*[逻辑·语言与认知] 主持人: 何向东

主持人语:认知逻辑处理的是关于知识和信念等认知概念的逻辑性质和关系的问题。而理解是一个描述主体认知状态的概念,其对象可以是命题,也可以是主体。本期李小五、何纯秀的《一个刻画理解的认知逻辑》一文,通过问卷调查得知,绝大多数调查对象直观上都认为理解一个命题就是知道它的意义。文章指出,在认知逻辑中,作为一个模态算子的理解,可以在一个较弱的意义上用知道算子来刻画:理解一个命题就是知道它的真假。文章对理解进行了认知逻辑刻画,旨在揭示理解与知道之间的联系与区别。对认知主体的刻画有单主体的,也有多主体的。多主体的自认知逻辑系统,是在单主体知道逻辑系统的基础上进行的扩充。董英东的《多主体自认知逻辑系统》一文,将单主体的K45系统扩充为多主体的K45n系统,并介绍了该系统的语法规则和稳定集以及典范模型的语义和证明理论,同时也对该系统的可靠性和完全性进行了证明。

蒯因说:"同一性是产生哲学困惑的一个常见的根源。"对同一性这个基本问题,人们从不同的角度思考。莱布尼茨将个体的同一与性质联系起来讨论,对弗雷格、罗素、蒯因、克里普克等人的同一性理论产生过深刻影响。在学习前贤的基础上,吕进在《认识的同一性与指称问题》一文中认为,同一性既涉及所指,又涉及涵义,与指称理论密切相关,是关于个体自身同一的认识问题。

一个刻画理解的认知逻辑

李小五[1],何纯秀[2]

(1. 西南大学 逻辑与智能研究中心,重庆市 400715;2. 厦门大学 哲学系,福建 厦门 361005)

摘 要:通过两次问卷调查可以发现,绝大多数调查对象直观上都认为:理解一个命题就是知道它的意义。然后我们认为,在认知逻辑中,理解,作为一个模态算子,可以在一个较弱的意义上用知道算子来刻画:理解一个命题就是知道它的真假。由此,我们给出一个刻画理解的认知逻辑来揭示理解与知道之间的联系与区别。

关键词:理解;知道;认知逻辑

中图分类号:B815.1 **文献标识码:**A **文章编号:**1673-9841(2009)05-0066-05

理解(Understanding)是一个描述主体认知状态的概念。理解的对象可以是命题,也可以是主体。例如,我们常说:"我理解你。"本文我们只考虑对象是命题的理解。

"理解一个命题"到底是什么意思?下面是我们做的两次相关的问卷调查:

2006—2007学年度下学期,我们在中山大学《模态逻辑》课程班做了一次随机调查。调查的题目是"'我理解命题φ'是什么意思"。共有22人参与,都成功回收。这是一个开放性的调查,参与者自己给出答案,然后由我们总结归类。令φ是一个命题。下面是总结归类得到的结果:

1. 理解φ就是知道φ。(4人,18.18%)

2. 理解φ就是知道φ的真假。(5人,22.73%)

3. 理解φ就是知道(明白、理解)φ的意义。(10人,45.45%)

4. 理解φ就是相信φ为真。(3人,13.64%)。

这次调查尽管只有22人,但对象是逻辑学专业的硕士研究生。他们中有10人认为"理解φ就是知道φ的意义",占总人数的45.45%。但从正

* 收稿日期:2009-05-24
作者简介:李小五(1955-),男,河北涞水人,西南大学逻辑与智能研究中心兼职教授;厦门大学哲学系、中山大学哲学系,教授,博士生导师,主要研究逻辑学。
基金项目:国家社科基金项目"更新语义与动态认知逻辑研究"(08BZX050),项目负责人:李小五。

