

关于强制外延的抽象论辩系统修正规则

徐康

廖备水

摘 要: 关于强制外延的抽象论辩系统修正是指对抽象论辩框架本身进行修正, 以使得某一论证集合成为其外延。本文借助外延的结构特征以及外延与抽象论辩框架的论证集合、论证子集和各论证之间的关系, 在可相容语义、完全语义、稳定语义、优先语义和基语义下进行了分析, 提出了满足强制外延的框架扩展规则和限制规则。

关键词: 抽象论辩系统; 强制外延; 修正规则

中图分类号: B81

文献标识码: A

1 引言

逻辑学从非形式逻辑和形式逻辑两个方面对论辩(argumentation)进行研究。非形式逻辑对论辩的研究与日常推理和会话实际相关联, 从形式结构的角度研究关于具体论辩过程的一般特征。形式逻辑对论辩的研究是基于语义或语形的研究([9]), 它依赖于形式逻辑的主要分析工具——逻辑形式的概念, 同时依赖于形式逻辑的主要评价标准——有效性([25])。

论辩系统(argumentation system)是应对不一致情境中的推理而产生的一种非单调推理形式体系。([23])论辩系统的基本思想是把推理进行分层, 底层处理知识的表示、论证的构造、论证之间攻击关系的识别等, 这一部分属于结构化论辩的研究内容([7]); 上层负责论证之间冲突关系的处理, 确定可接受的论证集合, 这部分的内容属于抽象论辩的研究范围。最终通过论辩系统上层对支持和反对特定主张的论证的评估, 测试该主张是否站得住脚。

本文基于Dung在1995年的时候提出的抽象论辩框架(abstracted argumentation framework) ([15]), 在抽象层面上研究论辩系统的动态变化。一个抽象论辩框架由一组抽象论证和它们之间的攻击关系组成, 通常可以表示为一个二元组 (A, R) 。其中 A 是一组抽象论证集合, R 表示 A 中论证之间的攻击关系。在一个抽

收稿日期: 2017-11-12

作者信息: 徐康 浙江工商大学东方语言与哲学学院
xukanguuu@163.com

廖备水 浙江大学哲学系
baiseliao@zju.edu.cn

基金项目: 浙江省自然科学基金项目“可用且高效的概率论辩理论及算法研究”(LY20F030014)。

象论辩框架中, 依据一定的评价标准所确定的一组或几组可接受的论证集合, 称为外延。外延的集合称为论辩语义。为方便起见, 也把上述评价标准称为论辩语义。论辩语义对应论辩系统推理的结论, 即可接受论证集合对应的主张。论辩语义 ([3])、证明理论 ([19])、算法 ([12]) 和计算复杂性 ([16]) 等是近几年抽象论辩研究的主要内容。

抽象论辩系统动态性研究抽象论辩框架和论辩语义的变化。由于主体所处的环境以及获取的资源等不断变化, 其推理知识和观察信息也不断变化。比如, 当实例化的抽象论辩框架所依赖的观察信息发生变化时, 论证集合及其攻击关系也会相应地发生变化; 当主体的推理知识发生变化或者论辩系统收到新的解释时 (主要体现在推理规则方面), 会引起论证集合及其攻击关系发生变化; 如果基于论辩的协商主体以不完全、不确定和不一致的信息进行推理, 那么每个主体的理论 (作为一个论辩框架) 可以在一个协商对话的过程中演化 (一个主体收到来自另一个主体的论证, 并将之加入自己的理论中, 产生新的理论), 从而造成抽象论辩框架的变化; 对于多主体交互, 当来自不同主体的一组抽象论辩框架合并时, 最终的论证集合和攻击关系也将发生变化。抽象论辩框架改变后, 其语义也随之变化, 得到新的结论。([1, 4]) 给定一个抽象论辩框架, 其外延是确定的。如果该论辩框架发生变化, 那么其语义相应也可能发生变化。如果主体期望一定的结论, 那么根据结论对应的语义状况, 则需要改变原论辩框架的结构。二者的相互关系形成了抽象论辩系统动态性的两个主要研究方向: 动态论辩语义求解 (如何依据论辩框架的变化来求解语义) 和抽象论辩系统修正 (如何依据论辩语义的变化来修正论辩框架)。([22])

本文主要针对抽象论辩系统的修正做出研究。在论辩系统的推理过程中, 主体获得的信息是多种多样的, 主体对这些信息的接受是一种主观行为, 需要结合自身的知识集以及推理目标等信息作出取舍。抽象论辩框架的变化体现了主体对新信息的取舍, 而对这些信息接受的主观行为则体现在对语义 (结论) 的要求上。根据预期语义结果而对抽象论辩框架进行调整, 这就是抽象论辩系统的修正。

