人工智能 可废除推理 非单调推理 (3)

计算机科学 1996 Vol.23 №.2

11-16

可废除推理研究*)

于 斌 林作铨 石纯一 TP18
(汕头大学计算机科学系 汕头515063) (清华大学计算机与技术系 北京100084)

摘 要 Defeasible reasoning is one way of commonsense reasoning, comparing with non-monotonic reasoning, it is based on arguments, not on sentences (*default logic may be considered an exception*). In this article we try to accommodate the current development of defeasible reasoning, including major research methods as well as its drawbacks. At last a new framework of defeasible reasoning is presented.

关键词 Defeasible reasoning, Non-monotonic logic, Defeat, Specificity, Argument.

非单调推理是针对常识推理而提出的，但是标准非单调逻辑都存在可计算性问题，如何提出一种能够刻画常识推理但又易于实现的新途径是近年来研究的问题之一，可废除推理就是其中的一种尝试。它最早由哲学界提出，象早期的 Kyburg[6]、R. Chisholm[4]，80年代以后受 AI 中非单调推理研究的影响，又开始了可废除推理的深入研究，其中比较有代表性的工作有 Pollock[11][12][13]，Loui[9]，Nute[10]，Simari[16]，Lin F. Z.[7]。

所谓"可废除推理"，是指在知识不完全的情况下得出的结论在新的事实加入后有可能被废除掉。与标准非单调逻辑不同的是可废除推理基于论证(*argument*)，通过论证之间的相互辩论得出最后的结论。

一、可废除推理的基本概念

可废除推理的语言 L 由一阶语言 L 和 L 中的元关系"$\succ$-"组成，元关系组成形如"$\alpha \succ\!- \beta$"的缺省规则，α，β 都是 L 中含自由变元的公式(wffs)，其中"$\succ$-"表示相信前件 α 的推理相信后件 β。

这样语言 L 由两部分组成，事实集 F 和缺省规则集 Δ。由事实集和缺省规则集出发导出结论的过程称为一个论证，推理规则提供了论证之间的连接。由于 Δ 中可能隐含着矛盾，对一个结论的论证有可能存在一个或者多个反证(推出相反结论的论证)，新的论证构成原来论证的击败，可废除推理就是如何处理论证之间的这种击败关系，最后得到一组不可击败的论证集，不可击败的论证集支持的命题就是我们最后可推的结论集。

1.1 反驳击败和下切击败

Pollock 认为，论证之间的击败有两种[12]：反驳击败和下切击败。比如说，我们通常认为一个物体的颜色就是我们所看到的颜色，X 看上去是红色的是 X 是红色的可废除推理，假如小王这时告诉我 X 不是红色的(我认为小王是可信的)，这就构成了原来论证的反驳击败(rebutting defeater)。

假定 $\Gamma = F \cup D$ 是前提集，p 是 Γ 推出的结论。

若$\langle\Gamma,p\rangle$是一个论证，$\langle\Phi,q\rangle$是一个$\langle\Gamma,p\rangle$的反驳击败者当且仅当$\langle\Phi,q\rangle$是一个论证并且 $q = '\neg p'$。

反驳击败击败的是原来推理的结论，有时还反驳原来推理前提和结论间的关系。我们知道当一个物体被红色的灯光照射时也是红色的，它否认原来的物体是红色的除非它是红色的，这种击败称为下切击败(undercutting defeater)。

若$\langle\Gamma,p\rangle$是一个论证，$\langle\Phi,q\rangle$是一个$\langle\Gamma,p\rangle$的下切击败者当且仅当$\langle\Phi,q\rangle$是一个推理且 $q = (\Pi\Gamma \otimes p)$。

其中 $\Pi\Gamma$ 是集合 Γ 的公式的合取，$(\Pi\Gamma \otimes p)$表示 Γ 到 p 间不再存在推出关系。

Pollock 的两种击败是从认知的角度提出的，在实际的推理系统中只要其中的一种——反驳击败就够了，可以证明：只有反驳击败的推理系统和 Pollock 的系统能力是等价的。