统逻辑的观点看，φ 的意义就是 φ 的真假，所以，我们可以说，一共有 15 人认为“理解 φ 就是知道 φ 的真假”，占总人数的 68.18%。

时隔两年，笔者之一（何纯秀）在厦门大学校选课《普通逻辑学专题》课程班上又做了一次随机的课堂调查。时间及地点：2009 年 3 月 25 日晚 19 时；厦门大学漳州校区主楼四号楼 311 室。对象及人数：厦门大学 2008—2009 学年度第二学期校选课《普通逻辑学》部分学生（2008 级和 2009 级大学本科生）。调查的对象共 145 人。调查题目：“‘我理解命题 φ’是什么意思？”我们有三个备选答案：

1. 理解 φ 就是知道 φ。
2. 理解 φ 就是知道 φ 的意义（真值、情感和价值等）。
3. 其他。

统计结果如下：

1. 理解 φ 就是知道 φ。（4 人，2.76%）
2. 理解 φ 就是知道 φ 的意义（真值、情感和价值等）。（119 人，82.07%）
3. 其他。（22 人，15.17%）

这次调查的对象来自全校 17 个学院 37 个系 43 个专业。他们没有逻辑专业研究生对命题所具有的固见，所以对“‘理解一个命题’是什么意思”的回答，更具有直观性。这使得我们后面给出的对理解的逻辑刻画具有更强的适用性。在对 145 人的调查中，学生的诚实性是非常重要的。我们要求他们每人只能选择一个答案，得到答案的数目与实际参加人数一致，因此调查有效。其中有 119 人认为“理解一个命题就是知道这个命题的意义”，占调查总人数的 82.07%。

综合两次调查结果，我们看到，绝大多数调查对象直观上认为：

理解一个命题就是知道它的意义。

我们说过，从正统逻辑的观点看，φ 的意义就是 φ 的真假。维特根斯坦也认为：“要理解一个命题 p，仅仅知道 p 表示‘p 是真的’还不够，而必须也知道 $\neg$p 表示‘p 是假的’。”[1]4-5 他认为只有同时知道一个命题具有真和假两种情况，才能算理解了一个命题。

结合我们调查的结果和维特根斯坦的观点，本文我们把理解命题 φ 等同于知道它的真假。具体说就是：“主体理解命题 φ，当且仅当，φ 真时他知道它真，φ 假时他知道它假”。

下面我们提出一个刻画理解的认知逻辑 ELU。

一、语言与语义

令 $PV:=\{p_1,\cdots,p_n,\cdots\}$ 是一个由可数多个命题变元组成的集合。

定义 1.1

(1)**认知语言** L 是由以下规则给出的全体公式 φ 的集合：

$\varphi ::= p \mid \neg\varphi \mid (\varphi\vee\psi) \mid K\varphi \mid U\varphi$，其中 $p\in PV$。

(2)任给 $\varphi,\psi\in L$，我们引入下列缩写：

$(\varphi\wedge\psi):=\neg(\neg\varphi\vee\neg\psi)$，

$(\varphi\rightarrow\psi):=(\neg\varphi\vee\psi)$，

$(\varphi\leftrightarrow\psi):=((\varphi\rightarrow\psi)\wedge(\psi\rightarrow\varphi))$，

$\top:=(p\vee\neg p)$，

$\perp:=\neg\top$，

$k\varphi:=\neg K\neg\varphi$。$\dashv$

说明：$K\varphi$ 直观表示主体知道 φ，而 $U\varphi$ 直观表示主体理解 φ。

下面我们总是省略一个公式最外面的括号。至于一个公式内部的括号，我们根据下面符号左强右弱的结合力来省略：

$\neg,K,U,\wedge,\vee,\rightarrow,\leftrightarrow$。

同时我们还规定同类联结符满足右向结合原则，因此 $\varphi_1\rightarrow\cdots\rightarrow\varphi_n$ 表示 $\varphi_1\rightarrow(\cdots\rightarrow\varphi_n)\cdots)$。