目前的研究中, 关于语义变化, Cayrol 等人从论证、外延和语义三个层面做了比较全面的分析 ([8]), 并且提出满足部分语义变化的添加或者删除一个论证及关系的规则。Boella 等人主要针对唯一状态指派语义不变来研究抽象论辩系统的修正规则。([10, 11]) Oikarinen 等人同样研究关于语义不变的系统修正 ([20]), 只是除了要求两个抽象论辩框架具有相同的语义之外, 还要求无论它们同时进行何种扩张, 都能保持语义相同。Baumann 等人研究关于满足强制外延的系统扩展 (增加论证及其关系) ([6]), 主要分析了某一确定论证集合在各语义下能够成为一个外延的可能条件和不可能条件。由于抽象论辩框架的改变不是唯一的, 他们又研究了满足一定的语义变化的论辩框架的最小改变。([5]) Coste-Marquis 等人

用命题逻辑公式表达预期语义状态, 要求修正后的论辩框架不仅满足该公式, 而且其语义与修正前相差最小。([13]) 廖备水等人研究了在基语义下满足语义单调变化的条件和规则。([24])

本文研究的具体内容为关于强制外延的抽象论辩系统修正, 即对抽象论辩框架进行修正, 以使得一个特定的论证集合在某一语义下成为可接受的论证集合(外延)。这个问题在多主体交互中具有很重要的意义。比如, 在多主体交互中, 一个主体希望另一个主体接受一组特殊的论证集合。

例 1. 考虑框架 AF_1 , $E = \{b\}$ 是期望在基语义¹下得到的外延。在 AF_1 中显然 E 不是它的基外延, 如何修正 AF_1 能够得到确切的基外延 E ? 一个可行的办法是从 AF_1 中删除论证 a 得到新的框架 AF_2 (如图 1 所示)。



图 1 关于强制外延的抽象论辩系统修正

强制外延(enforcing extension)这一概念首先由 Baumann 等人提出([6]), 本文在其基础上, 针对这一特殊的语义要求, 提出抽象论辩框架增加(删除)论证或关系的一般规则, 从论辩框架的扩张和限制两个方面进行分析并给出了相应的结论。

本论文分为 5 节。第 2 节介绍抽象论辩框架和论辩语义等相关知识; 第 3 节和第 4 节分别提出满足强制外延的抽象论辩框架的限制规则和扩展规则; 第 5 节总结全文。

2 背景知识

在这一节中, 将详细介绍抽象论辩系统的基本概念, 包括抽象论辩框架和论辩语义。以下的讨论中, 在不引起歧义的情况下, 将省略“抽象”二字。

2.1 论辩框架

一个论辩框架(简称为 AAF)由一组论证和它们之间的攻击关系构成。([15])

定义 1. 一个 AAF 可以表示为一个二元组: $AF = (A, R)$, 其中 A 是一组论证集合, R 是 A 上的二元关系, 表示论证之间的攻击关系。设 $B \subseteq A$, B 对 AF 的限

¹基语义的评价标准对应于主体的谨慎态度, 其外延称为基外延。基外延中的论证是最无疑可接受的, 具体定义详见下文。

定, 记为 $AF \downarrow_B$: $AF \downarrow_B = (B, R_B)$, 其中 $R_B = R \cap (B \times B)$ 。 $AF \downarrow_B$ 也是一个 AAF, 称为 AF 的子框架。

设 $a, b \in A$, $(a, b) \in R$ 表示 a 攻击 b , 记为 aRb 。如果 $(a, b) \notin R$, 那么记为 $a \not R b$ 。 $a \widetilde{R} b$ 表示存在 n ($n \geq 0$) 个论证 $x_1, x_2, \dots, x_n$ 使得 $aRx_1, x_1Rx_2, \dots, x_nRb$ 。 $a \widetilde{R} b$ 的否定情况记为 $a \not\widetilde{R} b$ 。

设 $B, C \subseteq A$ 。 B 攻击 a , 记为 $B Ra$ 。 $B Ra$ 当且仅当存在 $b \in B$ 使得 bRa 。 a 攻击 B , 记为 aRB 。 aRB 当且仅当存在 $b \in B$ 使得 aRb 。 B 攻击 C , 记为 BRC 。 BRC 当且仅当存在 $b \in B$ 并且 $c \in C$, bRc 。 反之, 将它们的否定分别记为 $B \not R a$ 、 $a \not R B$ 和 $B \not R C$ 。 $a \widetilde{R} B$ 表示存在 $b \in B$ 使得 $a \widetilde{R} b$; 同理 $B \widetilde{R} a$ 表示存在 $b \in B$, $b \widetilde{R} a$ 。