*)本课题得到国家八六三计划、国家自然科学基金、李嘉诚学术基金支持，于斌 硕士研究生，研究方向：非单调推理。林作铨 教授，研究方向：人工智能逻辑基础 石纯一 教授，博士生导师，研究方向：人工智能应用基础理论、知识工程、分布式人工智能、解释学习、定性推理。

1.2 特殊性

可废除推理中的一个问题是往往有不只一个论证支持或者反对某个结论，如何比较多个论证的“强度”，找出它们中间的最佳论证是可废除推理面临的问题之一。Poole[11]提出的特殊性概念很好地解决了这一问题，并且广泛地被可废除推理采用。

比如说我们知道：(1)大多数鸟会飞；(2)企鹅是鸟；(3)企鹅不会飞；(4)edna 是一只企鹅，由(1)(2)(4)得出 edna 会飞，由(3)(4)得出 edna 不会飞，那么我们是相信 edna 会飞呢还是不会飞，根据 Poole 的特殊性概念，由于企鹅比鸟更特殊，我们应该得到 edna 不会飞的结论。

Poole 的特殊性概念基于缺省理论，F 是事实集，Δ 是缺省规则集，g 是可解释的如果存在 Δ 的基例化公式集 D，有 $F \cup D \models g$；并且 $F \cup D$ 是一致的。

方案 S 是一个二元组〈D，g〉，其中 D 是解释 g 的理论，也就是说 $Fn \cup Fc \cup D \models g$；其中 Fn 是必然为真的事实集，Fc 是可能为真的事实集。

给定两个方案 $S1=\langle D1, g1\rangle$，$S2=\langle D2, g2\rangle$，S1 比 S2特殊当且仅当对于任意的事实 Fp，如果 $Fp \cup D1 \cup Fn \models g1$ 和 $Fp \cup D2 \cup Fn \not\models g1$，那么 $Fp \cup D2 \cup Fn \models g2$。

Poole 的特殊性概念是基于语义而不是基于语法的，从而避免了语义网中 Fahlman 提出的最短路径所带来的冗余联结和多扩充问题。与缺省逻辑相比，它不需要更复杂的限制就可以解决多模型扩张问题。Poole 的这一概念后来被 Simari 成功地引入到可废除推理中。

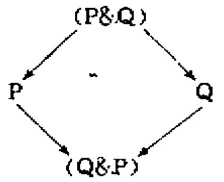
二、基于论证的可废除推理的研究途径

可废除推理的研究大体可以分为两路：一路以 Pollock 为代表，基于图的理论。通过直接计算图中各个结点的击败状态最后得出一组不可击败的结点，这组结点支持的结论集就是系统可推的结论集。Pollock 的理论以算法为基础，缺乏严格的理论框架。另外一路以 Loui、Simari 为代表，基于传统的一阶逻辑，通过扩充一阶逻辑达到可废除推理的目的。Loui、Simari 的逻辑框架有很好的语法形式，但是缺乏必要的语义。对于 Pollock 理论中的一些复杂情形也不能很好地处理，比如自击败。

2.1 Pollock 基于推理图的研究途径

Pollock 是最早研究可废除推理的学者之一，他从认知的角度出发，提出了推理中的两种击败关系——反驳击败和下切击败，系统地分析了论证间的各种击败情形。Pollock 的理论以图为基础，从图的角度来研究可废除推理，并给出了计算图中结点击败状态的算法。在实现方面，Pollock[12]引入了 i.d.e. 充分性的概念、目标驱动的概念，这些概念对于建造实际的推理系统有着重要的意义。

2.1.1 推理图(the inference graph)和击败状态的计算　表示论证的一种途径是图，Pollock 把这种图称为推理图，如下所示：



推理图中有两种不同的连接，分别是推理关系和击败关系。υ 和 η 是推理图中的结点，〈υ，η〉是推理连接当且仅当 υ 可以由 η 一步推出。如果〈υ，η〉是推理连接，那么 η 是 υ 的直接推理祖先。击败关系也可以标记在推理图中，μ 和 υ 是推理图中的结点，〈μ，υ〉是击败连接当且仅当 υ 击败 μ。

