维普资讯 http://www.cqvip.com

10-17 知识 常识 推理 (2)

计算机科学1993 Vol.20.No.2

知识与常识的表示和推理*)

王献昌 (长沙工学院计算机系 长沙410073)
(北京航空航天大学计算机系 北京100083)

TP18

摘 要

In this paper, we first give a semantic model of knowledge based on Kripke structure. Then we discuss the defects of the traditional knowledge logic system, and the improved methods. We point out the importance of knowledge proceesing in distributed computing, and finally give a research way based on the view of shared common knowledge.

一、引 言

无疑,常识(Common Knowledge)的表示和推理是知识领域中极其关键的研究问题，因为常识的特殊性质使它在多主体(Multi-agent)协同推理、通讯中起着重要的作用。可以看到,对于多主体的问题如三个聪明人问题，Conway问题乃至更一般的博奕理论，分布式处理等，都将涉及到超越个体知识和事实之上的更高层次的知识，这就是常识。常识的概念最早由Lewis和Schiffer独立提出，背景是他们考虑到在通讯或协同推理过程中需要引进一种"无穷阶别"的知识，这是人们最早对常识的理解。

正如人们对知识的理解无法达成一致一样，对于什么是常识，如何使用常识，人们的看法也不划一。常识作为一类特殊的知识，其处理依赖于它所在环境中知识的表示和处理，因此研究常识，必然首先要研究知识。知识的研究最早受到了哲学家、经济学家、人工智能学家们的重视，而近年来计算机科学家对其产生了浓厚的兴趣，他们发现知识的概念对分布式处理系统来说是一个极其有力的分析工具.对分布式处理中知识的研究最早由Halpern和Moses提出，近年来分布式处理得到了更深入的研究，并从理论上抽象为多主体(Multi-agent)风格的研究方向。

本文首先通过对知识研究的形式探索来导出常识概念的种种观点；通过分析分布式系统的知识来讨论常识获取的困难性，最后给出基于共享式常识观点的研究方案。

二、知识的Kripke语义模型

普遍认为，对知识的研究最早起源于由哲学家所写的二本书。一本是Hintikka的"Knowledge and Belief(知识和信念)"，一本是D. Lewis的"Convention(约定)"。在〔FHV〕中，有一个称为Dean问题的著名例子，仅从其描述我们便可知道知识与主体的知道有着密切的关系。有时候人们干脆把知道当作知识来看待。无疑，知识有着二重性质、客观性和主观认同性。

例1 Dean 问题：Dean不知道Nixon是否知道Dean知道Nixon知道'水门事件暴露了'。

从例1可以看出，知识是和主体相关的且涉及到主体意向的一类知识，同时知识的层次性是明显的。

知识的标准语义一般认为是Kripke模型语义。

定义1 知识语言L 设P是由n个主体构成的集合，不妨设P={1, …, n}，Φ_0

王献昌 博士，现在北京航空航天大学作博士后研究，从事计算机科学和人工智能基础理论的研究。
*) 本文得到国家863高科技发展基金、国家博士后研究基金和中国科技大学研究生院北京认知开放实验室研究基金的资助。

维普资讯 http://www.cqvip.com

是最原始的命题集合。根据Φ_0我们可以定义布尔联接$\wedge$，$\neg$和知道算子$K_i(i=1, \cdots, n)$来构造更复杂的公式：

①若$\phi \in \Phi_0$，则ϕ是公式。

②若ϕ，ψ是公式，则$\neg\phi$，$\phi \wedge \psi$，$K_i\phi$ $(i \in P)$也是公式。

由Φ_0，P上公式构成的集合，形成了我们的知识语言L。一般地，L中也可有联结符$\cup$，$\supset$，$\equiv$，但它们一般可以通过$\neg$，$\wedge$来定义，这里不再多述。

