

次协调形式系统

——矛盾中求协调的逻辑

桂 起 权

次协调逻辑学说是越来越引人注目的一种国际逻辑新思潮。它是与数理逻辑、辩证逻辑、人工智能三方面都有密切关系的一种新颖奇特的非经典逻辑。本文从次协调逻辑的基本特征、形式刻划的必备概念、产生的动因、现实原型、历史渊源、次协调逻辑的基本形式系统以及在计算机科学中的简单应用等方面对新逻辑作出评介。

次协调逻辑(paraconsistent logic, 或译亚相容逻辑)作为一种国际逻辑界的新理论,从前几年引进我国学术界以来,首先引起哲学逻辑、辩证逻辑研究者的兴趣,最近又引起计算机人工智能研究者的关注(因为它对不协调知识库的推理和其它方面也有应用价值)。

经典逻辑把矛盾律视作不可动摇的基础。然而,从非经典逻辑的眼光看,在矛盾律失去普遍有效性即放宽限制之后,人类思维并不会陷入语无伦次的境地。逻辑也应当改革和开放,而且胆子要更大些。因为不协调性是现实世界一种固有的现象,“没有矛盾就没有世界。”人们实际上不断地在竞争中求合作,在矛盾中求协调(“次协调”因之得名)。人类的思维必须与这种实际相适应。因此,我们总得需要使用某种方法对包含不协调性的体系进行系统的推理。由巴西的达科斯塔(N·da Costa)首创的次协调逻辑,正是一种“在矛盾中求协调”的形式系统,可以作为处理一种特殊的不协调性的合适推理构架。

—

现在我们先来考虑形式刻划所必备的基本概念。令 $\mathcal{L}$ 为一种语言,并且 F 为语言 $\mathcal{L}$ 的公式集;而 F 的每一个非空子集都是语言 $\mathcal{L}$ 的一个命题系统。如果一个命题系统 S 等于整个公式集 F 的话,则系统 S 称作平凡的;否则 S 是不平凡的(借用集合论术语)。

令五星号 $\star$ 为一个定义在语言 $\mathcal{L}$ 的公式集 F 上的一元算子。当且仅当公式集 F 中至少存在一个公式,使得 A 和 $\star A$ (如当 $\star$ 取否定时称为非 A)同时属于一个命题系统 S ,则 S 称作对 $\star$ 不协调的;否则 S 是对 $\star$ 协调的。例如,经典命题演算中取 $\star$ 为否定,则它是对 $\star$ 协调的和不平凡的。如果语言 $\mathcal{L}$ 的一个命题系统 S 具有一个基础逻辑 L ,即系统 S 在逻辑 L 的规则中是封闭的,则 S 称作一个理论。理论的协调性是相对的(相对于否定词而言的),因为否定词不止一种。

现在已经有条件阐明“次协调”的确切含义。一种逻辑如果可以用作不平凡而且不协调的

理论的基础逻辑,则它就是次协调逻辑。相应的理论则是次协调理论。次协调逻辑”与“不协调逻辑”不应相混,因为前者只强调不平凡的不协调性。在次协调逻辑中,背离矛盾律的论题并不总是无效的; A 与非 A 也不再一般地导出任何公式。换句话说,不平凡矛盾在系统内不能任意扩散。显然,大多数现有非经典逻辑都是协调的,即使激进的直觉主义逻辑和量子逻辑也是如此。因为它们所触动的只是排中律而不是矛盾律。可见,次协调逻辑是更有革命性的一种非经典逻辑。

二

人们往往以一种惊奇的眼光看待某一种非经典逻辑的出现。要知道,逻辑哲学已经为大家提供了理解新逻辑的一把万能钥匙。它是阐明形形色色新逻辑为何产生和如何演化、发展的有力的方法论工具^①。整个逻辑哲学都是围绕逻辑的形式系统内外的恰当相符性这个中心问题而展开(当然“完全相符”不是一次完成的)。系统内有效的“形式论证”应力求恰到好处地刻划系统外的现实原型。对次协调逻辑而言,日常和科学推理中一切意味着“矛盾中求协调”的实际可行的推理,都构成次协调形式演算的现实原型。经典逻辑的基本定律常被当作经过千锤百炼的绝对不可动摇和不容置疑的永恒真理,矛盾律尤其如此。然而,恩格斯说:“思维规律的理论决不象庸人的头脑关于‘逻辑’一词所想象的那样,是一成不变的‘永恒真理’”。^②矛盾律岂能例外?!逻辑哲学明确指出,逻辑基本定律也是可修改的,它并没有认识论上先验的保险性。修改往往意味着进步,结果将出现一种异常的非经典逻辑。对排中律的异议导致直觉主义逻辑和多值逻辑的产生,对矛盾律普遍有效性的异议则必定导致否定词的弱化和次协调逻辑的兴起。

