcup_{e\in C(E)}(\{hd(e):tl(e)\in K(s)\}\cup\{\neg hd(e):\neg tl(e)\in K(s)\})\|. \tag{2}$$

特别地,由式(2)成立可得,$M\in\|\{hd(e_{F,\alpha}):tl(e_{F,\alpha})\in K(s)\}\|$.因为$[\gamma_{F,\alpha}(c_1,\ldots,c_n,z,s)]\in K(s)$,即 $tl(e)(c_1,\ldots,c_n)\in K(s)$,故 $M\models hd(e_{F,\alpha})(c_1,\ldots,c_n,t')$,即 $M\models[F(c_1,\ldots,c_n,\mathrm{do}(\alpha,s))]=t'$,亦即 $M\models F(c_1,\ldots,c_n)=t'$,因此 $F(c_1,\ldots,c_n)=t'\in K(s)\Diamond\alpha$.由于$\forall i(S\models t_i=c_i[\mathrm{do}(\alpha,s)]$,故由关于 φ 的归纳假设,$t_i=c_i\in K(s)\Diamond\alpha$,因此$F(t_1,\ldots,t_n)=t'\in K(s)\Diamond\alpha$.

反之,假设 $F(t_1,\ldots,t_n)=t'\in K(s)\Diamond\alpha$,往证 $S\models F(t_1,\ldots,t_n)=t'[\mathrm{do}(\alpha,s)]$.若否,即 $S\not\models F(t_1,\ldots,t_n)=t'[\mathrm{do}(\alpha,s)]$,同样地,假设对任意 $i(1\leqslant i\leqslant n)S\models t_i=c_i[\mathrm{do}(\alpha,s)]$,故 $S\not\models F(c_1,\ldots,c_n)=t'[\mathrm{do}(\alpha,s)]$,即 $S\not\models F(c_1,\ldots,c_n,\mathrm{do}(\alpha,s))=t'$,由效应公理可得 $S\not\models\gamma_{F,\alpha}(c_1,\ldots,c_n,t',s)$,由归纳假设$[\gamma_{F,\alpha}(c_1,\ldots,c_n,t',s)]\notin K(s)$.由于 $K(s)$为极大协调集,故 $\neg[\gamma_{F,\alpha}(c_1,\ldots,c_n,t',s]\in K(s)$,即 $\neg tl(e_{F,\alpha})(c_1,\ldots,c_n,t')\in K(s)$.从而对 $K(s)\Diamond\alpha$ 的任何模型 M,均有 $M\models\neg hd(e)(c_1,\ldots,c_n,t')$,即 $\neg(F(c_1,\ldots,c_n)=t')\in K(s)\Diamond\alpha$,再由关于 φ 的归纳假设,$\forall i(t_i=c_i\in K\Diamond\alpha)$,从而 $\neg(F(t_1,\ldots,t_n)=t')\in K(s)\Diamond\alpha$,与假设矛盾.

若 t 与 t' 中均含有函数流符号,则将该公式化为等价形式$\exists x(t=x\wedge t'=x)$.

(b) 若 φ 形为 $R(t_1,\ldots,t_n)$的关系流原子公式,其证明与(a)中 $F(t_1,\ldots,t_n)=t'$ 的情形类似.

(c) 若 φ 形为 $P(t_1,...,t_n)$ 的普通谓词原子公式. 设 $S\models P(t_1,...,t_n)[\mathrm{do}(\alpha,s)]$，对任意 $i(1\leq i\leq n)$，令 $S\models t_i[\mathrm{do}(\alpha,s)]=c_i$，$c_i$ 为 L 中的个体词，则 $S\models P(c_1,...,c_n)$，从而由归纳假设 $P(c_1,...,c_n)\in K(s)$，对任何 $K(s)\diamond\alpha$ 的模型 M，由 $K(s)\diamond\alpha$ 的构造，存在模型 $M'\in\|K(s)\|$，使 $M\sim M'$ 且

$$M\in\|\bigcup_{e\in C(E)}(\{hd(e):tl(e)\in K(s)\}\cup\{\neg hd(e):\neg tl(e)\in K(s)\})\|.$$

特别地，$M\sim M'$，由于 $M'\models P(c_1,...,c_n)$，故由 P 为普通谓词知，$M\models P(c_1,...,c_n)$，从而 $P(c_1,...,c_n)\in K(s)\diamond\alpha$. 由归纳假设 $t_i=c_i\in K(s)\diamond\alpha(1\leq i\leq n)$，故 $P(t_1,...,t_n)\in K(s)\diamond\alpha$.