显然，Dean问题用知识语言描述为：

$$\neg K_D K_N K_D K_{NP} \wedge \neg K_D \neg K_N K_D K_{NP}$$

这里$p \in \Phi_0$，p是最基本的命题，表示"水门事件暴露了"这个事实。

知识公式的语义解释是通过Kripke结构来定义的：

定义2 知识模型 知识语言L上的一个Kripke结构M是一个$(n+2)$元组：

$$M=(S, \pi, R_1, \cdots, R_n)$$

其中S是状态的集合，称为可能世界的集合，对每一$s \in S$，s是一个对世界的观察；π是一个将S中每一世界s与Φ_0中基本命题的真假值相联系的函数：对于Φ_0中每一命题，它在每一可能世界中的值是确定的。故

$$\pi: S \to (\Phi_0 \to (True, False))$$

R_i是S上的等价关系，这里$i \in P$。R_i试图描述主体i的可达关系，若$(s, t) \in R_i$，则主体i在世界s中认为t是一个可能世界。我们定义$K_i(s)=\{s' \mid (s, s') \in R_i\}$。

定义3 解释$\sqcap$ 设M是一Kripke结构，s是一可能世界，我们说公式ϕ在$\langle M, s\rangle$下为真，记为$\langle M, s\rangle \sqcap \phi$，是指满足如下条件：

①若$\phi \in \Phi_0$，则$\langle M, s\rangle \sqcap \phi$ iff $\pi(s)\phi=True$。

②$\langle M, s\rangle \sqcap \phi \wedge \psi$ iff $\langle M, s\rangle \sqcap \phi$且$\langle M, s\rangle \sqcap \psi$。

③$\langle M, s\rangle \sqcap \neg\phi$ iff $\langle M, s\rangle \not\sqcap \phi$。

④$\langle M, s\rangle \sqcap K_i\phi$ iff对$\forall t \in K_i(s)$，$\langle M, s\rangle \sqcap \phi$。

因此，在结构M中世界s下，称主体i知道ϕ是指ϕ在s下i所认为的所有可能世界中为真。

定义4 有效性，可满足性 对任意给定的结构M，称公式ϕ是有效的，记为$M \sqcap \phi$，是指对任意$s \in S$都有$\langle M, s\rangle \sqcap \phi$。称公式$\phi$在M中是可满足的，是指存在有可能世界$s \in S$使$\langle M, s\rangle \sqcap \phi$。

称公式ϕ是有效的，是指对任意的知识结构M有$M \sqcap \phi$。

称公式ϕ是可满足的，是指存在有知识结构M使得ϕ在M中可满足的。

显然ϕ在M中有效 iff $\neg\phi$在M中不可满足；ϕ是有效的iff $\neg\phi$是不可满足的。

下面给出的公理、推理规则，可追溯至Hintikka，它定义了有关知识模型的完全化的公理系统；这里完全化是指：

①系统的每一公理是有效的，每一推理规则都保持有效性。

②所有有效的公式都可以从这些公理和推理规则得出。

定义5 知识的公理化系统

A1：所有命题重言式之实例

A2：$K_i\phi \wedge K_i(\phi \supset \psi) \supset K_i\psi$ 知识的分布性公理

A3：$K_i\phi \supset \phi$ 知识公理

A4：$K_i\phi \supset K_iK_i\phi$ 知识的正自省公理

A5：$\neg K_i\phi \supset K_i \neg K_i\phi$ 知识的负自省公理

R1：ϕ，$\phi \supset \psi \Longrightarrow \psi$ 分离规则

R2：$\phi \Longrightarrow K_i\phi$ $(i \in P)$ 一般化规则

J.Y.Halpern和R.Mose在85年证明了定理1。

定理1 上述公理系统是完全的。

显然基于命题语言之上的知识语言和S5系统是类似的，而且公式的有效性是可判定的，其判定算法的复杂性为PSPACE。

定理2 知识语言L上公式的有效性是可以判定的，且算法复杂性为PSPACE。

三、对知识的Kripke语义模型的批评

维普资讯 http://www.cqvip.com

哲学家们在争论知识的上述公理化体系是否符合人类的推理时，即使人工智能领域的工作者也对此抱有疑问。

a.知识公理$K_i\phi\supset\phi$一定成立吗？ 此外，真的知识ϕ就一定能被任一主体所知道吗?即推理规则$\phi\Longrightarrow K_i\phi$是否太强了？！