次协调逻辑存在广泛的现实背景。在科学实践和社会生活的各个领域中都存在着不可轻视的、有意义有价值的矛盾。这些矛盾作为现实原型直接间接地刺激了次协调逻辑的发展。主要可列举如下:③

(1) 辩证法。从逻辑史上看辩证法理论果真是雅斯可夫斯基创建“矛盾演算”(次协调命题演算)的原动力之一。当代次协调逻辑研究者中有不少人注意到辩证法学说与有意义的形式矛盾相联系。意大利的马可尼在博士论文和《辩证法的形式化》(1979)中都表明,次协调形式系统有可能为黑格尔辩证法的合理说明提供基础逻辑。达科斯塔与沃尔夫的《次协调逻辑研究(I):辩证法的对立统一原则》(1980)与《(II):量词与对立统一》(1985)^④,干脆构造了次协调辩证逻辑的命题演算与谓词演算,代表辩证逻辑形式化研究的一个新方向。

(2) 梅农的本体论。根据梅农的对象理论,如果“负存在句”中的主词并非无指称而是指称“非实在对象”(如在侦探小说中福尔摩斯确有其人),那么就要求承认一个“虚构(即不存在)的实体域”的存在,这就导致矛盾。于是分析哲学家在自己的领域中也碰上了不平凡的矛盾。卢特莱认为,次协调逻辑对此可以作出方便而合理的解释。

(3) 含糊性。含糊性具有明显的“亦此亦彼”的意味。如果我们对一个对象 a 使用含糊谓词 P ,那么 Pa 与非 Pa 都能够成立。这样,一个使用含糊谓词的理论就可能是不协调的(而其中有些可以包含不平凡的矛盾)。通过这种途径,含糊性问题就纳入了次协调逻辑的轨道。阿璐达和奥维希在《关于模糊逻辑的几点看法》(1979)和《模糊逻辑的语义学研究》(1979)中,概括了与含糊性有关的公式及其否定式是否同真假的三种不同情况,构造了对应的次协调命题系统。

(4) 悖论问题。悖论在许多学科领域的基础部分中的反复出现,是刺激次协调逻辑发展

的又一推动力。次协调逻辑研究者对悖论、二律背反、矛盾（此三者又都分为形式的与非形式的）作了精细而微妙的区分，这里不再细述^⑤。最典型的悖论是集合论中的“罗素悖论”和道义逻辑中的“道德二难论题”。达科斯塔认为，不能对悖论不加分析地采取排斥态度。尽管有的“悖论”出于不易觉察的推理错误，然而许多著名悖论却“事实上是真的”。达科斯塔的基本策略是使这些“事实真”的悖论在逻辑上合法化，换句话说，把这些悖论作为不平凡矛盾纳入次协调形式结构中。达科斯塔的“次协调集合论”修改并放宽了“分出公设”（不再一般地禁止矛盾谓词），因此能把“罗素悖论”作为定理推导出来（骆如枫的处理方案也异曲同工）。