定义 1.2

(1)L 的**认知框架**是一个二元组(W,R)，其中 $W\neq\emptyset$ 是一个状态集，R 是 W 上的一个二元等价关系，即 R 满足下列**框架条件**：

(自返性)$\forall w\in W(wRw)$。

(对称性)$\forall wu\in W(wRu\Rightarrow uRw)$，

(传递性)$\forall wuv\in W(wRu$ 且 $uRv\Rightarrow wRv)$。

(2)L 的**认知模型**是一个三元组(W,R,V)，其中(W,R)是一个认知框架，V 是从 PV 到 $\wp(W)$ 中的一个映射。我们也称 V 是 F 上的一个**赋值**。

(3)令 Frame 是所有认知框架组成的类，Model 是所有认知模型组成的类。$\dashv$

说明：wRu 表示 $(w,u)\in R$，它通常直观解释为主体不能分辨状态 w 和 u（即主体不能说出状态 w 和 u 有什么不同）。

定义 1.3(**真值定义**)　令 $M=(W,R,V)\in$ Model。对于每一个 $\varphi\notin PV$，相对于 M，如下递归定义 φ 的真值集 $V(\varphi)$：对所有 $w\in W$，

(1)$w\in V(\neg\varphi)\Leftrightarrow w\notin V(\varphi)$，

(2)$w\in V(\varphi\wedge\psi)\Leftrightarrow w\in V(\varphi)$ 且 $w\in V(\psi)$，

(3)$w\in V(K\varphi)$

$\Leftrightarrow\forall u\in W(wRu\Rightarrow u\in V(\varphi))$，

(4) $w \in V(U\varphi)$

$\Leftrightarrow \forall u \in W(wRu \Rightarrow (w \in V(\varphi) \Leftrightarrow u \in V(\varphi)))$。⊣

说明：据(3)，主体在状态 w 知道 φ，当且仅当，对于所有状态 $u \in W$，如果他不能把 w 和 u 分辨开来，那么 φ 在 u 上真。因此，根据同一个观点，主体在 w 上理解 φ，当且仅当，对于所有状态 $u \in W$，如果他不能把 w 和 u 分辨开来，那么，不可能 φ 在 w 和 u 中的一个状态上真，而在另一个状态上假。这就是我们对理解这个概念的分析。

易证下列引理：

引理 1.4　令 $(W,R,V) \in Model$。那么

(1) $V(\neg\varphi) = W - V(\varphi)$；

$V(\varphi \wedge \psi) = V(\varphi) \cap V(\psi)$；

$V(\varphi \vee \psi) = V(\varphi) \cup V(\psi)$；

$V(\bot) = \emptyset, V(T) = W$。

(2) $V(\varphi) \cap V(\varphi \to \psi) \subseteq V(\psi)$。

(3) $V(\varphi \to \psi) = W \Leftrightarrow V(\varphi) \subseteq V(\psi)$。

(4) $V(\varphi \leftrightarrow \psi) = W \Leftrightarrow V(\varphi) = V(\psi)$。⊣

定义 1.5 **(有效性定义)**　令 $F = (W,R) \in Frame$ 和 $M = (W,R,V) \in Model$。

(1) φ 在 M 中有效，记为 $M \models \varphi$，$\Leftrightarrow V(\varphi) = W$；否则 φ 在 M 中无效，记为 $M \not\models \varphi$。

(2) φ 在 F 上有效，记为 $F \models \varphi$，$\Leftrightarrow$ 对于 F 上的每一个赋值 V，$V(\varphi) = W$；否则 φ 在 F 中无效，记为 $F \not\models \varphi$。

(3) 规则 $\varphi_1, \cdots, \varphi_n \ / \ \psi$ 相对于 M 保持有效性 $\Leftrightarrow V(\varphi_1) = \cdots = V(\varphi_n) = W \Rightarrow V(\psi) = W$。⊣

