

费奇悖论的混合时态认知逻辑分析

张玉志

摘 要: 费奇悖论的形成原因是没有将证实原则和摩尔句子进行准确刻画。证实原则“真命题都是可知的”并不是指每个真命题都在当下可能被知道, 而应该是指对每个真命题来说都存在一个时间点使得在这个时间点上此命题被知道。摩尔句子“ p 并且主体不知道 p ”应该是指“ p 并且在 t 时主体不知道 p ”。利用混合逻辑的技术可以对认知算子进行时间标记, 进而可以形式化出证实原则和摩尔句子的准确思想, 最终可以消解费奇悖论。

关键词: 费奇悖论; 可知性悖论; 摩尔公式; 混合逻辑

中图分类号: B81

文献标识码: A

1963年, 美国逻辑学家费奇(F. B. Fitch)证明从证实原则“真命题都是可知的”可以推出“真命题都是已知的”这种荒谬的结论, 后人称之为费奇悖论(Fitch Paradox) ([7])。由于费奇悖论产生于假设“真命题都是可知的”成立, 因此它也被称为可知性悖论(Knowability Paradox)。如何消解费奇悖论一直是非经典逻辑和分析哲学的前沿性问题, 包括范丙申(J. van Benthem)和达米特(M. Dummett)在内的众多国际著名逻辑学家和哲学家对此高度关注。目前, 针对费奇悖论已经形成多种消解方案, 例如直觉主义逻辑解决方案([1, 16])、弗协调逻辑解决方案([2])、情景理论解决方案([6])、达米特解决方案([5])、坦南特解决方案([15])、动态认知逻辑解决方案([3])、分布式知识解决方案([10])、结构证明论解决方案([9])、一阶混合模态逻辑解悖方案([11])等等。虽然解悖方案有很多, 但是各种解悖方案自身都存在问题([13], 第466页), 这使得到目前为止在费奇悖论上尚未取得一致意见。国内逻辑学界对费奇悖论的研究侧重于介绍国外研究成果, 近些年的相关研究可以参考[17-20]。本文在分析证实原则和摩尔句子的思想之后发现: 在认知算子上加入时间坐标能够澄清认知公式¹的准确思想, 进而可以消解费奇悖论。据此, 可以从混合时态认知逻辑的角度来消解费奇悖论。希望本文的研究视角和结论能够引起学界的关注和讨论。

收稿日期: 2019-12-20

作者信息: 张玉志 曲阜师范大学政治与公共管理学院
zhiyuzhang5815@163.com

基金项目: 国家社会科学基金重大项目“面向自然语言理解的逻辑构建和符号接地问题的哲学、心理学研究”(18ZDA032)。

¹本文中所说的“认知公式”仅指含有认知算子 K 的公式, 如摩尔公式 $p \wedge \neg Kp$ 。

1 费奇悖论的产生

产生于19世纪30年代至40年代初的实证主义是科学主义思潮的源头,创始人是法国哲学家孔德(A. Comte)。实证主义继承了经验派的基本观点(知识来源于经验),同时开始关注命题的意义问题。实证主义者认为应该放弃对神学、形而上学的讨论,因为真正有认知意义的命题应该是那些可以被经验检验的命题([21],第12-14页)。换句话说,真命题都是可知的,这被称为证实原则(Knowability Principle)。证实原则是实证主义和之后出现的反实在论(Anti-realism)所共同认可的原则。1963年,美国逻辑学家费奇从证实原则推出“真命题都是已知的”这种荒谬的结论。具体推导过程如下:

令 p 表示命题变元, $\Diamond$ 表示模态算子“可能”, $\Box$ 表示模态算子“必然”, K 表示认知算子“知道”, $\exists$ 表示存在量词, $\forall$ 表示全称量词。

证实原则在文献中通常被形式化为①式: $p \rightarrow \Diamond Kp$,读作“如果 p ,那么可能主体知道 p ”。另外一个事实:人们在任何时候都不是全知全能的,即总是存在一些真命题是人们不知道的。这被称为非全知原则(Non-omniscient Principle),文献中通常将此形式化为②式: $\exists p(p \wedge \neg Kp)$ 。据此,可以例示为③式: $p \wedge \neg Kp$ 。然后,将③式代入①式得④式: $(p \wedge \neg Kp) \rightarrow \Diamond K(p \wedge \neg Kp)$ 。③式和④式根据分离规则可得⑤式: $\Diamond K(p \wedge \neg Kp)$ 。根据认知逻辑的S5系统可知, $K(p \wedge \neg Kp)$ 不可能为真,并且⑤式为假,证明如下:

- | | |
|---|---|
| (1) $K(p \wedge \neg Kp)$ | 假设 |
| (2) $Kp \wedge K\neg Kp$ | (1), S5系统内定理 $K(p \wedge \neg Kp) \rightarrow (Kp \wedge K\neg Kp)$ |
| (3) $Kp \wedge \neg Kp$ | (2), S5系统公理 $Kp \rightarrow p$ |
| (4) $\neg K(p \wedge \neg Kp)$ | (1)(2)(3), 归谬法 |
| (5) $\Box \neg K(p \wedge \neg Kp)$ | (4), 必然化规则 |
| (6) $\neg \Diamond K(p \wedge \neg Kp)$ | (5), 对偶算子定义 |

⑤式与(6)式相互矛盾。因此,如果坚持证实原则①式是正确的,那么就必须承认非全知原则②式是错误的,即必须承认所有真命题都是已知的, $\forall p(p \rightarrow Kp)$ 。从一个合理的假设得出一个荒谬的结论,费奇悖论由此而形成。

费奇悖论一经产生,立即引起逻辑学家和哲学家们的恐慌。它的巨大破坏力主要表现为两点:第一,将实证主义、反实在论等哲学流派理论置于流沙之上;第二,它所得出的荒谬结论直接质疑分析哲学和认知逻辑的存在意义——如果承认所有真命题都是已知的,那么这意味着“知识”和“真”是同一回事($Kp \leftrightarrow p$),并且意味着认知逻辑会完全坍塌为经典命题逻辑。逻辑学家和哲学家们显然不能容忍费奇悖论的存在。自1963年费奇悖论产生至今,如何对其进行消解一直是国际逻辑学界和哲学界所迫切关心的问题。

2 自然语言分析

费奇悖论直接形成于将摩尔公式“ $p \wedge \neg Kp$ ”代入证实原则的通俗表达式。据此,想要深入分析费奇悖论必须先澄清两个问题:证实原则的准确思想是什么?摩尔句子的准确思想是什么?对这两个问题的澄清有助于我们找到形成费奇悖论的真正原因。

2.1 证实原则的准确思想

实证主义者所认可的命题不仅包括那些已经被经验证实(证伪)的命题,还包括那些尚未确定真值但在原则上可以被证实(证伪)的命题,例如,外星人存在,哥德巴赫猜想成立等等。虽然这类命题至今尚未被人类证实(证伪),但它们在原则上都可以被证实(证伪),都是“可知的”。需要指出的是,此处所说的“可知的”并不是指这个命题在当下可能被主体知道,而是指此命题在原则上可以被经验检验,或者说原则上可以被知道。具体来说,证实原则中的“可知的”应该是指一定存在一个时间点,在那个时间点上主体知道给定的真命题。因为那个时间点虽然总是存在,却在很多情况下无法确定,所以说给定的真命题只是可以被知道。例如,“如果哥德巴赫猜想成立,那么可能主体知道哥德巴赫猜想成立”是一种完全错误的说法(假命题),因为按照可能世界理论即使哥德巴赫猜想事实上成立,但目前为止没有一个可能世界中有主体(已经)知道这个命题成立。我们应该这样来理解说话者的意思:如果哥德巴赫猜想成立,那么总是存在一个时间点(此处是指将来的一个时间点),在那个时间点上主体知道哥德巴赫猜想成立。

上述分析表明,证实原则“真命题都是可知的”并不是指真命题都在当下可能被主体知道,即将证实原则形式化为“ $p \rightarrow \Diamond Kp$ ”是完全错误的。笔者认为,证实原则传递出人们探索真理的勇气和信心,应该把它理解为:任一真命题都会在某个时间点上(过去、现在或者未来)被知道,即对每个真命题而言都存在一个时间点使得在这个时间点上它被主体知道。例如,“北京是中国的首都”是真命题,它在过去已经被人们知道。再比如,人们至今不知道命题“外星人存在”的真值,但是人们相信这个命题的真值在未来的某个时间点上可以被经验检验。同理分析非全知原则,它是指“每个时间点上,总是存在一个命题使得在此时间点上人们知道它”。