知识公理的含义是，一个主体所知道的一定是有效的。但在实际生活中，大量的推理是，一个主体"相信"自己所知道的，未必一定是真的；例如人人知道鸟会飞，但鸟会飞并非处处有效。此外一个主体所得到的结论更多的带有假设，猜测的成分，这又是什么知识呢？对知识公理的非议导致了"信念系统"的产生。对知识的一般化规则的批评实质上是和知识公理相联系的。既然知道的知识并不一定有效，那么有效的知识也不一定为每一主体所知道了。这样修改后的知识系统就必须提供另外的方式使得主体有能力获取自己所欲知道的知识。这方面工作并没有系统化，但包括：

1.各种非单调推理的方法——获取"信念"的一种途径。

2.多主体之间的通讯——通过交谈方式获取知识。

3.学习——如类比方式。

4.通过常识的设施——获取知识的一种重要方式。

b.知识体系的逻辑万能问题，即对知识的分布性公理的批评。

逻辑万能（Logical Omniscience）问题最早是由Hintikka针对可能世界模型的缺陷而提出来的；主要论据是人类的推理总是在有限的资源下进行——时间资源，空间资源等。实际的计算主体总是资源受限的，我们的知识模型描述了理想情况下知识的模型，因而它无法真实地描述"有限资源"下主体的知识模型，因此现有的知识模型必须承担每一主体都知道他所知道的所有事实的逻辑结论。在这方面，人们从不同角度提出了一些解决方案：

Y.Moses基于分布式计算的知识模型给出了资源受限下的知识模型。在这个模型下，$K_i^B\phi\wedge K_i^B(\phi\supset\psi)\supset K_i^B\psi$不再成立，这里$C\sqsupseteq K_i^B\phi$是指：①$C\sqsupseteq K_i^B\phi$，C是一个时间点，可参考节4。②$K_i\phi$是资源B下受限可计算的。一个明显的例子是：命题$\phi$表示：给定的某图是个圈，命题$\psi$表示：给定的某图是个哈密顿圈。$K_i\phi$在B下受限可计算是指：$\phi$在多项式时间内可判定为真。则显然$K_i^B(\phi\supset\psi)$是成立的，$K_i^B\phi$也成立，但$K_i^B\psi$却不成立。Y.Moses给出一个弱的条件，指出知识的弱分布性质是成立的：

知识的弱分布性：$K_i^B\phi\wedge K_i^B(\phi\supset\psi)\supset K_i^B(\phi\wedge\psi)$

〔FHV90〕给出了一种在自知逻辑下非标准世界的知识模型，称其为非标准，实质上是因涉及到不可能世界。即$\neg\phi$在当前世界s中为真 iff ϕ在s的不可能世界s*中不可能为真。这样一种语义解释所得到的逻辑称为"非标准命题逻辑"(NPL)，建立于非标准命题逻辑上的Kripke结构与标准的Kripke结构相比，便是对每一世界$s\in S$，多了一个不可能世界$s^*\in S$。这样一种非标准的Kripke模型看来在一定程度上可以避免逻辑万能问题。

四、分布式处理的知识模型

分布式处理系统可以看作是由若干个相互作用的处理机构成的系统。每个处理机可以完成某些动作，这些动作改变了处理机的局部状态；处理机之间存在信息传递的媒介，这里我们并不区分处理机间的通讯是同步的还是异步的。系统的状态可以看作是有关系统所有命题集合的一个子集。

定义6 分布式系统的形式定义：

1.一个处理机集合记为$P=\{1,\cdots,m\}$。

2.系统状态可以看作是与系统相关的所有命题集合的一个子集，系统状态集记为S。

3.每一处理机拥有系统状态的一部分，称为视图。用V(p, s)表示，这里$p\in P$，s是

维普资讯 http://www.cqvip.com

系统的状态，称$V(p, s)$为处理机p在状态s的视图。局部状态可以不包含局部时钟的值；即使包含，它和实际时钟的关系也不必加以说明。这种作法的原因是：我们认为系统是由动作驱动的。

4.系统运行的历史可以看作一个run，是系统状态的一个无穷可数序列；也可看作是一个从自然数集到状态集的函数：$r:N\to S$。

5.A为处理机所能执行的所有动作的集合。一般说来，一个处理机视图发生变化，往往意味着该处理机执行了某动作，否则我们说它执行了一个空动作$a^{\perp}$，故$a^{\perp}\in A$。

6.在某一run r下，任一处理机在任一时刻i都有一个可执行的动作，记为$\tau(p)i$，故$\tau: P\to(N\to A)$；若无动作则是指$A(p)i=a^{\perp}$。