不可击败结点所支持的命题称为可信的命题，那么如何计算一个推理图中每个结点的击败状态呢？一般来讲，一个结点被击败有两种可能性：(1)被一些不可击败的结点击败，(2)由一些击败的结点推出。一个结点称为是 d-initial 当且仅当它和它的推理祖先都没被击败，于是有下面的算法：

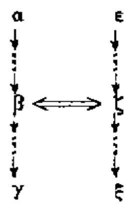
(1)所有的 d-initial 结点是不可击败的。

(2)递归运用下面的规则直到没有结点可以应用为止。

(a)如果结点 η 的直接祖先是不可击败的，所有击败 η 的结点是击败的，那么 η 是不可击败的。

(b)如果结点 η 有一个击败的直接祖先，或者有不可击败的结点击败 η，那么 η 是击败的。

2.1.2 相互击败和临时击败状态　按照上面的算法推理图中的结点要么是击败的，要么是不可击败的，但是处理相互击败的时候就遇到了麻烦。论证 σ 和 η 是相互击败的(collective defeat)当且仅当 σ 击败 η 且 η 击败 σ。



如上图所示，α 和 ε 是 d-initial 结点，但是按照上

面的算法 β 和 ζ 不属于任何状态，同样 γ 和 ξ 也不属于任何状态。因此有必要修正上面的算法。Pollock[13][14]引入直接击败和临时击败的概念、一个结点是直接击败的，它将不能再击败其他的结点，一个结点是临时击败的，它还可以击败其他的结点。在以上算法下不能赋值的结点都赋于临时击败状态。

2.1.3 自击败 如果只有反驳击败和下切击败两种是不够的，Pollock 的意义下将会产生可以击败任何论证的论证，结果导致整个推理树的倒塌。比如有：

α：P---->R.

β：Q---->$\neg$R.

σ：S---->T.

输入：{P,Q,R}，α 和 β 相互击败而 σ 是独立于 α 和 β，最终是不可击败的。但是利用演绎规则我们可以构造第四个论证

$$\eta\left.\begin{array}{l}:P---->R-->(R\vee\neg T)---->\\ :Q---->\neg R----------------->\end{array}\right\}----->\neg T;$$

η 击败 σ，但 σ 应该是最终不可击败的。

这种击败就是 Pollock 提出的自击败[14]，在文[13]中他建议把这样的自击败结点标记为直接击败。

2.1.4 可废除推理器的标准 在推理的过程中总希望得到的结论是正确的，可正确的标准很难给出。最简单的方法就是让推理器直接计算，根据 Church 论题，一阶谓词是不可判定的，因此也就无法计算一个结论是否正确。更弱一点的方法是让推理器产生所有的可信命题，但是这条路也是走不通的，Israel 和 Reiter 很早指出可信命题集不是递归可枚举的。Pollock 给出了 d.e.（废除可枚举）充分性的概念，在 d.e. 充分性的意义下，一阶谓词是完备的。这样推理器的任务不再是计算可信集，而是逐步产生越来越接近可信集的信念集。直观上讲，递归可枚举集与废除可枚举集的不同在于递归可枚举集只能从下方逼近，废除可枚举集可以从下方和上方同时逼近。

令 Ai 中间的结论集，若 A 是 r.e.（递归可枚举的），那么

$$A=\bigcup_{n\in\omega}An。$$

若 A 是 d.e.（废除可枚举的），那么

$$A=\bigcap_{n\in\omega}\bigcup_{m\geqslant n}Am=\bigcup_{n\in\omega}\bigcap_{m\geqslant n}Am.$$

2.1.5 目标驱动的概念 图可以大大提高系统的效率，但这样构造的推理器不可能产生所有的论证，我们只是想得到与结论有关的论证，目标驱动的推理器就是这样一个推理器。

目标驱动的推理器有两个数据库，一是到目前为止推出的结论集，二是推理器想要得到的目标集。目标集是在一开始建立的，在推理的过程中，推理器也可以采用这些目标集中的目标。

基于目标的推理器将不再是 d.e. 充分的，因为我们只想得到与目标有关的论证，它是 i.d.e. 充分的，这样限制推理器在一个目标集上。如果推理器在某一个状态停止，这时目标集中没有证明的结论都是不可证的。