反之，若 $P(t_1,...,t_n)\in K(s)\diamond\alpha$，设 M 为 $K(s)\diamond\alpha$ 的任一模型，则 $M\models P(t_1,...,t_n)$. 设 $c_1,...,c_n$ 为 n 个个体词，使 $M\models t_i=c_i(1\leq i\leq n)$，从而 $M\models P(c_1,...,c_n)$，由 $K(s)\diamond\alpha$ 的构造可知，$P(c_1,...,c_n)$ 在 $K(s)$ 的任何模型下也为真，从而 $P(c_1,...,c_n)\in K(s)$，由归纳假设 $S\models P(c_1,...,c_n)$. 因为 $\forall i(1\leq i\leq n)(t_i=c_i\in K(s)\diamond\alpha)$，由归纳假设 $S\models t_i[\mathrm{do}(\alpha,s)]=c_i$，因此 $S\models P(t_1[\mathrm{do}(\alpha,s)],...,t_n[\mathrm{do}(\alpha,s)])$，即 $S\models P(t_1,...,t_n)[\mathrm{do}(\alpha,s)]$.

(d) 若 φ 为形如 $\neg\psi$ 的复合公式，则

$$\begin{aligned} S\models\neg\psi[\mathrm{do}(\alpha,s)] \quad &\text{当且仅当} \quad S\not\models\psi[\mathrm{do}(\alpha,s)] \\ &\text{当且仅当} \quad \psi\notin K(s)\diamond\alpha \\ &\text{当且仅当} \quad \neg\psi\in K(s)\diamond\alpha \end{aligned}$$

(e) φ 为其他逻辑复合公式时的证明类似. □

在定理 1 中，$S\models\varphi[s]$ 为情境推理，因此通常需要使用二阶归纳公理，而 $\varphi\in K(s)$ 的判别即为 $K(s)\vdash\varphi$ 为普通一阶推理. 因此，定理 1 表明，若已知情境 s 下的信念集，则一个语句在 s 下是否为真就可以不必利用情境演算的基础公理来逐级推理，而可以通过一阶推理来实现.

5 结 论

在情境演算中，判断一条语句 φ 在某情境 s 下是否为真，最直接的方法是证明以下推理关系成立：

$$S\models\varphi[s].$$

然而，由于情境演算的基本公理 Σ 中包含二阶推理规则，因此，上述推理关系的证明通常需要利用二阶归纳公理逐级前推，直至达到初始情境 S_0 为止，再通过初始情境公理判断其真假. 这种方法显然会导致相当大的计算开销. Pirri 与 Reiter 在文献[7]中曾提出一种回卷(regression)的方法以解决这一问题，即先给出一种将任一情境下的任一公式化归为初始情境下的相应公式的转换关系，然后利用这一关系用转换后的公式的真假判断原公式的真假. 这一方法虽可有效地消除二阶公理的使用，但正如该文已指出的，转换后的公式的长度却成指数级地增长.

本文的方法与 Pirri 等人的方法恰恰相反，我们采用的是一种“后卷”的方法，当 agent 执行某一行动后，通过信念更新或信念修正运算计算出 agent 当前的信念集，然后利用当前信念状态判断当前情境下的每条语句的真假，这种判断过程只需采用一阶推理. 从表面上看，这一方法增加了生成每一情境下信念集的开销，但我们认为，即便存在附加开销，对实际应用也是必要的. 首先，这一方法通常不会增加空间上的开销，因为信念集的改变通常是流的值的改变(尤其对信念更新而言)，即某些流由真变假或由假变真或由某一值变为另一值，这种变化通常不会影起空间上的附加开销. 其次，就计算开销而言，一旦某一情境的信念状态已知，则判断该情境下函数流的协调性、行动的可执行条件以及系统当前状态的各种测定均可通过一阶推理实现，这会比逐条采用二阶公理或回卷公式倒推到初始情境的方法节省大量计算开销. 再一方面，当 agent 发生一次信念修正后，agent 系统通常需要进行一次重置操作，即将当前情境作为初始情境，将当前信念集作为初始信念集. 如果当前信念集未知，由初始情境通过后继状态公理逐级推出当前的每条信念显然会造成极大的计算开销与计算延迟.