7.一个全局历史是一个run和动作函数τ构成的偶对：$H=\langle r, \tau\rangle$。

定义7 称二个历史$H_1=\langle r_1, \tau_1\rangle$，$H_2=\langle r_2, \tau_2\rangle$关于视图等价，记为$H_1\|H_2$，是指每一处理机在任意时刻都通过相同的视图。即

$$\forall i\in N,\ p\in P,\ V(p, r_1(i))=V(p, r_2(i))$$

定义8 系统的一个点记为$\langle H, t\rangle$，这里H是一个历史，$t\in N$，称二个点$\langle H_1, t_1\rangle$，$\langle H_2, t_2\rangle$关于处理机p等价，记为$\langle H_1, t_1\rangle\sim_p\langle H_2, t_2\rangle$，是指

$$V(p, r_1(t_1))=V(p, r_2(t_2))$$

这里$H_1=\langle r_1, \tau_1\rangle$，$H_2=\langle r_2, \tau_2\rangle$。

定义9 称Π_p是处理机p的一个局部协议，是指它是这样一个函数：对该处理机任意视图(局部状态)，都指定了下一个可执行的动作：

$$\Pi_p: V\to t$$

一个全局协议可以定义为是由所有局部协议构成的$\Pi=\{\Pi_p \mid p\in P\}$。

显然协议指导、规范着处理机的动作，也规定了处理机的历史。

定义10 称历史$H=(r, \tau)$是由协议Π的执行所生成，iff H中各处理机所执行的事件都是由Π所说明的，即

$$\forall p\in P,\ t\in N[\tau(p, t)\neq a^{\perp}\to\tau(p,t)=\Pi_p(V(p, r(t)))]$$

故如果$H_1\|H_2$成立，且H_1是由协议Π的执行所生成，则H_2也是由协议Π的执行所生成。

从逻辑的观点看，一个分布式处理系统可以用一个由历史构成的集合R来表征，每一个历史的一点便构成了系统所可能处在的"状态"或"可能世界"，对系统的功能描述便可转化为对系统的历史进行描述。

在一个特定的系统I中，每一基本命题Φ都可由一个点集$\pi(\phi)$来刻划。简言之，在$\pi(\phi)$中的任何点上ϕ都是成立的。由此我们构成了基于知识的分布式系统的如下解释：

定义11 基于知识的分布式系统的解释 设I是一个系统，I上的一个知识解释EX_I是从点到公式的值的一个指派函数：

EX_I：{$\langle H, t\rangle \mid \langle H, t\rangle$为I上点}$\to$(L$\to${True, False})我们记$\langle EX_I, H, t\rangle\sqsubset\phi$，意指$\phi$在解释$EX_I$下，点$\langle H, t\rangle$下为真，若$EX_I$满足如下条件：

1.若ϕ是基本命题则$\langle EX_I, H, t\rangle\sqsubset\phi$ iff$\langle H, t\rangle\in\pi(\phi)$。

2.$\langle EX_I, H, t\rangle\sqsubset\psi\wedge\phi$ iff$\langle EX_I, H, t\rangle\sqsubset\psi$且$\langle EX_I, H, t\rangle\sqsubset\phi$，

3.$\langle EX_I, H, t\rangle\sqsubset\neg\phi$ iff $\langle EX_I, H, t\rangle\not\sqsubset\phi$。

4.$\langle EX_I, H, t\rangle\sqsubset K_p\phi$ iff对任意$\langle H', t'\rangle$若$\langle H, t\rangle\sim_p\langle H', t'\rangle$则$\langle EX_I, H', t'\rangle\sqsubset\phi$。

在分布式系统中，所谓一个处理机p在点$\langle H, t\rangle$知道ϕ是指：ϕ在与$\langle H, t\rangle$有相同视图的$\langle H', t'\rangle$中为真；

从上面分布式系统知识的模型语义可以看出，处理机i的知识$K_i\phi$具有如下性质：

①$K_i\phi\supset\phi$ 知识公理

②$K_i\phi\wedge K_i(\phi\supset\psi)\supset K_i\psi$ 知识的分布式公理

维普资讯 http://www.cqvip.com

这里我们着重说明分布式计算模型实质上是和Kripke语义模型等价的，尽管Kripke模型受到很多人批评，但它在分布式计算中无疑起着重要的作用。这方面的应用工作可参见[PR, CM, HMZ]。