在道德伦理论域，人们事实上常常陷于二难的困境。例如关于“人工流产”的合理合法性是伦理学家、法学家、哲学家长期争论不休的问题。无论说应该或不应该都有充分根据：地球太挤了，人口要节制，所以应当有人工流产；胎儿是人，不准杀人，所以不应当有人工流产。B. Marcus 在《道德二难论题与协调性》（1980）中对此类问题就有深入的探讨。冯·赖特的道义逻辑作为模态逻辑的延伸，就是研究诸如应当、允许、禁止等概念以及相应的推理规则的逻辑，但未能解决悖论问题。道义模态可以用算子表示：O 为应该，F 为禁止。道义悖论中的道德二难论题具有 $Oa \& O\neg a$ （既应该 a 又应该非 a）或 $Fa \& F\neg a$ （既禁止 a 又禁止非 a）等形式。在达科斯塔的次协调道义逻辑中，道义上不平凡的不协调命题是允许的，次协调逻辑用以防止矛盾任意扩散的措施也被贯彻到道义逻辑中， $(Oa \& O\neg a) \implies b$ 无效，由既应该又不应该 a 不再可以推出任意 b。某些重要的道义悖论因此变为次协调道义逻辑的定理。

三

现在我们转入对次协调逻辑发展的历史考察^⑥。非经典逻辑的创导者卢卡西维茨从亚里士多德的思想中悟出了背离矛盾律的潜在可能性。他在1910年的《论亚里士多德的矛盾律》一文中说：“按照亚里士多德，矛盾律不是最高原则，至少不是对所有其它逻辑公理都必要的预设，特别是三段论原理就独立于矛盾律。”由此卢卡西维茨认识到，矛盾律并非总是普遍有效的。他还借助于非欧几何的类比猜想到，矛盾律与排中律的作用很象欧氏第五公设。因此失去这些定律的非亚里士多德逻辑同样是可能的和值得探讨的。同年，俄国喀山大学的瓦西里也夫也是通过罗氏几何类比，独立地论证了非亚氏逻辑的可能性。他在《虚拟逻辑——非亚氏逻辑》（1912）和《逻辑与元逻辑》（1913）等论文中发展了自己的思想。在新逻辑的“第三维”中允许“S 是 P 而且不是 P”。

第一个真正提出次协调命题逻辑的是卢卡西维茨的学生雅斯可夫斯基。雅氏明显地接受了卢氏关于矛盾律可修改的思想影响。雅氏的奠基性论文是《矛盾演绎系统的命题演算》（1949）。他的出发点是：（1）为解决出现在辩证法理论中的矛盾的合法化；（2）起因于含糊性的矛盾的理论研究；（3）为某些经验科学理论在基本假定中包含矛盾这件事作逻辑辩护。雅氏指出，新系统形式化的必要条件，除了要求所对应的非形式论证在直觉上正当，形式系统对实际推理足够丰富之外，最重要的是矛盾系统（即包含正反两个互相矛盾的论题的系统）不导致过完备性（即使系统内每个公式都成为定理）。雅氏的“过完备的”（over-complete）概念与现用的“平凡的”（trivial）概念完全一致。这里已经包含“次协调”的核心。雅氏还认识到，新逻辑必须放弃邓·司各脱规则 $P \supset (\neg P \supset q)$ ，才能节制矛盾扩散。

由于人们所进行的商讨、会谈，往往表现为“在矛盾中求协调”的过程，因此雅氏为次协调逻辑建立的第一个合适的模型称作“商谈逻辑”。我们知道，1972年中美“上海公报”可说是通过商谈协调矛盾的最成功的范例之一。这个实例对我们理解“商谈逻辑”、“次协调”、“矛盾

中求协调”的含义会有帮助。雅氏认识到，将持有不同意见的会谈参加者的论点结合成完全一致的演绎系统是不可能的，但在会谈者之间达成相对的谅解和弱的协调性却是可能的。因此他采用了真值因各自的可能世界相对化的方法，用“可能”算子定义了特殊的“商谈蕴涵”、“商谈等值”等联词，构造了自己的形式系统。

四

下面我们正式介绍次协调形式系统⑦。达科斯塔于1958年开始进行关于不协调理论的重要研究，并且致力于建立次协调逻辑的演算及其语义学。他对雅氏的“商谈逻辑”进行整理与进一步形式化，建立了次协调命题演算的等级系统 C_n , $1 \leq n \leq \omega$ (其中 C_0 为经典的, C_1 为第一级次协调的, ...可延伸至无穷级); 他的《非协调形式系统》(1963) 包含着次协调的一阶谓词演算，标志着新逻辑的成熟。达科斯塔因此成为次协调逻辑公认的创建者。在他的影响下，次协调逻辑研究在不同国家许多学者中蓬勃开展起来。