二、认知系统 ELU

本节我们要给出刻画理解的一个认知系统，并推出一些我们想要的东西。

定义 2.1

(1) **认知系统** EL 定义如下：

(Taut) 重言式的所有实例，

(K) $K(\varphi \to \psi) \to K\varphi \to K\psi$，

(T) $K\varphi \to \varphi$，

(4) $K\varphi \to KK\varphi$，

(5) $\neg K\varphi \to K\neg K\varphi$，

(MP) $\varphi, \varphi \to \psi \ / \ \psi$，

(RN) $\varphi \ / \ K\varphi$。

(2) **认知系统** ELU 是 EL 加下面公式：

(U) $U\varphi \leftrightarrow (\varphi \to K\varphi) \wedge (\neg\varphi \to K\neg\varphi)$。⊣

说明：EL 就是通常的 S5 系统，所以公理 U 可以称为 ELU 的特征公理。

定义 2.2　令 S 是上述系统。φ 是 S 的定理，表示为 $\vdash_S \varphi$，如果 φ 在 S 中有一个形式证明，即存在一个公式序列 $\varphi_1, \cdots, \varphi_n$ 使得对每一个 $1 \leqslant i \leqslant n$，$\varphi_i$ 是 S 的某个公理的实例，或者 φ_i 是通过 S 的规则从它前面的公式得到。⊣

定理 2.3　下面是 ELU 的定理和导出规则：

(1) $K\varphi \to U\varphi$。

(2) $\varphi \ / \ U\varphi$。

(3) $U\varphi \leftrightarrow U\neg\varphi$。

(4) $UT, U\bot$。

(5) $U\varphi \wedge U\psi \to U(\varphi O \psi)$，

其中 $O \in \{\wedge, \vee, \to, \leftrightarrow\}$。

(6) $U\varphi \wedge \varphi \to K\varphi$。

(7) $U\varphi \wedge \neg\varphi \to K\neg\varphi$。

(8) $K\varphi \to U\varphi \wedge \varphi$。

(9) $K\varphi \leftrightarrow U\varphi \wedge \varphi$。

(10) $U\varphi \leftrightarrow K\varphi \vee K\neg\varphi$。[3]

(11) $U\varphi \leftrightarrow KU\varphi$，从而 $U\varphi \to UU\varphi$。

(12) $\neg U\varphi \leftrightarrow K\neg U\varphi$，从而 $\neg U\varphi \to U\neg U\varphi$。

(13) $\varphi \leftrightarrow \psi \ / \ U\varphi \to U\psi$。

证明：

(1) 据公理和重言式的实例，我们有

① $K\varphi \to \varphi \to K\varphi$，和

② $\varphi \to \neg\varphi \to K\neg\varphi$。

而据②、公理 T 和假言命题三段论，我们有

③ $K\varphi \to \neg\varphi \to K\neg\varphi$。

所以，据①和③，我们有

$K\varphi \to (\varphi \to K\varphi) \wedge (\neg\varphi \to K\neg\varphi)$，

再据公理 U，我们有 $K\varphi \to U\varphi$。

(2) 据 RN 和(1)。

(3) 易见下列公式是定理：

$(\varphi \to K\varphi) \wedge (\neg\varphi \to K\neg\varphi)$

$\leftrightarrow (\neg\varphi \to K\neg\varphi) \wedge (\neg\neg\varphi \to K\neg\neg\varphi)$。