五、有关常识的种种观点

常识概念最早是由Lewis和Schiffer在知识理论的研究中独立提出的。其背景是大家都认为"常识"是知识领域中一类重要的现象，但对常识到底是什么却无法达成共识。

依据传统看法，常识ϕ是和一个主体群G相关的一种"特殊"知识，这种特殊性表现在：

1.主体群G中每一主体i都知道ϕ。

2.主体群G中每一主体i都知道"1"这个事实。

……

n+1.主体群G中每一主体i都知道"n"这个事实。

……

令$E_G\phi=\wedge\{K_i\phi \mid i\in G\}$，称$\Phi$为G的常识，是指对$\forall i\geq 1$，$E_G^i\phi$为真。

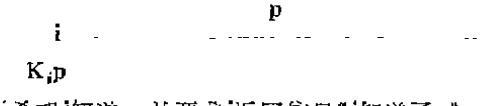
这里，$E_G^1\phi=E_G\phi$，$E_G^{i+1}\phi=E_G(E_G^i\phi)$ $(i\geq 1)$。

如果我们用$C_G\phi$来表示ϕ是G群中的常识，则上述观点可变为：

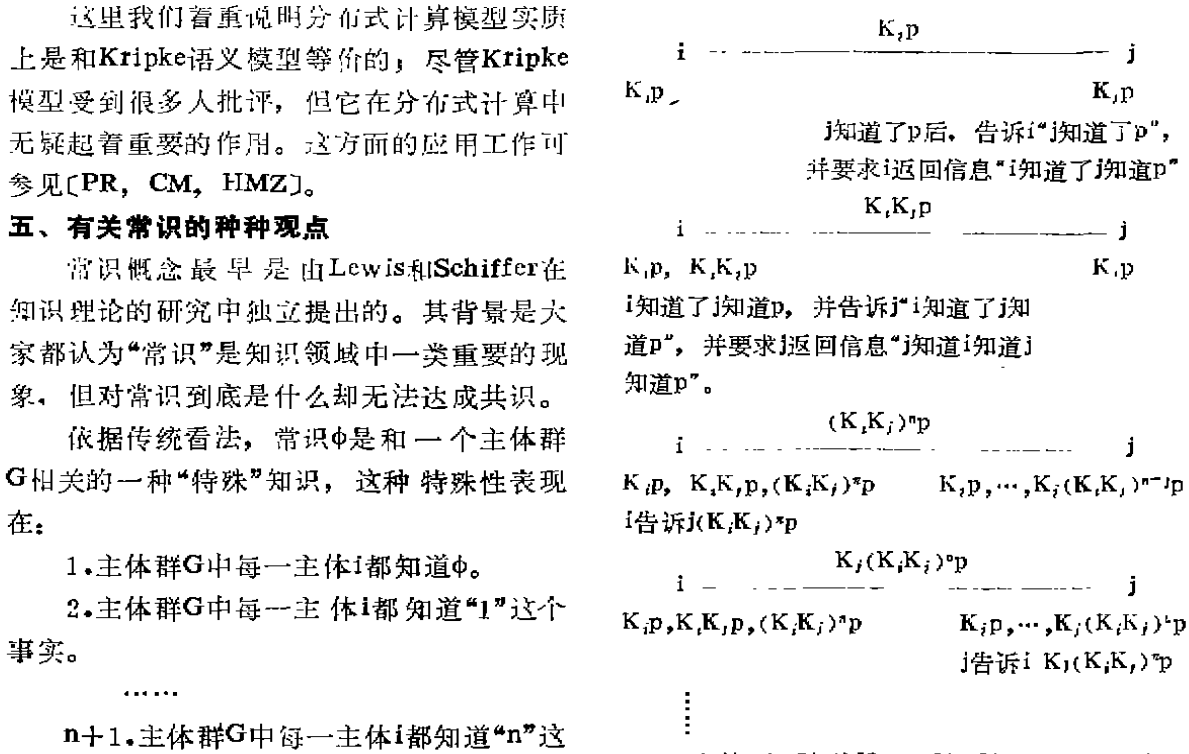
$C_G\phi$为真iff对i=1，2，……，$E_G^i\phi$都为真。

但这种观点的常识在分布式系统中是无法获取的。例如，若存在一个协议，依赖于某常识才能执行动作，则这个动作是无法被执行的。这里举一个例子来说明：

例2 协同作战问题：二个友军称为i，j，位于城市的二侧，现i准备发动一场协同战攻克该城市。为此i需要告诉j"何时攻城"这个信息p。为了确保联合行动的一致性，这个消息必须成为i，j的"常识"才行。



i希望j知道p，并要求j返回信息"j知道了p"