2.2 摩尔句子的准确思想

“ $p \wedge \neg Kp$ ”被称为摩尔公式(Moore-formulas),它是对“ p 并且主体不知道 p ”这样一类摩尔句子(Moore-sentences)的形式化([4],第107页)。在公开宣告逻辑中,摩尔公式的典型特点是被宣告之后不可能被主体知道。例如,考虑 a

向 b 宣告“小李是北京人，可是你还不知道”这种情况。 a 的宣告内容可以用公式“ $p \wedge \neg K_b p$ ”²来表示，宣告之前公式 $p \wedge \neg K_b p$ 是真的，宣告之后它变成假的（因为宣告之后 b 已经知道小李是北京人）。

当 a 向 b 宣告“小李是北京人，可是你还不知道”时， a 想要表达的准确思想是什么？可以首先肯定的是， a 想要表达的思想不可能是“小李是北京人，并且在我宣告之后你不知道小李是北京人”，因为这本身就是一个假命题。在认知逻辑中，知道公理“ $Kp \rightarrow p$ ”是指主体知道的东西都是真的，即人们不可能知道假命题。实际上， a 想要表达的思想应该是：小李是北京人，并且在 a 宣告之前 b 不知道小李是北京人。 a 想要表达的思想在宣告之前是个真命题，在宣告之后它仍然是个真命题。显然，此处如果不解释摩尔语句中的“不知道”所指的具体时间，那么摩尔公式“ $p \wedge \neg K_b p$ ”所断定的思想实际上是含混的。因此，摩尔句子的形式化需要通过加入时间坐标的形式才能澄清自身的准确思想。

2.3 原因分析及对策

根据非全知原则，摩尔句子“ p 并且主体不知道 p ”可以是真命题。但是，第一节中的形式证明说明知道摩尔句子会导致矛盾，即主体永远不可能知道一个摩尔句子。出现这种现象的原因是什么？可以以 a 向 b 宣告“小李是北京人，可是你还不知道”这种情况为例进行分析。实际上， a 想要表达的思想应该是：小李是北京人，并且在 a 宣告之前 b 不知道小李是北京人。而这个复合命题在 a 宣告之后会成为一个既成事实，并且在 a 宣告之后会成为 b 的新知识。换句话说，事实上，在宣告之后 b 知道“小李是北京人，并且在 a 宣告之前 b 不知道小李是北京人”。显然，此处的“ b 知道”与“ b 不知道”所处的时间点是不同的。这说明事实上人们可以知道一个摩尔句子，只是人们知道一个摩尔句子的时间与摩尔句子本身中所含有的“不知道”的时间是不同的。

上述分析说明，费奇悖论的出现是因为在形式化证实原则和摩尔句子时没有考虑时间因素。换句话说，费奇悖论的出现是因为认知公式本身表达了含混的思想造成的。巧合的是，日本学者佐藤（M. Sato）在 1977 年给出的 **KT5** 系统刚好可以在技术上解决这个问题（[14]）。

KT5 系统是一种广义上的时态认知逻辑（Temporal Epistemic Logic）³。它的基本形式语言包括原子命题集 $\{p, q, \dots\}$ 、主体集 $\{O, S_1, S_2, \dots\}$ 和对应正整数集的时间集 $\{t_1, t_2, t_3, \dots\}$ ，其中，主体集中的“ O ”表示一个特殊的个体“傻瓜”。

² $p \wedge \neg K_b p$ 仍是摩尔公式。 K 算子不加下标时所指范围更广，可以表示人们（群体）知道或者某人知道； K 算子加下标时仅指某人知道。

³一般认为，时态认知逻辑是时态逻辑和认知逻辑相结合的产物（形式语言中含有时态算子和认知算子），本文称之为狭义上的时态认知逻辑。**KT5** 系统的形式语言中不含时态算子，但每个认知算子都被一个时间点标注，因此也含有时态。