所以，据公理 U，我们有 $U\varphi \leftrightarrow U\neg\varphi$。

(4) 据(2)，有 UT。再据(3)有 $U\bot$。

(5) 易见下列公式是定理：

$K\neg\varphi \vee K\neg\psi \to K(\neg\varphi \vee \neg\psi)$。

这样，下列公式是定理：

$(\varphi \to K\varphi) \wedge (\neg\varphi \to K\neg\varphi)$

$\wedge (\psi \to K\psi) \wedge (\neg\psi \to K\neg\psi)$

$\to (\varphi \wedge \psi \to K(\varphi \wedge \psi))$

$\wedge (\neg(\varphi \wedge \psi) \to K(\neg(\varphi \wedge \psi)))$。

所以，据公理 U，有 $U\varphi \wedge U\psi \to U(\varphi \wedge \psi)$。

据 $U\varphi \wedge U\psi \to U(\varphi \wedge \psi)$ 和(3)，有

$U\varphi \wedge U\psi \to U(\varphi O \psi)$，

其中 $O\in\{\vee,\rightarrow,\leftrightarrow\}$。

(6)和(7)的证明易得,故从略。

(8)据公理 T,我们有 $K\varphi\rightarrow\varphi$,所以据(1)就有 $K\varphi\rightarrow U\varphi\wedge\varphi$。

(9)据(6)和(8)而得。

(10)易证下列公式是一重言式的一实例:

$$(\varphi\rightarrow K\varphi)\wedge(\neg\varphi\rightarrow K\neg\varphi)\rightarrow K\varphi\vee K\neg\varphi。$$

所以据公理 U,有 $U\varphi\rightarrow K\varphi\vee K\neg\varphi$。

另一方面,据(1),我们有

$K\varphi\rightarrow U\varphi$,　$K\neg\varphi\rightarrow U\neg\varphi$。

因此有

$K\varphi\vee K\neg\varphi\rightarrow U\varphi\vee U\neg\varphi$。

所以据(3)有 $K\varphi\vee K\neg\varphi\rightarrow U\varphi$。

(11)据 T 有 $KU\varphi\rightarrow U\varphi$。下证 $U\varphi\rightarrow KU\varphi$。

①$K\varphi\rightarrow KK\varphi, K\neg\varphi\rightarrow KK\neg\varphi$;公理 4

②$(\varphi\rightarrow K\varphi)\rightarrow(\varphi\vee K\neg\varphi\rightarrow K\varphi\vee KK\neg\varphi)$,

$(\neg\varphi\rightarrow K\neg\varphi)\rightarrow(\neg\varphi\vee K\varphi\rightarrow K\neg\varphi\vee KK\varphi)$;

①和 PC 的导出规则[①]

③$(\varphi\rightarrow K\varphi)\wedge(\neg\varphi\rightarrow K\neg\varphi)$

$\rightarrow(k\neg\varphi\rightarrow KK\neg\varphi)$,

$(\neg\varphi\rightarrow K\neg\varphi)\wedge(\varphi\rightarrow K\varphi)\rightarrow(k\varphi\rightarrow KK\varphi)$;

②和 PC 的导出规则

④$(k\varphi\rightarrow K\psi)\rightarrow K(\varphi\rightarrow\psi)$;EL 的定理[2]25

⑤$(\varphi\rightarrow K\varphi)\wedge(\neg\varphi\rightarrow K\neg\varphi)\rightarrow K(\neg\varphi\rightarrow K\neg\varphi)$,

$(\neg\varphi\rightarrow K\neg\varphi)\wedge(\varphi\rightarrow K\varphi)\rightarrow K(\varphi\rightarrow K\varphi)$;

③和④

⑥$(\varphi\rightarrow K\varphi)\wedge(\neg\varphi\rightarrow K\neg\varphi)$

$\rightarrow K(\varphi\rightarrow K\varphi)\wedge K(\neg\varphi\rightarrow K\neg\varphi)$;

⑤和 PC 导出规则

⑦$(\varphi\rightarrow K\varphi)\wedge(\neg\varphi\rightarrow K\neg\varphi)$

$\rightarrow K((\varphi\rightarrow K\varphi)\wedge(\neg\varphi\rightarrow K\neg\varphi))$;

⑥和 K 的定理

⑧$U\varphi\rightarrow KU\varphi$。　⑦和公理 U

再据(1),我们有 $U\varphi\rightarrow UU\varphi$。

(12)据 T 有 $K\neg U\varphi\rightarrow\neg U\varphi$。下证 $\neg U\varphi\rightarrow K\neg U\varphi$。据(10),只须证