显然为了使K_jp，K_iK_jp，……，$K_i(K_iK_j)^{n-1}p$，$(K_iK_j)^np$，……都为真，需要无穷次通讯才能完成。因此上述常识的观点导致了在异步通讯中，常识是无法获取的；[CM-81]给出了一种非形式的论述，也指出在一般情况下常识是不可获取的。

在[FHM]中，作者依据上述常识的观点得出了一个重要结论：有穷的Kripke结构无法描述常识。为此作者提出了基于知识层次结构的新的语义模型，称为知识模型结构，它比较好地表达了知识的层次性质。但问题仍然是，如果如[Par84]所言，常识是一种客观实在，是一种业已存在而我们只需寻找的东西，那么这样一种"只有通过无穷次对话才能"找到的"知识"又有什么用呢？显然实际的系统往往不用上述的"常识"概念，在必要时，我们往往冒险降低常识的要求而获得有价值的东西——这就是为设施行为而共同把ϕ当作为真的东西——常识性信念。

常识的上述观点显然超越了逻辑本身的元概念，无法用逻辑本身来表达。有关常识的不动点观点便成为在逻辑中表达常识的一

维普资讯 http://www.cqvip.com

种途径。

在[HW85]中，若在基于Kripke语义的知识公理系统中再加入如下公理和推理规则，便可以得到常识逻辑的一个完全化的公理系统：

C_1：$E_G\phi \equiv \bigwedge\{K_i\phi \mid i \in G\}$

C_2：$C_G\phi \wedge (C_G(\phi \supset \psi)) \supset C_G\psi$

C_3：$C_G\phi \equiv E_G(\phi \wedge C_G\phi)$

RC_1：$\phi \supset E_G\phi \Longrightarrow \phi \supset C_G\phi$

其中公理C3称为C_G的不动点公理，[HM84]讨论了上述不动点的性质，指出C_G是满足方程$X \equiv E_G(\phi \wedge X)$的最大不动点。$RC_1$规则称为$C_G$的归纳规则，则由$\phi \supset E_G\phi$可归纳得出$\phi \supset C_G\phi$。有关$C_G$的解释如下：

设M是一Kripke结构，称$s \sim_G t$若

存在序列$s_0, \cdots, s_{n+1}$使得$n \geqslant 0$，

$s_0 = s$，$s_{n+1} = t$且

$\forall i = 0, \cdots, n$ 日$p \in G$使得

$s_i \sim_p s_{i+1}$

定义12 $\langle M, s\rangle \models C_G\phi$ iff 对任意t，若$s \sim_G t$则$\langle M, t\rangle \models \phi$。

一种等价的定义是：

$\langle M, s\rangle \models C_G\phi$ iff $\forall i = 1, 2, \cdots\cdots, \langle M, s\rangle \models E_G^i\phi$

常识的另一种观点可称为共享环境的观点，这是由Clark和Marshall所提倡的，近年来颇受重视。在这里每一知识都和一个情态（situation）相联系，情态本身也是主体（agent）认识的对象，故假如说，有二个主体记为p和q，在情态S下有断言：

①$S \models \phi$　ϕ为S下真的命题

②$S \models K_pS$　S下主体p知道S（也可表示为knows(p, s)）

③$S \models K_qS$；S下主体q知道S

则ϕ便是p，q二个主体的常识。之所以称上述常识的定义为共享式，实质上是指S构成了p，q的共享知识域，即，对任意ϕ'若$S \models \phi'$则ϕ'必为p，q的常识。