C_n ($1 \leq n \leq \omega$) 命题演算实际上为整个次协调逻辑定了基调。它的构造要满足下述条件：
(1) 在这些系统中矛盾律 $\neg(A \& \neg A)$ 将不再普遍有效；(2) 从两个相互矛盾的公式 A 与 $\neg A$ ，将不能一般地导出一个任意公式；(3) 在等级系列 $C_0, C_1, \dots, C_n, \dots, C_\omega$ 中的每一个系统，严格强于后随的系统。(4) 经典演算 C_0 的所有定理在次协调命题演算 C_n , $1 \leq n \leq \omega$ 的“合经典的”(well-behaved) 命题中继续有效。(5) 就一定意义上要使经典逻辑尽可能多的格式在这些系统中仍然有效。其中(1)与(3)表明矛盾律已在 C_n 中逐级弱化，(2)表明矛盾不会任意扩散。(1)至(3)都体现出对不平凡矛盾的宽容。(4)与(5)则表明，次协调逻辑遵守对多种非经典逻辑通用的“对应原理”，即非经典定理、公式与经典定理、公式之间存在极限过渡关系。上述各项条件可以推广到次协调谓词演算 C_n^* ，带等词的谓词演算 $C_n^=$ 和 摹状词演算 D_n ($1 \leq n \leq \omega$) 上。

需要作特别说明的是稳固性算子⁰ (圈号) 的作用。任意次协调公式 A ，只要在右上角画个圈 (A^0)，原公式就自动退化为合经典公式。具体说， A^0 为 $\neg(A \& \neg A)$ 的缩写，表示使 A 受矛盾律约束。 A^n 则为公式 $A^{00} \dots^0$ 的缩写 (其中符号⁰重复 n 次)。而 $A^{(n)}$ 则表示 $A^0 \& A^{00} \& \dots \& A^n$ 的缩写。

C_n , $1 \leq n \leq \omega$ 的公设如下：

- 1) $A \supset (B \supset A)$ 2) $(A \supset B) \supset ((A \supset (B \supset C)) \supset (A \supset C))$
- 3) $A \supset (B \supset A \& B)$ 4) $A \& B \supset A$ 5) $A \& B \supset B$
- 6) $(A \supset C) \supset ((B \supset C) \supset (A \vee B \supset C))$ 7) $A \supset A \vee B$
- 8) $B \supset A \vee B$ 9) $A, A \supset B / B$ 10) $\neg \neg A \supset A$
- 11) $A \vee \neg A$ 12) $B^{(n)} \supset ((A \supset B) \supset (A \supset \neg B) \supset \neg A)$
- 13) $A^{(n)} \& B^{(n)} \supset (A \supset B)^{(n)} \& (A \& B)^{(n)} \& (A \vee B)^{(n)}$

请注意，上述公设中次协调否定 $\neg$ 一般不受矛盾律约束 (遵守矛盾律时只是特例)。 A 与 $\neg A$ 可以有公共部分，这是经典逻辑所没有的。公设12)、13) 的字面意义是合经典命题遵守归谬律，合经典命题的联结仍为合经典的，但其深刻意义在于对矛盾律的使用范围作了限制，其结果是在矛盾律管辖范围外 (即对系统内的非经典命题) 就允许不平行的矛盾。

〔定义〕 在 C_n , $1 \leq n < \omega$ 中， $\neg^* A$ 是 $\neg A \& A^{(n)}$ 的缩写。称作经典否定 (看作次协调否定的特例)。

〔定理1〕 在直觉主义的肯定命题演算中如果 $\vdash A$ (即 A 为定理)，则在 C_ω 中 $\vdash A$ 。(系统

中不含否定词部分称作“肯定逻辑”。)

〔定理2〕 经典肯定命题演算中所有规则和有效推理模式在 $C_n, 1 \leq n < \omega$ 中也是有效的。

〔定理3〕 如果 $A_1, A_2, \dots, A_n$ 是公式集 $\Gamma \cup \{A\}$ 中的基本组元,则在经典演算 C_0 中 $\Gamma \vdash A$ 的充要条件是在次协调演算 $C_n, 1 \leq n < \omega$ 中 $\Gamma, A_1^{(n)}, \dots, A_n^{(n)} \vdash A$ 。