$\neg(K\varphi\vee K\neg\varphi)\rightarrow K\neg(K\varphi\vee K\neg\varphi)$。

为此只须证

$k(K\varphi\vee K\neg\varphi)\rightarrow K\varphi\vee K\neg\varphi$。

为此只须证

$kK\varphi\vee kK\neg\varphi\rightarrow K\varphi\vee K\neg\varphi$。

而据李小五[2]51,这显然。

(13)如通常易证

(RE)$\varphi\leftrightarrow\psi$ / $K\varphi\rightarrow K\psi$,

据(10)只须证

$\varphi\leftrightarrow\psi$ / $K\varphi\vee K\neg\varphi\rightarrow K\psi\vee K\neg\psi$。

而据 RE,这是很容易证明的。⊣

说明:从 ELU 推出来的东西在我们看来很自然地刻画了理解这一概念。

据(13),易见 ELU 满足组合原则和可证等价置换定理。

注意:令 $R(w)=\{u\in W\mid wRu\}$。则据(10),我们可以用下列条件代替 1.3(4):

$w\in V(U\varphi)\Leftrightarrow R(w)\subseteq V(\varphi)$ 或 $R(w)\subseteq W-V(\varphi)$。

我们之所以用 $U\varphi\leftrightarrow(\varphi\rightarrow K\varphi)\wedge(\neg\varphi\rightarrow K\neg\varphi)$

而不是 $U\varphi\leftrightarrow K\varphi\vee K\neg\varphi$ 作为特征公理,就是因为 1.3(4)来自我们对理解这一概念最初的直观分析。

现在据(10),我们有

主体理解 φ 当且仅当 φ 或 $\neg\varphi$ 是他的知识。

这反映了一种认知意义上的排中律。

三、可靠性与完全性

框架可靠性定理 3.1　**ELU** 的每一个定理在所有认知框架中有效。

证明:任给认知框架(W,R)和其上赋值 V。

验证公理 U:

$w\in V(U\varphi)$

$\Leftrightarrow\forall u\in W(wRu\Rightarrow(w\in V(\varphi)\Leftrightarrow u\in V(\varphi)))$

$\Leftrightarrow(\forall u\in W(wRu\Rightarrow(w\in V(\varphi)\Rightarrow u\in V(\varphi))))$ 和

$(\forall u\in W(wRu\Rightarrow(w\in V(\neg\varphi)\Rightarrow u\in V(\neg\varphi))))$

$\Leftrightarrow(w\in V(\varphi)\Rightarrow\forall u\in W(wRu\Rightarrow u\in V(\varphi)))$ 和

$(w\in V(\neg\varphi)\Rightarrow\forall u\in W(wRu\Rightarrow u\in V(\neg\varphi)))$

$\Leftrightarrow(w\in V(\varphi)\Rightarrow w\in V(K\varphi))$ 和

$(w\in V(\neg\varphi)\Rightarrow w\in V(K\neg\varphi))$

$\Leftrightarrow w\in V((\varphi\rightarrow K\varphi)\wedge(\neg\varphi\rightarrow K\neg\varphi))$。

其余公理和规则的验证如通常。⊣

框架完全性定理 3.2　每一个在所有认知框架上有效的公式都是 **ELU** 的定理。

证明:如常定义 ELU 的典范模型(W,R,V)。只须证:对所有 $w\in W$,

(%)$\varphi\in w\Leftrightarrow w\in V(\varphi)$。

φ 是原子公式 $p,\neg\psi,\psi\vee\theta$ 和 $K\psi$ 时的证明如通常,所以下面我们只须考虑 $\varphi=U\psi$。