正如J.Barwise所指出的，对形式系统而言，“知道δ”比“拥有δ”应有更强的含义。知道ϕ一定会拥有ϕ，但拥有ϕ未必一定知道ϕ。这里“拥有”更多的是一个客观标准，而知道则既有客观性又有认同性。显然对知识系统客观标准的降低和认同性的增强，将使它有可能变为一个信念系统，由于信念系统中信念的主观性，故信念维护技术便成为信念系统的一个核心课题。信念，按照一般说法[Luk]是一种超越问题本身的、具有常识性结论的东西（the Conclution of Commonsense）；Perlis详细分析了这个问题，给出了信念的一个非形式定义：

定义13　一个命题p被一个主体i相信是指：i为了实施某行为而将p当作真的命题。

Winegrand给出的一个例子可以说明这一点：

假定我计划开车去上班，我必须决定我的车放在什么地方；若没有更好的事实，我的车一般都停在我上次停车的地方。

按照Perlis的定义“我的车放在我上次停车的地方”能成为信念，必须具备二个条件①我把它看作是真的②我准备去这个地方开我的车。因此信念更多地和行为的实施相联系，在此意义上，它和分布式系统中知识的作用有相同的地方。因此从经验和应用的角度讲，常识并不排除是某一类特殊的信念。

六、基于共享观点的常识研究方案

研究常识有二种最基本的途径。一种可称为“是什么”的研究，传统的研究大多沿这条路子发展。要研究的主要问题是：①在一个知识系统中什么样的知识才是常识；②常识具备何种形式特性。这种方法不同程度地在理论上澄清了有关常识的许多迷惑，也给形式化常识概念制定了一个标准——尽管并非人人认同这个标准。但这种方法太形而上学了，以致于很不好用。而实际生活中，常识往往是我们认为是常识的一类知识，我们先验地把它看作常识的理由有二点：①这是一种约定；②我们要用它，因此研究常识的

维普资讯 http://www.cqvip.com

第二种途径是"如何用"的途径。在此种方法中，常识被认为是一类已经约定的知识，我们的工作在于如何依据常识的性质去使用它。显然"如何用"首先要取决于"如何去表达"。利用情态不失为表达常识的一种好方法，最近也出现了一些面向情态的逻辑程序设计系统，如PROSIT (SITuation oriented PROgramming Language)。但逻辑能否也支持这种基于共享的常识观点呢?

在文[WXC a, b]中，我们分析了这种可能性，指出若站在"如何用"的立场上，以逻辑的方法来描述和使用常识，这样的逻辑体系是可以建立的，但:

1．必须引进"常识主体"这个抽象的个体，在[WXC b][KON]中又称之为fool推理者。fool推理者所知道的知识一定是常识'且fool所知道的一定是真的。故有

a．fool相信所有命题重言式之实例;

b．fool若相信a，则fool必然认为其它agent也相信a;

c．fool相信a，则a必然为真;

有关更详细的规定见下面的一个初始公理系统。

2．必须丢弃知识公理这个有争议的公理;但这样一来，在知识结构中每一主体应有自己的一套观察知识，推理规则和信念。这里观察知识表达了主体所拥有的知识;推理规则表达了主体使用知识的能力，特别地，规则可以是非单调的;信念是指主体曾"认为"为真并且不曾变为假的知识，这些知识又依其"真值"性质分为二类:一类是真的知识，一类是主体相信或把它当作真的知识。

3．知识和主体行为的实施是不可分割的，因此主体必须有"做"的机制。在所有行为中，主体之间的通讯是最基本的一类行为，且通讯协议规定了各个主体的通讯行为。

4．主体之间的相互作用，动作的执行都将改变主体的知识状态。主体有能力自主地寻求自身状态的一致性，因此主体是可进化的。

5．从技术角度看，主体表现进化的主要方式是信念的自动修正与维护。

在上述指导思想下，我们在二条路线上展开了研究工作:

路线1：形式化常识的工作:即研究能反映上述思想的逻辑公理体系[WXC-92]。

由于这样的公理化体系还不完善，因此我们不再详细介绍这样的公理体系，我们只给出它的一个简单框架和简单应用。

例3 Conway Parodox。二个人，手里各握着一个白球，轮流问他们"知道对方手里球的颜色吗?"都将回答"No"。但若告诉他们至少有一人手里是白球，当第一个回答No后，则第二个便会回答"Yes"。