从定理1至3不难看出,非经典逻辑与经典逻辑之间存在一种极限过渡关系(对应原理),这种关系对建构新定理有启发示向作用。

〔定义〕 假如存在一个公式(不是推理模式) D ,使得不平凡的系统 S 通过附加 D 作为一个公设之后蜕变为平凡的,则这一不平凡的系统 S 称作有限步可化平凡的。

〔定理4〕 若系统 $C_n, 1 \leq n < \omega$ 是有限步可化平凡的,但 C_ω 本身却不是,则整个系统 $C_n, 1 \leq n \leq \omega$ 就是不平凡的。

〔定理5〕 在等级系列 $C_0, C_1, \dots, C_n, \dots, C_\omega$ 中的每一个系统都严格强于它后面的一个。

〔定理6〕 系统 $C_n, 1 \leq n \leq \omega$ 是有限真值表不可判定的。

〔定理7〕 令 A 为 C_0 的一个公式,而 A^* 为在 A 中用经典否定 $\neg^*$ 替代次协调否定 $\neg$ 之后所得的公式。若在经典演算 C_0 中 $\vdash A$ (A 为定理),则在次协调演算 $C_n, 1 \leq n < \omega$ 中 $\vdash A^*$ 。

定理7再次表明,次协调演算与经典演算之间存在一种极限过渡关系(对应原理),这种关系对建构新定理有助发现作用。

$C_n, 1 \leq n < \omega$ 的语义学不是可能世界语义学,而是Hekin型的(模型—集合论型)语义学。它是通过如下赋值定义而得出的:

〔定义〕 令 F 为 $C_n, 0 \leq n < \omega$ 的公式集,对 C_n 的每一赋值是一个函数 $\Theta: F \rightarrow \{0, 1\}$,使得:

- 1) 若赋值函数 $\Theta(A) = 0$, 则 $\Theta(\neg A) = 1$;
- 2) 若 $\Theta(\neg \neg A) = 1$, 则 $\Theta(A) = 1$;
- 3) 若 $\Theta(B^{(n)}) = \Theta(A \supset B) = \Theta(A \supset \neg B) = 1$, 则 $\Theta(A) = 0$;
- 4) $\Theta(A \supset B) = 1$, 当且仅当, 或者 $\Theta(A) = 0$, 或者 $\Theta(B) = 1$;
- 5) $\Theta(A \& B) = 1$, 当且仅当, $\Theta(A) = \Theta(B) = 1$;
- 6) $\Theta(A \vee B) = 1$, 当且仅当, $\Theta(A) = 1$ 或者 $\Theta(B) = 1$;
- 7) 若 $\Theta(A^{(n)}) = \Theta(B^{(n)}) = 1$, 则 $\Theta((A \supset B)^{(n)}) = \Theta((A \& B)^{(n)}) = \Theta((A \vee B)^{(n)}) = 1$ 。

以上各式通过赋值函数体现了各种基本联词的性质,而3)是用赋值公式转述的合经典公式的归谬律,7)则是转述了 C_n 演算的公设13),即合经典公式的联结仍为合经典的。

〔定义〕 一个赋值 Θ 是公式集 Γ 的一个模型,当且仅当,对于 Γ 中每一个 A , $\Theta(A) = 1$ 。 $\Gamma \models A$ 意味着,在作为 Γ 的模型的每个赋值中 $\Theta A = 1$ 。(双线符号 $\models$ 表示语义有效性,以区别单线符号 $\vdash$ 所表示的句法有效性)。

最大协调集的一般性质被扩展到最大不平凡集。遵循通常模式,但用 $\neg^*$ 替代 $\neg$,就不难证明,每一个不平凡集是最大不平凡集的子集,而每一个最大不平凡集有一个赋值(这个赋值是它的一个模型)。因此,仍遵循通常模式可证:

〔定理8〕 在 C_n 中, $\Gamma \vdash A$, 当且仅当, $\Gamma \models A, 1 \leq n < \omega$ 。

〔定理9〕 $C_n, 1 \leq n < \omega$ 是可判定的(注意:不包括 ω 本身)。

达科斯塔的合作者 E. H. Alves 在《非协调逻辑: $C_n, 1 \leq n \leq \omega$ 演算研究》(1976)中指

出，从赋值定义出发可以定义准真值表，从而证明定理9。而M·Fidel在《 C_n 演算的可判定性》(1977)中则使用了另外的方法。

接着要介绍的是次协调谓词演算 C_n^* 和 C_n^- ， $1 \leq n \leq \omega$ 。其中 C_n^* 不带等词，它的公设是 C_n 的那些公设，再加如下公设（限制如常，克林《元数学引论》，1952）：

- 1) $A(t) \supset \exists x A(x)$ 2) $\forall x A(x) \supset A(t)$
- 3) $A(x) \supset C / \exists x A(x) \supset C$ 4) $C \supset A(x) / C \supset \forall x A(x)$

5) 若A和B是等值式，或者其中之一可以从另一个公式通过消去空量词而得出，则 $A \equiv B$ 是一个公理。

$$6) \forall x (A(x))^{(n)} \supset (\forall x A(x))^{(n)}$$

$$7) \forall x (A(x))^{(n)} \supset (\exists x A(x))^{(n)}$$

其中6) 7) 两式说明稳固性算子与全称量词、存在量词的相互关系。注意 C_n^* 等级系列最后一级 C_ω^* ，其公设为1) — 5)，不包括6) 和7)。

带等词的次协调谓词演算 C_n^- ， $1 \leq n \leq \omega$ 的公设，是与 C_n^* 相应的那些公设再加如下等词公设：

$$I^-) x = x; \quad II^-) x = y \supset (A(x) \supset A(y))$$

定理1—7都可以由 C_n 扩展到 C_n^* 和 C_n^- 。阿璐达和达科斯塔于1977年已经建构了 C_n^* 和 C_n^- 的语义学（但可数无穷级 C_ω^* 和 C_ω^- 的赋值语义学仍未解决）。

〔定理10〕 C_n^* 和 C_n^- ， $1 \leq n \leq \omega$ 是不可判定的。

〔定理11〕 若在 C_n^* 中 $\Gamma \vdash A$ ，则根据 Γ 中公式的k-变换，所有k-变换都是可推演的。

〔定理12〕 若在公式A中不出现符号=，则在 C_n^- 中 $\vdash A$ ，当且仅当在 C_n^* ($1 \leq n \leq \omega$) 中 $\vdash A$ 。

在达科斯塔的次协调形式系统的最后部分，所要介绍的是摹状词演算 D_n ， $1 \leq n \leq \omega$ 。它是这样得出的：在 C_n ， $1 \leq n \leq \omega$ 中引进摹状符号直钩 l ，以及下述公设D1—D5。符号记法参照了罗素。若 $F(x)$ 是一个公式，则用 $lxF(x)$ 表示“如此这般的客体x，使…”。假如有且仅有一个客体满足 $F(x)$ ，则 $lxF(x)$ 就指谓这个客体；否则 $lxF(x)$ 将指谓任意客体。 C_n ， $1 \leq n \leq \omega$ 的语义学可以扩展到 D_n ， $1 \leq n \leq \omega$ 。（不过 D_ω 仍缺乏适当的语义学。）

D_n 的公设是 C_n ， $1 \leq n \leq \omega$ 的那些公设，再加如下公设（限制如常）：

$$D1) \forall x F(x) \supset F(l_y Q(y)); \quad D2) l_x F(x) = l_y F(y)$$

$$D3) \forall x (p(x) \equiv Q(x)) \supset l_x p(x) = l_x Q(x)$$

$$D4) p(l_y Q(y)) \supset \exists x p(x)$$

$$D5) \exists x p(x) \supset (\forall x ((l_x p(x) = x) \equiv p(x)))$$

〔定理13〕 令 $A_1, A_2, \dots, A_m$ 为 $\Gamma \cup \{A\}$ 中公式的基本组元，则在 D_0 中 $\Gamma \vdash A$ ，当且仅当在 D_n ， $1 \leq n < \omega$ 中， $A_1^{(n)}, \dots, A_m^{(n)}$ 中， $\Gamma \vdash A$ 。