2.2 Simari、Loui 基于特殊性概念的研究途径

Poole 提出了特殊性的概念，但他没有把特殊性操作符用于论证结构，Pollock 讨论了论证结构之间的相互作用但是抛弃了特殊性概念。Simari 吸收了两者的优点，定义了一个新的可废除推理框架。

Simari 把知识集分为可废除规则集 Δ 和公式集 K。公式集 K 又可分为(1)基例化的公式集：K 中的偶然性部分；(2)非基例化的公式集：K 中的必然性部分；命题 P 被接受当且仅当 P 与 K 一致，Δ 和 K 可以推出 P 并且没有推出矛盾。

2.2.1 论证和特殊性

1)论证。首先我们给出可废除逻辑后承关系，令前提集 $\Gamma=\{A1,\cdots,An\}$，$\Delta*$ 是 Δ 的基例化，Ai 是 F 或者 $\Delta*$ 的元素，定义可废除后承关系"|~"如下：Γ |~p 当且仅当有一个序列 B1，…，Bm，其中 Bm＝p，对于任意的 i，Bi 要么是 F 中的公式，要么是前面的结论应用事实集或者缺省规则集中的规则推出的结论。

在 Simari 的意义下，论证是一个二元组，知识集表示为(K，Δ)，K 是封闭的公式集，表示不可废除的知识，Δ 是有限的可废除推理规则集，表示准备接收的知识。我们用 $\Delta*$ 表示基例化的可废除规则集。

给定上下文 $K=K_N\cup K_C$ 和推理规则集 Δ，我们说 $\Delta*$ 的子集 T 是 h 的论证，$h\in Sent_C(L)$；表示为〈T，h〉，当且仅当：(1)$K\cup T$ |~h；(2)$K\cup T$ |$\not\sim$ $\perp$。二元组〈T，h〉$_k$ 被称为论证结构。

比如给定：K＝{P(a)，Q(a)}，Δ＝{P(x)>-R(x)，Q(x)$\wedge$R(X)>-H(x)，M(x)>-N(x)}，那么 T＝{P(a)>-R(a)，Q(a)$\wedge$R(a)>-H(a)}是 H(a)的论证，即〈T，H(a)〉是论证结构。

有了论证结构，我们可以定义子论证结构的概念。〈T，h〉是 h 的论证结构，〈S，j〉是 j 的论证结构，若 $S\subseteq T$，我们就说〈S，j〉是〈T，h〉的子论证结构，表示为〈S，j〉$\sqsubseteq$〈T，h〉。

2）特殊性。这一概念是由 Poole[11]提出的，Simari 把这一概念引入到可废除推理中，利用特殊性的概念可以从一组论证中选择出较好的结论。

给定两个论证结构（T1，h1）和（T2，h2），我们用（T1，h1）$\succ_{spec}$（T2，h2）表示 T1对于 h1比 T1对于 h2更特殊，当且仅当：

（1）∀ e∈$Sent_c$（L）有 K_N∪{e}∪T1 |~h1，K_N∪{e}|⁄~ h1，K_N∪{e}∪T2 |~h2。

（2）∃ e∈$Sent_c$（L）有 K_N∪{e}∪T2 |~h2；K_N∪{e}∪T1 |⁄~ h1；K_N∪{e}|⁄~ h2。

不难看出论证结构（{A（r）∧B（r）>-C（r）}，C（r））比（{A（r）>-¬C（r）}，¬C（r））特殊，因为每次第一个论证被激活支持 C（r），第二个也支持¬C（r）。但是反之不然。

2.2.2　确信

前面定义特殊性关系的目的在于选择更好的论证，这一部分我们将给出选择的过程。

2.2.2.1　论证之间的关系。论证结构之间的关系可以是相互一致的，也可以相互反对，一方击败另一方。

1）反对。两个论证所支持的结论有可能是不一致的，我们把论证间的这种关系称为反对。论证结构（T1，h1）反对（T2，h2）当且仅当 K∪{h1，h2}|~⊥，表示为（T1，h1）$\bowtie_K$（T2，h2）。下面论证结构之间的关系是反对关系：