合式公式递归定义为“ $\varphi ::= p \mid \perp \mid \varphi \rightarrow \varphi \mid [St]\varphi$ ”，公式“ $[St]\varphi$ ”结合了时态与认知，读作“在时刻 t ，主体 S 知道 φ ”。按此理论，摩尔公式“ $p \wedge \neg K_s p$ ”应该被修正为“ $p \wedge \neg [St]p$ ”，读作“ p 并且主体 S 在 t 时刻不知道 p ”。显然，**KT5** 系统在每个认知算子上加入一个时间坐标，它可以使认知公式所表达的思想更加准确。

3 混合时态认知逻辑的解悖分析

由第二节的分析可知，澄清费奇悖论关键要解决两个问题：第一，在形式化证实原则时必须表达出“对任意真命题，总存在一个时间点使得主体知道它”这层思想；第二，摩尔句子的形式化必须考虑时间因素。**KT5** 系统可以澄清摩尔句子，能够解决第二个问题。但是，**KT5** 系统本身不含量词，不能对时间点进行约束，因而仍然不能解决第一个问题。已知混合逻辑的表达力强于认知逻辑（模态逻辑），并且含有全局算子（存在算子），这直接启发我们可以利用混合逻辑来同时解决上述两个难题。

我们需要先给出混合时态认知逻辑的形式语言及其语义。

3.1 混合时态认知逻辑

定义 1 (形式语言). 给定一个可数的常原子命题集 P , $p \in P$; 有穷主体集 $Agents$, $a \in Agents$; 自然数集 N (时间点的名字, 标签集), $i \in N$ 。混合时态认知逻辑的形式语言归纳定义如下:

$$\varphi ::= p \mid i \mid \neg\varphi \mid \varphi \wedge \varphi \mid K_a\varphi \mid E\varphi$$

其中, i 为原子公式; $K_a\varphi$ 表示主体 a 知道 φ ; $E\varphi$ 表示存在一个时间点使得 φ 成立。另外, 定义 $@_i\varphi = E(i \wedge \varphi)$, 表示在一个名字为 i 的时间点上 φ 成立。对 $\vee, \rightarrow, \leftrightarrow$ 的定义如常。

定义 2 (模型). 给定一个可数的常原子命题集 P , 一个有穷主体集 $Agents$, $a \in Agents$, 时间点集 T , 自然数集 N , $i \in N$ 。混合时态认知逻辑的模型 $\mathcal{M}$ 是一个六元组 $(T, <, F, W, R, V)$, 其中:

- (1) T 是时间点的集合, $t \in T$;
- (2) $<$ 是 T 上的一个反自返且传递的二元关系, 可以看成是“早于-晚于关系”, $m < n$ 表示 m 早于 n ;
- (3) F 是一个函数: $N \rightarrow T$, 表示每个自然数 i 仅指称一个时间点;
- (4) W 为可能世界的集合;
- (5) R 是一个函数: $Agents \times T \rightarrow \wp(W \times W)$ 。任意 $R(a, t)$ 满足以下两个条件:

① 等价关系（自返、传递和对称）；

② 单调递减：对任意 $m, n \in T$, $a \in Agents$, 如果 $m < n$, 那么 $R(a, m) \supseteq R(a, n)$;

(6) V 是一个赋值函数, $P \rightarrow \wp(W)$ 。

关于函数 R 的定义在直观上是指为不同时间点上的每个主体指派一些不可区分世界。要求 R 单调递减目的是使每个主体的不可区分世界有序对的集合随着时间的延伸只可能收缩而不可能扩大, 直观上是指随着时间的流逝每个主体的不可区分世界越来越少。

定义 3 (语义). 给定模型 $\mathcal{M} = (T, <, F, W, R, V)$, 公式 φ 在点模型 $(\mathcal{M}, w, t)$ 上是真的记为 $\mathcal{M}, w, t \models \varphi$ 。若公式 φ 在所有基于框架 $(T, <, W, R)$ 的点模型上都是真的, 则称 φ 为有效式, 记为 $\models \varphi$ 。对 $\mathcal{M}, w, t \models \varphi$ 归纳定义如下:

$\mathcal{M}, w, t \models p$ 当且仅当 $w \in V(p)$

$\mathcal{M}, w, t \models i$ 当且仅当 $F(i) = t$

$\mathcal{M}, w, t \models \neg \varphi$ 当且仅当 $\mathcal{M}, w, t \not\models \varphi$

$\mathcal{M}, w, t \models \varphi \wedge \psi$ 当且仅当 $\mathcal{M}, w, t \models \varphi$ 并且 $\mathcal{M}, w, t \models \psi$

$\mathcal{M}, w, t \models K_a \varphi$ 当且仅当 对所有 $v \in W$, 若 $(w, v) \in R(a, t)$, 则 $\mathcal{M}, v, t \models \varphi$

$\mathcal{M}, w, t \models E \varphi$ 当且仅当 存在 $t' \in T$, 使得 $\mathcal{M}, w, t' \models \varphi$

$\mathcal{M}, w, t \models @_i \varphi$ 当且仅当 $\mathcal{M}, w, t' \models \varphi$, 其中, $F(i) = t'$

从上述定义可以看出: 常原子命题 p 的真值只跟可能世界有关, 不会随着时间发生变化; 原子公式 i 在点模型 $(\mathcal{M}, w, t)$ 为真是指 i 指称的时间点是 t ; $K_a \varphi$ 在点模型 $(\mathcal{M}, w, t)$ 为真是指主体 a 在 t 时刻从 w 上看到的所有世界上 φ 为真; $E \varphi$ 在点模型 $(\mathcal{M}, w, t)$ 为真是指存在一个时间点 $t' \in T$, 使得 φ 在 $(\mathcal{M}, w, t')$ 上为真; $@_i \varphi$ 在点模型 $(\mathcal{M}, w, t)$ 为真是指在 w 世界上从时间点 t 跳跃到一个时间点名字为 i 的点模型上, φ 为真。

命题 1. $\models @_m K_a p \rightarrow @_n K_a p, m < n$ 。

证明. 反证法。假设上式无效。所以, 存在点模型 $(\mathcal{M}, w, t)$ 使得①式 $\mathcal{M}, w, t \models @_m K_a p$ 以及②式 $\mathcal{M}, w, t \models \neg @_n K_a p$ 成立 ($m < n$)。由①式结合语义定义可得③式: $\mathcal{M}, w, m \models K_a p$ 。由②式结合语义定义可得④式: $\mathcal{M}, w, n \models \neg K_a p$ ($m < n$)。由④式可得, 存在 $v \in W$ 使得 $(w, v) \in R(a, n)$ 并且⑤式 $\mathcal{M}, v, n \models \neg p$ 成立。由于 $m < n$, 根据定义 2 可知, $(w, v) \in R(a, m)$ 。结合③式可得⑥式 $\mathcal{M}, v, m \models p$ 。由⑤式可知 $v \notin V(p)$, 由⑥式可知 $v \in V(p)$, 得出矛盾, 假设不成立。证毕。□

命题 1 是指主体总会知道自身在先前时刻的所有知识（特指常原子命题），它说明主体对常原子命题的知识可以进行积累。

有了上述语形和语义定义后，我们就可以准确形式化出证实原则和摩尔句子的思想，同时可以在模型上给出合理解释。

3.2 混合时态认知逻辑解悖方案

在上述混合时态认知逻辑的视野下，证实原则“真命题都是可知的”可以形式化为①式： $\varphi \rightarrow EK_a\varphi$ 。它读作“如果 φ ，那么存在一个时间点使得主体 a 在那个时间点上知道 φ ”。摩尔句子可以形式化为②式： $p \wedge @_i \neg K_a p$ 。它读作“ p 并且在 i 时主体 a 不知道 p ”。将②式代入①式，利用分离规则得③式： $EK_a(p \wedge @_i \neg K_a p)$ 。

③式读作“存在一个时间点使得主体 a 在那个时间点上知道‘ p 并且在 i 时主体 a 不知道 p ’”。虽然我们可以继续对③式运用推演规则，但是却不会再推出矛盾。由此，费奇悖论被消解。