---

① 这里 PC 表示经典命题演算。

$U\psi \in w$

$\Leftrightarrow (\psi \to K\psi) \wedge (\neg\psi \to K\neg\psi) \in w$　据公理 U

$\Leftrightarrow w \in V((\psi \to K\psi) \wedge (\neg\psi \to K\neg\psi))$　据已证

$\Leftrightarrow w \in V(U\psi)$。　据可靠性定理的证明　⊣

四、讨论

本节我们来讨论，从 ELU 中我们能得到什么，又得不到什么。

据定理 2.3，ELU 描述了理解具有下列性质：

1. 我们理解我们所知道的东西，或者说，主体总能理解它的知识(2.3(1))。

2. 主体理解命题 φ 当且仅当它理解 φ 的否定(2.3(3))。

3. 主体总能理解重言式和矛盾式(2.3(4))。

4. 知识就是真理解(2.3(9))。

5. 主体对理解有正反思能力(2.3(11))。也描述主体理解自己的理解。

6. 主体对理解有负反思能力(2.3(12))。

也描述了主体理解自己的不理解。

这些都是理解与知道之间非常自然的关系。我们撰写本文的初衷就是要得到这些关系。

下面我们将证明有一些刻画理解的公式不是 ELU 的定理。

定理 4.1　下列公式不是 ELU 的定理和导出规则：

(1) $U(\varphi \wedge \psi) \to U\varphi \wedge U\psi$。　(UM)

(2) $\varphi \to \psi$ / $U\varphi \to U\psi$。　(UM)

(3) $U(\varphi \to \psi) \to U\varphi \to U\psi$。　(UK)

证明：

(1)据框架可靠性定理，只须证明 $U(p \wedge q) \to Up$ 在某个认知模型中无效。定义(W,R,V)：

$W = \{(w, u\}$，

$R = \{wRw, uRu, wRu, uRw\}$，

$V(p) = \{w\}$，　$V(q) = \emptyset$。

易见(W,R)是一个认知框架，并且有

$w \in V(p \wedge q \to K(p \wedge q))$　和

$w \in V(\neg(p \wedge (q) \to K\neg(p \wedge q))$。

因此 $w \in V(U(p \wedge q))$。

另一方面，$w \in V(p \wedge \neg Kp)$，因而

$w \notin V((p \to Kp) \wedge (\neg p \to K\neg p))$，

所以 $w \notin V(Up)$。

(2)据(1)而得。

(3)据(1)和(2)而得。⊣

说明：据 4.1，UM 不是 ELU 的定理。这是否自然？我们认为自然。例如，据 UM 和 2.3(3)，我们有

$U(\varphi \wedge \neg\varphi) \to U\varphi$，

再据 2.3(4)和(13)以及 MP，我们有 $U\varphi$。只有大彻大悟的主体才能理解任何命题！

参考文献：

[1]　涂纪亮．维特根斯坦全集：第 1 卷[M]．陈启伟译．石家庄：河北教育出版社，2003.

[2]　李小五．模态逻辑[M]．广州：中山大学出版社，2005.

[3]　van Ditmarsch，van der Hoek，and Kooi：Dynamic Epistemic Logic[J]．Springer，2007.

[4]　R. L. Franklin：Knowledge，Belief and Understanding[J]．The Philosophical Quarterly，Vol. 31，No. 124.（Jul.，1981）.

责任编辑　刘荣军

An Epistemic Logic Characterizing Understanding

LI Xiao-wu，HE Chun-xiu

(*Research Center for Logic and Intelligence*，*Southwest University*，*Chongqing* 400715，*China*；*Department of Philosophy*，*Xiamen University*，*Xiamen* 361005，*China*)

Abstract：In this paper，we firs give a claim from two researches that many people think to understand a proposition is to know its meaning. Then we point out that in classical epistemic logic，as a modal operator，understanding can be represented by knowledge in a weak sense as understanding a proposition is to know its truth. In the end，we give an epistemic logic characterizing understanding in order to reveal the connections and differences between understanding and knowledge.

Key words：understanding；knowledge，epistemic logic