（{E}>-¬C}，¬C）$\bowtie_K$（{A∧B}>-C}，C），K＝{E，A，B}

下面论证结构之间的关系不是反对关系，而是后面将要提到的反证关系：

（{E}>-¬B}，¬B），（{E}>-B，B}>-A}，A），K＝{E}

2）反证。反证关系讨论的是一个论证结构和另一个论证结构内部结构之间的关系，是反对关系的进一步提炼，也就是说一个论证结构的子论证结构反对另一个论证结构。

一个论证结构（T1，h1）在 h 处反证论证（T2，h2）当且仅当存在（T2，h2）的子论证（T，h），（T1，h1）$\bowtie_K$（T，h），且（T，h）⊂（T2，h2），K∪{h1，h}|~⊥，表示为：（T1，h1）⊙--^{h}（T2，h2），事实 h 称为反证点。比如：（{E}>-¬C}，¬C）⊙--^{C}（{A∧B}>-C，C}>-D}，D），因为（{E}>-¬C}，¬C）反对（{A∧B}>-C，C}>-D}，D）的子论证结构（{A∧B}>-C}，C）。

3）击败。一个论证结构（T1，h1）击败另一个论证结构（T2，h2），当且仅当存在（T2，h2）的子论证结构（T，h）：（1）（T1，h1）⊗--^{h}（T2，h2）；（2）（T1，h1）≻（T，h）。表示为：（T1，h1）≻（T2，h2）。事实 h 称为击败点。

击败关系是反证关系的进一步提炼。我们说一个论证结构（T1，h1）击败另一个论证结构（T2，h2）如果（T2，h2）包含子论证结构（T，h），（T1，h1）反对（T，h），并且（T1，h1）比（T，h）特殊。

例如（{A∧B∧E}>-¬C}，¬C））$\succ_{def}$（{A∧B}>-C，C}>-D}，D），因为论证结构（{A∧B∧E}>-¬C}，¬C）在 C 处反证（{A∧B}>-C，C}>-D，D）并且（{A∧B∧E}>-¬C，¬C）比（{A∧B}>-¬C，C）特殊。

2.2.2.2　论证的确信　给定一个事实 h，也许会有不只一个论证支持它，这些论证之间可能是击败关系或者是反证关系。在击败关系中一个击败论证被击败，那么就要恢复原来的论证。Simari 用级的概念说明论证之间的这种击败过程。我们说论证（T，h）是可信的当且仅当存在 m，对所有的 n>m，（T，h）还是 h 的支持论证，也就是说不存在（T，h）的反驳论证。

2.3　Nute 和 Loui 的早期工作

前面我们介绍了 Simari 的工作，可以说他的很多思想来源于 Nute 和 Loui。因此有必要介绍一下他们两人早期的工作。

Nute 最早用 Prolog 实现了可废除推理[10]，他在原有 Prolog 的基础上解决了两个问题，首先他引入一种新的推理规则，也就是前面提到的可废除推理关系，其次他定义了一种"非"neg，和失败即否定的"not"，不同的是 neg 不是一个操作符，只是一个前缀符。Nute 把这种变体称为 d-Prolog。d-Prolog 可以发现论证中的反驳击败，但是没有选择的过程。后来 Simari 的工作基本上沿袭了这种方法。

Loui 讨论了论证间的各种击败关系，并给出了选择策略，他把论证间的击败分为以下四种：证据更充分，更特殊，更直接以及有更特殊的前提。Loui 的选择策略和 Poole 的很类似，但是在复杂情形下"Poole"的方法会更小心一些。

2.4　Lin F. Z. 和 Lin Z. Q 的工作

Lin F. Z.[7]给出了论证的另外一种形式化描述，一个论证是一个树结构，但 Lin 的主要工作在于深入研究了论证结构和其他非单调推理间的关系，通过引入一个 ab 谓词，当前主要的非单调逻辑都可以化为论证结构。

令 L 是一个语言，由它提供一个句子集，即如果 φ 是一个句子，则 φ 是一个 L 中的句子，L 包括一个特殊算子¬，使得若 φ 是一个句子，则¬φ 也是一个

句子。

一个推理规则是下述形式的表达式：

(1)A，这里A是一个公式；

(2)A1…An-->B，这里n>0，Ai，B是公式，这种规则是单调的；

(3)A1…An==>B，这里n>0，Ai，B是公式，这种规则是非单调的。

形如(2)的规则称为结论性推理规则集，表示知识集中的演绎知识，比如penguin(a)-->bird(a)就是一条单调推理规则。形如(3)的称为可废除推理规则集，表示知识集中的常识，象鸟会飞可以表示为bird(a)==>fly(a)。