应当指出，本文的方法是否真正有效还依赖于信念更新操作的运行效率. 定义 1 所给出的信念更新操作的定义只是为了理论研究的便利，实际算法可根据信念库的知识表示方法作大量简化. 实际上，效应公理集应采用原来的 E 而不是它的完备化，$K\diamond\alpha$ 的模型也只要根据 K 的模型及效应公理中流的变化规律作相应“跳转”即

可.具体实现算法将随着知识表示方法与 agent 系统构造的不同而不同.

综上所述,本文以 PMA 方法为基础,提出了一种面向行动的信念更新的概念,证明了在信息完备的情境演算系统中,一个一阶公式在情境 s 下成立当且仅当它属于情境 s 下的信念集,这一结果为有效避免情境演算推理中二阶归纳公理的使用提供了一条可行的途径,也为基于意向驱动的 agent 模型的建立以及面向 agent 的程序设计语言 AOPLID 的提出提供了必要的理论基础,进一步的工作可参见文献[7].

参考文献

1 McCarthy J, Hayes P. Some philosophical problems from the standpoint of artificial intelligence. In: Meltzer B, Michie D, eds. Machine Intelligence 4. Edinburg, Scotland: Edinburgh University Press, 1969. 463～502

2 Gärdenfors P. Knowledge in Flux: Modeling the Dynamics of Epistemic States. Cambridge, MA: The MIT Press, 1988

3 Zhang D *et al*. Representation theorems for multiple belief changes. In: Pollack M Eed. Proceedings of the 15th International Joint Conference on Artificial Intelligence (IJCAI-97). San Mateo, CA: Morgan Kaufmann Publishers, Inc., 1997. 89～94

4 Zhang Dong-mo, Li Wei. Open logic based on total-ordered partition model. Science in China (Series E), 1998,41(6):641～649

5 Reiter R. Knowledge in Action: Logical Foundations for Describing and Implementing Dynamical Systems. Book Draft, 1998. http://www.cs.toronto.edu/～cogrobo

6 Pirri F, Reiter R. Some contributions to the metatheory of the situation calculus. Journal of the ACM, 1999,46(3):261～325

7 Zhang Dong-mo. Studies on the theory of agent-oriented intelligent systems [Post Doctor Thesis]. Nanjing University, 1998
(张东摩.面向 agent 的智能系统的理论研究[博士后研究工作报告].南京大学,1998)

8 Katsuno H, Mendelzon A O. On the difference between updating a knowledge base and revising it. In: Allen J, Fikes R, Sandewall E eds. Proceedings of the 2nd International Conference on Principles of Knowledge Representation and Reasoning. San Mateo, CA: Morgan Kaufmann Publishers, Inc., 1991. 387～395

9 Doherty P, Lukaszewicz W, Madalinska-Bugaj E. The PMA and relativizing change for action update. In: Doyle E J, Sandewall E, Torasso T eds. Proceedings of the 6th International Conference on Principles of Knowledge Representation and Reasoning. San Mateo, CA: Morgan Kaufmann Publishers, Inc., 1998. 258～269

Action-Oriented Belief Updating

ZHANG Dong-mo[1,2]　ZHU Zhao-hui[1,2]　CHEN Shi-fu[2]

[1](*Computer Science Institute　Nanjing University of Aeronautics and Astronautics　Nanjing*　210016)

[2](*State Key Laboratory for Novel Software Technology　Nanjing University　Nanjing*　210093)

Abstract　In this paper, the concept of action-oriented belief updating is introduced based on the PMA (possible model approach). It is proved that a first-order formula holds in a situation if and only if it belongs to the belief set of the situation provided the situation calculus system is informational complete. This result makes it possible to avoid the appeal to second induction axiom in the entailment of situation calculus and also provides a theoretical foundation for modeling agents with intention driver and the agent-oriented programming language AOPLID (agent-oriented programming language with intention driver).

Key words　Situation calculus, belief update, agent.