〔定理14〕 令 F 为 D_0 的一个公式，而 F^* 为用 $\neg^*$ 替代 $\neg$ 后由 F 而得的公式。则 D_0 中 $\vdash F$ ，当且仅当 D_n ， $1 \leq n < \omega$ 中 $\vdash F^*$ 。

〔定理15〕 D_n 是 C_n^- ， $1 \leq n \leq \omega$ 的一种保值扩展（原先的有效公式在扩展后不失真值）。

以上定理12—15，每一条都体现出对应原理所述的极限过渡关系。

五

现代计算机科学对允许不一致信念的理论有特殊兴趣。因为知识库容量很大，而在同行

专家之间具有相互抵触的意见是常有的事。不仅在中医与西医之间存在这种情况，而且在中医内部或西医内部也是如此。从事中西医结合的研究者尤其需要对付“矛盾中求协调”问题。这里所涉及的是知识库的不协调结构。问题的严重性在于，当“专家系统”已经流行了相当一段时间后，人工智能研究者才惊奇地发现上述不协调性。因此迫切需要新的形式方法来处理这类问题。幸好达科斯塔的次协调逻辑已为不协调知识库的推理提供了自然工具。^①

试举关于医学专家系统的最简单的实例。假设我们要建构一个关于疾病 d_1 和 d_2 的小型知识库KB。我们向医生1和医生2咨询，以了解他们的诊断方法。代表医生1和2的专家系统的诊断方法分别概括如下（d表示疾病，S表示症状，t、f表示真、假，x表示病人）：

“医生1”系统

$$\begin{aligned} d_1(x) : t &\Leftarrow s_1(x) : t \& s_2(x) : t \\ d_2(x) : t &\Leftarrow s_1(x) : t \& s_3(x) : t \\ d_1(x) : f &\Leftarrow d_2(x) : t \\ d_2(x) : f &\Leftarrow d_1(x) : t \end{aligned}$$

“医生2”系统

$$\begin{aligned} d_1(x) : t &\Leftarrow s_1(x) : t \& s_4(x) : t \\ d_2(x) : t &\Leftarrow s_1(x) : f \& s_3(x) : t \end{aligned}$$

症状的信息

$$\begin{aligned} s_1(a) : t &\Leftarrow \\ s_1(b) : f &\Leftarrow \\ s_2(a) : f &\Leftarrow \\ s_2(b) : f &\Leftarrow \\ s_3(a) : t &\Leftarrow \\ s_3(b) : t &\Leftarrow \\ s_4(a) : t &\Leftarrow \\ s_4(b) : f &\Leftarrow \end{aligned}$$

性。

然而，这种不协调并不影响关于其他病人（如b）的任何信息和诊断。就病人b而言，他的症状表明他患疾病 d_2 （根据“医生1”的第二子句）而且没患疾病 d_1 （根据“医生1”的第三子句）这样，尽管所涉及的知识库包含不协调性，然而它并不对知识库的合乎逻辑地存在和正常使用构成任何实质性的危害。关键的问题在于，不协调知识库进行推理的底层逻辑已经改用次协调逻辑，而不再是经典逻辑。邓·司各脱规则不再有效，由矛盾A与非A不再能推出任意B了。

注 释：

- ① 参看拙著《当代数学哲学与逻辑哲学入门》第六、七章，华东师范大学出版社，1991年版。
- ② 恩格斯：《自然辩证法》人民出版社，1971年版，第27页。
- ③ 参看da costa等《80年代次协调逻辑概观》，载《非经典逻辑》杂志（英文）1989（5）。
- ④（I）的摘译见《哲学译丛》1991（5）；（I）、（II）的全译文见桂起权等《次协调逻辑与人工智能》一书附录，中国人民大学出版社（即出）。
- ⑤ 见拙作《次协调逻辑的悖论观》，《安徽大学学报》（社）1992年第1期。
- ⑥ 参看I·Arruda：《次协调逻辑历史发展的若干问题》，载Relatorio Interno №172（1980）。
- ⑦ 参看I·Arruda：《次协调逻辑述评》，载《拉丁美洲数理逻辑》文集（英文），北荷兰出版公司（1980）。
- ⑧ 参看da costa & V·S·Subrahmanian：《次协调逻辑—不协调知识库推理的形式工具》1989，11。

（本文责任编辑 涂赞琥）