把规则链接成一棵树，就得到论证的概念。令R是一个规则集，R中的一个论证是一棵树，归纳定义如下：

(1)若A∈R是一个事实，这以A为唯一结点的树是一个论证；

(2)若p1…pn是分别以A1…An为根的论证，A1…An-->B是R中的规则并且B不是p1…pn中任一树的根，那么以B为根和以p1…pn为直接子树的树p是一个论证。

(3)若p1…pn是分别以A1…An为根的论证，A1…An==>B是R中的规则并且B不是p1…pn中任一树的根，那么以B为根和以p1…pn为直接子树的树p是一个论证。

论证p支持φ当且仅当φ是p的根，φ称为p的结论。

进一步，我们可以定义论证结构的概念。令R是一个规则集，R中的论证的集合T是论证结构如果满足下面的条件：

(1)若p是R中的一个事实，则p∈R；

(2)T是封闭的，对任一p∈T，如果p'是p的子树，则p'∈T；

(3)T是单调封闭的，即如果p是由T中的p1…pn形成的，则p也在T中。

Lin Z.Q.[1]在其研究超协调逻辑的过程中提出一种超协调意义下的论证结构，在超协调意义下的论证仍然是一棵树，但是不再区分单调和非单调推理规则。

三、可废除推理器的实现

可废除推理器的实现大体走两条路，一路以Nute，Loui，Simari为代表，通过扩充原有Prolog的功能实现，另外一路以Pollock为代表，通过推理图实现。两者各有利弊。

3.1 基于Prolog的途径

用Prolog来实现可废除推理最早是Nute[1]给出的，他把引入可废除推理规则的Prolog称为d-Prolog。Simari进一步发展了d-Prolog的思想，他加入了特殊性比较的概念。

在d-Prolog中，事实集与传统的表示方法一样，同时d-Prolog也可表示缺省推理规则，一个可废除推理子句是如下的形式：B-<A1…An。

d-Prolog中的关系"neg"不是一个操作符，它仅仅表示一个事实的非，并且neg neg A=A。

d-Prolog的推理和传统的Prolog类似，形成一个论证后，系统会用"非"进行逆向推理发现原有论证的反证。一旦发现反证，就用特殊性选择符选择其中之一。一个论证被击败，系统会自动回溯到上一步继续进行推理。这个过程直到要么再没有论证击败它，要么回溯到根时它仍然是击败的。

基于Prolog的方法利用了Prolog原有的推理能力，对于简单情况是可行的，但是Simari的这种方法不能发现论证过程中的击败情形，Pollock基于推理图的方法恰好弥补了这一点。

3.2 基于推理图的途径

Pollock用COMMON LISP实现了一个称为OSCAR的推理系统，他的作法是先建造一个单调的推理器，在不考虑相互击败和自击败的情况下，很容易把一个单调的推理器改造成可废除推理器。一个可废除推理器可以处理信念的采纳，信念的放弃，信念的重新采纳。这样的推理器称之为Stage-Ⅰ推理器，它的一个突出特点是一旦一步推理被击败，推理器将停止下面的推理。但是我们很快就会发现，在处理相互击败和自击败时将会遇到困难。

比如，事实集F={P，Q}，缺省规则集Δ={P>-R，Q>-¬R}，Stage-Ⅰ推理器将不会发现这个相互击败。它会采纳P，Q，然后推出R，下一步本应推出¬R，但是由于已经采纳了这个推理的击败推理，因此会限制推出¬R。这样R就被永远采纳而R应当是临时击败的。

处理相互击败的一个办法是使推理器意识到¬R是R的击败，在限制推出¬R的同时放弃R中的信念，但问题是推理器不会停在那里，在放弃了R以后将不再有¬R的击败，这时Stage-Ⅰ推理器会重新采纳¬R，为了阻止这种情况的发生，必须有一个记录所有相互击败的数据库，有了这个数据库，推理器就可以避免重复作相互击败的推理，除非它被