上述解悖方案的效果如何？本文以对如下两类命题的分析为例进行作答。令 n 表示当前时间点， $m < n < s$ ，则：

第一类，已证实命题。假设命题“小李是北京人（ p ），可是大家还不知道”为真。由于命题 p 当前已经被证实，在本文的解悖方案中它需要被形式化为“ $p \wedge @_m \neg Kp$ ”，表示“小李是北京人，可是在 m 时大家对此不知道”。在当前时间点 n ，大家已经知道 p ，并且大家知道在 m 时大家不知道 p 。因此，公式“ $p \wedge @_m \neg Kp$ ”是当前已知的，也是已经被经验证实的，符合证实原则。公式“ $p \wedge @_m \neg Kp$ ”在 m 时没有被大家知道，这符合非全知原则。令 w, u 分别表示两个可能世界，命题 p 仅在 w 世界上为真，则在 m 时刻主体不能区分 w, u 两个可能世界，在之后的 n, s 时刻主体可以区分这两个可能世界。模型如下图 1（其中， $\checkmark$ 标注的世界为现实世界）：

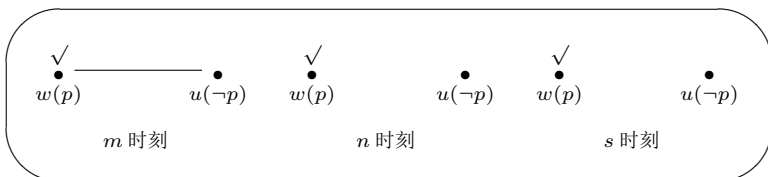


图 1

第二类，未证实命题。假设命题“哥德巴赫猜想成立（ q ），可是人们还不知道”为真。由于命题 q 当前尚未被证实，在本文的解悖方案中它需要被形式化为“ $q \wedge @_n \neg Kq$ ”，表示“哥德巴赫猜想成立，但在 n 时人们对此不知道”。因为 q 命题事实上尚未被证实并且存在很大难度，所以可能在 $n+1, n+2, n+3$ 等很长的

一段时间内它都无法被证实。但是,实证主义者相信:只要 q 是个真命题,就总会存在一个时间点 s 使得在 s 时 q 被人们知道,并且在 s 时人们还知道在 n 时人们不知道 q 。因此,公式 “ $q \wedge @_n \neg Kq$ ” 仍然是可知的,也仍然是可以被经验检验的,符合证实原则。公式 “ $q \wedge @_n \neg Kq$ ” 在 s 之前不被人们知道,这符合非全知原则。令 w, u 分别表示两个可能世界,命题 q 仅在 w 世界上为真,则在 m, n 时刻主体都不能区分 w, u 两个可能世界,但在之后的 s 时刻主体可以区分这两个可能世界。模型如下图 2 (其中, $\checkmark$ 标注的世界为现实世界):

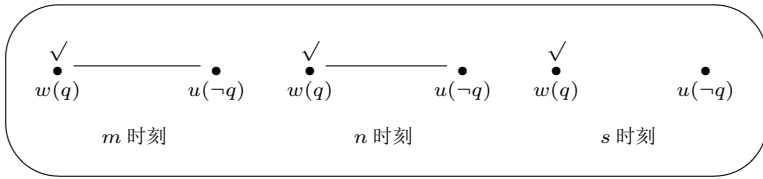


图 2

上述分析表明,本文给出的混合时态认知逻辑解悖方案可以从技术上消解费奇悖论。注意,从时态角度来消解费奇悖论的研究思路在文献 [6, 8, 12] 等已经出现。本文工作与这些研究工作类似但是不同,主要体现在下述三点:第一,本文不使用任何时态算子和关系符号,因此形式语言更为简洁;第二,本文坚持在认知算子上加入时间坐标(把认知句子理解为某人在某时知道某事),而不是“某人知道某事在某时成立”;第三,本文所给模型更为简化,这主要得益于在定义 1 中使用了常原子命题。因此,本文的解悖方案是一种更加简洁的方案。

4 结语

直观上,人们可以知道一个摩尔句子。但是,经典认知逻辑从技术上证明了知道一个摩尔公式会导致矛盾。得出这种错误结论是因为逻辑学家没有意识到人们“知道”摩尔公式的时间与摩尔公式本身含有的“不知道”时间是不同的。经典认知逻辑只能对知识的“静态分布”进行模型研究,不能在技术上区分上述两个时间点是导致费奇悖论的关键。换句话说,使用经典认知逻辑的技术来处理知识的“动态分布”(不同时间点上的知识)是不恰当的。于是,消解费奇悖论的关键在于扩张经典认知逻辑,使得人们的认知状态能够被时间点精确标记。

参考文献

- [1] S. Artemov and T. Protopopescu, 2013, “Discovering knowability: A semantic analysis”, *Synthese*, **190**(16): 3349–3376.