设p代表第一人手里球是白球这个命题，q代表第二个人手里球是白球这个命题，则

Conway Parodox公理化表达为:

$T_1 \equiv \{$

$p \wedge q$——全局知识

$fool_i$: $\{p \vee q$——至少有一人手里的球是白球这个"常识"

$K_1 p \cup K_1 \neg p$——每个人知道自己手里球的颜色也是个"常识"

$K_2 q \cup K_2 \neg q\}$

K_1: $\{p\}$——第一个人知道自己手里是白球

K_2: $\{q\}$——第二个人知道自己手里是白球$\}$

现在对T_1进行查询? $K_1 q$，则回答No，即$T_1 \nvdash K_1 q$。然后将$\neg K_1 q$作为常识加入T_1，T_1变为T_2:

$T_2 \equiv \{$

$p \wedge q$,

$fool_i$: $\{p \vee q$, $K_1 p \vee K_1 \neg p$, $K_2 q \vee K_2 \neg q$, $\neg K_1 q\}$

K_1: $\{p\}$, $K_2\{q\}\}$

则有$T_2 \vdash K_2 p$

我们的工作是试图寻找出K_i的有效解释"$\vdash$"并构造相应的公理化系统，给出相应

维普资讯 http://www.cqvip.com

的⊢。这个工作从现在来看发展还不很大，但已经有一个初始的公理系统W和⊢：

W系统包含的公理为：

A1．对任意的命题重言式之实例p，K_0p。

A2．$K_0(K_i(p\supset q)\cap K_0p)\supset K_iq$

A3．$K_0(K_0(p\supset q)\cap K_ip)\supset K_iq$

A4．$K_0p\supset p$

A5．$K_0K_ip\supset K_0p$

A6．$K_0(K_ip\supset K_iK_ip)$

W系统包含的推理规则为：

R1．$K_0p\Rightarrow K_0K_ip$

R2．设$i\geqslant 0$，$i1$，…$ii\in AG$则$K_{i1}\cdots K_{ii}p$，$K_{i1}\cdots K_{ii}(p\supset q)\Rightarrow K_{i1}\cdots K_{ii}q$

当n＝0时，上述规则就是一般的分离规则p，$p\supset q\Rightarrow q$。R2规则称为多重分离规则。

$T_2\vdash K_2p$在上述公理系统下的证明从略。

线路2：从构造有关信念的推理体系出发。出发点是非单调推理与信念维护，进一步研究多主体的信念(知识)结构和协同推理技术，并以传统的逻辑程序为基础，开发出一个实用的新型的逻辑程序设计环境——即"Agent-Oriented Logic Programming Environment。

我们的工作共分四个阶段，从87年至今已基本完成了第一阶段的工作：

1．提出了一个基于默认(Default)理论和Horn逻辑之上的非单调的逻辑程序语言，建立了一套相关的理论模型。

2．完成了一个初始的非单调逻辑程序设计和推理系统GKD-NMRS。

该系统的特点有：

1．GKD-NMRS的语言简洁，表达能力强，是对Prolog语言的发展，除能描述一般的事实、规则外，还可以有效地表达经验知识。

2．既可以进行基于假设的非单调推理，又能够自动维护自身信念。

3．提出了"程序生命体"的概念，其含义为：程序在其生存的每一时刻都保留有它曾"思索"过的信念，通过人-机交互能对自身信念进行组织、维护，发现矛盾并反作用于用户，从而使GKD-NMRS可以发展成为能动自主的"主体"。

我们工作的第二个阶段已开始大致三年。目标是建立一个完善的、实用的、面向主体的新型逻辑程序设计系统。除保留原系统的特色外，我们将分别在SUN工作站和PC上：

- 完善系统的各种处理功能；
- 提高系统的运行效率；
- 开发智能界面；
- 提高非单调推理能力和信念维护能力；
- 研究带变量的维护模型。

第三、第四阶段的工作属于预演性质，是课题进一步的发展和规划。第三阶段工作是以产品化的第二阶段工作为依托，研制出面向多主体体系结构的，每一主体能单独推理，学习，通讯的初级多主体推理系统。而第四阶段工作则是在第三阶段成熟理论技术的基础上，使该初始原型产品化。最终目标：建立一个面向主体的逻辑程序开发环境。（参考文献略）