重新采纳,这样的推理器 Pollock 称之为 Stage-Ⅰ推理器。

很快我们会发现 Stage-Ⅰ推理器不能正确处理相互下切击败,对于一些相互反驳击败,推理器也不能正确处理,原因在于推理器一旦发现一个推理被击败,将停止下面的推理,相互击败的论证同样可以临时击败其他的论证,但是 Stage-Ⅰ推理器不会发现这样的临时击败。

比如论证 α)-→(P&Q),β)-(P&Q),α 和 β 是相互击败的。如果推理器另构造论证 γ,γ 推出→P,推理器将不会发现→P 与(P&Q)的冲突,因为后者已经被放弃了,γ 也就不会被认为临时击败的。为了发现 γ 的临时击败,需要继续从(P&Q)推出 P 即使 β 已经被临时击败。(我们假设没有特殊的原因,推理器将不能自动地由→(P&Q)推出→P,)唯一的办法是给临时击败的信念集作标记,推理器对这样的临时击败继续进行推理。

四、可废除推理有待解决的问题

可废除推理存在的问题有:

·Pollock 用图的形式来研究可废除推理,但是他的理论是经验的,没有给出严格的逻辑框架,也没有指出几种击败产生的根源。同时基于推理图的可废除理论不能很好地处理多扩张问题,在 Pollock 的理论中,没有选择的概念,相互冲突的两个论证都是临时击败的,推理器不采纳任何的结论。

·Simari 把特殊性概念引入可废除推理,但是他没有很好地给出论证的动态结构,另外 Simari 无法发现论证过程中间的击败,而 Pollock 基于推理图的方法正好可以避免这一点。

我们提出一种新的可废除推理框架,它以 Poole 和 Pollock 的理论为基础,同时引入特殊性的概念,在这种新的逻辑框架下,只有反驳击败一种,相互冲突的论证不再都是临时击败的,通过特殊性操作符的选择,一些论证将是直接击败的,另外一些论证将是不可击败的。与 Simari 不同的是我们意义下的特殊性操作符是过程性的,可以处理论证中间的击败情形。

还有一点值得注意的问题是当前的可废除推理都是相对于一致的事实集而言,在不一致事实集的情形下如何作可废除推理还是一个有待解决的问题。

参考文献

[1]林作铨、李未,超协调逻辑研究,技术报告 STU-ICS-TR-94-05 汕头大学计算机研究所

[2]林作铨、石纯一,非单调推理十年进展,计算机科学,1990.6

[3]林作铨、石纯一,语义网中继承推理的形式化研究,模式识别与人工智能,1991.6

[4]R. M. Chisholm,Theory of Knowledge. Prentice Hall,Englewood Cliffs,NJ,2st,ed.1977

[5]S. E. Fahlman,NETL:A system for representing and using real-world knowledge, MIT Press, 1979

[6]H. E. Kyburg,《Logical foundations of statistical inference》,Reidel,Dordrecht,Netherlands,1974

[7]Lin F. Z., Argument Systems: a uniform basis for nonmonotonic reasoning. science report, Stanford Univ.

[8]Lin Z. Q., Fault-Tolerant Reasoning System. Proc. of World Congress on Expert System,Lisbon,1994

[9]R. P. Loui,Defeat among arguments:a system of defeasible inference,Comput. Intell. 3(3)1987

[10]D. Nute, Defeasible reasoning,in J. H. Fetzer ed. Aspects of Artificial Intellgence. Kluwer Academic Publishers,1988

[11]J. L. Pollock,Defeasible reasoning,Cogn. Sci. 11,1987

[12]J. L. Pollock,How to reason defeasibly,Artif. Intell 57,1992

[13]J. L. Pollock,Jusification and defeat,Artif. Intell 67,1994

[14]D. Poole, On the comparison of theories: Preferring the most specific explanation,AAAI-85

[15]D. Poole,A logical framework for default reasoning,Artif. Intell 36,1988

[16]G. R. Simari and R. P. Loui,A mathematical treatment of defeasible reasoning and its implementation,Artif. Intell 53,1992