- [2] Jc Beall, 2000, "Fitch's proof, verificationism, and the knower paradox", *Australasian Journal of Philosophy*, **78(2)**: 241–247.
- [3] J. van Benthem, 2004, "What one may come to know", *Analysis*, **64(2)**: 95–105.
- [4] H. van Ditmarsch, W. van der Hoek and B. Kooi, 2007, *Dynamic Epistemic Logic*, Berlin: Springer.
- [5] M. Dummett, 2001, "Victor's error", *Analysis*, **61(1)**: 1–2.
- [6] D. Edgington, 1985, "The paradox of knowability", *Mind*, **94(376)**: 557–568.
- [7] F. B. Fitch, 1963, "A logical analysis of some value concepts", *Journal of Symbolic Logic*, **28(2)**: 135–142.
- [8] J. Kvanvig, 1995, "The knowability paradox and the prospects for anti-realism", *Noûs*, **29(4)**: 481–500.
- [9] P. Maffezzoli, A. Naibo and S. Negri, 2013, "The Church–Fitch knowability paradox in the light of structural proof theory", *Synthese*, **190(14)**: 2677–2716.
- [10] R. Palczewski, 2007, "Distributed knowability and Fitch's paradox", *Studia Logica*, **86(3)**: 455–478.
- [11] C. Proietti, 2016, "The Fitch–Church paradox and first order modal logic", *Erkenn*, **81(1)**: 87–104.
- [12] C. Proietti and G. Sandu, 2010, "Fitch's paradox and ceteris paribus modalities", *Synthese*, **173(1)**: 75–87.
- [13] J. Salerno, 2018, "Knowability and a new paradox of happiness", in H. van Ditmarsch and G. Sandu (eds.), *Jaakko Hintikka on Knowledge and Game-Theoretical Semantics*, pp. 457–474, Berlin: Springer.
- [14] M. Sato, 1977, "A study of Kripke-type models for some modal logics by Gentzen's sequential method", *Publications of the Research Institute for Mathematical Sciences*, **13(2)**: 381–468.
- [15] N. Tennant, 2001, "Is every truth knowable? Reply to Hand and Kvanvig", *Australasian Journal of Philosophy*, **79(1)**: 107–113.
- [16] G. Usberti, 2016, "The paradox of knowability from an intuitionistic standpoint", in T. Piecha and P. Schroeder-Heister (eds.), pp. 115–137, Berlin: Springer.
- [17] 郭美云, "证实原则的认知逻辑分析", 自然辩证法研究, 2014 年第 5 期, 第 9–13 页。
- [18] 李娜, 袁旭亮, "直觉主义真与可知性悖论", 哲学动态, 2019 年第 2 期, 第 111–118 页。
- [19] 苏庆辉, "可知性悖论的条件句分析", 世界哲学, 2016 年第 3 期, 第 106–113 页。
- [20] 王晶, "Fitch-悖论的达米特解决方案研究", 湖北大学学报 (哲学社会科学版), 2019 年第 1 期, 第 52–59 页。
- [21] 夏基松, 现代西方哲学教程新编, 1998 年, 北京: 高等教育出版社。

(责任编辑: 袁之)

An Analysis on Fitch Paradox from Hybrid Temporal Epistemic Logic

Yuzhi Zhang

Abstract

The reason of Fitch paradox is that knowability principle and moore-sentences are not formalized accurately. The knowability principle “What is true can be known” doesn’t mean that every true proposition can be known at the present moment, but that there is always a moment for every true proposition that makes it known at that moment. Moore-sentences “ p and agents don’t know p ” means that “ p and agents don’t know p at time point t ”. With the help of hybrid logic, epistemic operators can be marked by time point. Then we can formalize knowability principle and moore-sentences accurately, and can resolve Fitch paradox finally.