例 2. 设 AF_3 是一个 AAF, 根据定义 1, 设 $B_1 = \{a, b\}$, $B_2 = \{c, d\}$, 那么 $AF_3 \downarrow_{B_1}$ 和 $AF_3 \downarrow_{B_2}$ 是 AF_3 的子框架 (如图 2 所示)。

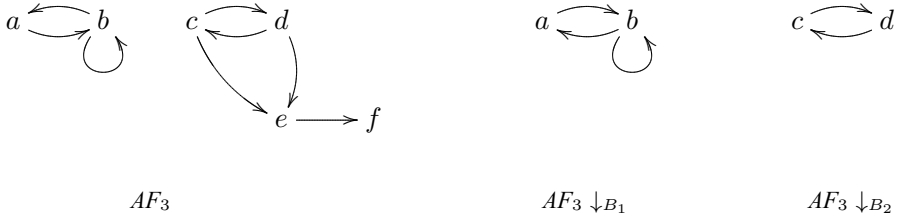


图 2 AF_3 以及 AF_3 的子框架

一个 AAF 上各论证之间都连通的子框架称为环。

定义 2. $AF = (A, R)$ 是一个 AAF, $B \subseteq A$ 。 $AF \downarrow_B$ 是 AF 上的一个环, 当且仅当对 B 中任意两个论证 a 和 b , $a \widetilde{R}_B b$ 并且 $b \widetilde{R}_B a$ 。 AF 上所有环的集合, 记为 CIR_{AF} , CIR_{AF} 中所有环的论证集合记为 $SCIR_{AF}$ 。

以例 2 中 AF_3 为例, $CIR_{AF_3} = \{AF_3 \downarrow_{\{a, b\}}, AF_3 \downarrow_{\{b\}}, AF_3 \downarrow_{\{c, d\}}\}$; $SCIR_{AF} = \{\{a, b\}, \{b\}, \{c, d\}\}$ 。

2.2 AAF 的更新

AAF 的更新主要考虑框架中论证及其攻击关系如何变化 ([21]), 主要表现为论证以及论证之间关系的增加或者减少。本文用 AAF 上的运算来定义它的更新。 ([18])

定义 3. $AF = (A, R)$ 是一个 AAF, B 是一个论证集合, I 是一个二元关系且 $I \subseteq (A \cup B) \times (A \cup B)$ 。

(1) 向 (A, R) 中添加 B 和关系 I 的运算表示为 $\oplus$, $(A, R) \oplus (B, I) = (A \cup B, R \cup I)$;

(2) 从 (A, R) 中删除 B 和 I 的运算表示为 $\ominus, (A, R) \ominus (B, I) = (A \setminus B, R \setminus I) \downarrow_{A \setminus B}$ 。

在定义 3 中, 论辩框架 AF 经过 $\oplus$ 或 $\ominus$ 运算后得到的二元组是一个 AAF。

例 3. 向例 2 中 AF_3 加入论证集合 $\{d, g\}$ 和关系 $\{(d, g), (g, g)\}$ 得到论辩框架 AF_3^1 ; 从 AF_3 中删除论证集合 $\{d, g\}$ 和关系 $\{(d, g), (g, g)\}$ 得到论辩框架 AF_3^2 (如图 3 所示)。

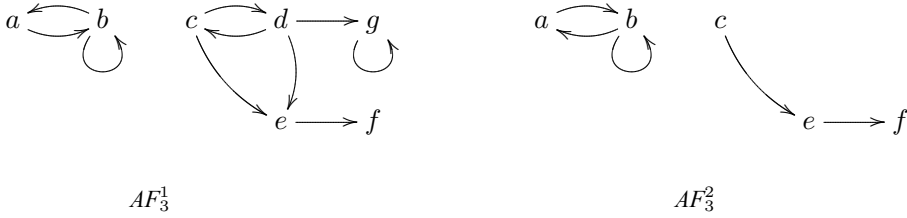


图 3 AAF 的更新

在本文以后的部分中, 用 AF' 来表示对 AF 进行 $\oplus$ 或 $\ominus$ 运算后得到的 AAF。一般称 AF 是初始框架, AF' 为更新后框架。称仅经过 $\ominus$ 运算得到的 AF' 是限制框架; 仅经过 $\oplus$ 运算得到的 AF' 是扩展框架。

2.3 论辩语义

给定一个 AAF, 一个核心的问题是如何确定各个论证的状态。在现有的文献中, 有两种方法来定义论辩语义: 基于外延的方法 ([15]) 和基于标记的方法 ([2])。

在基于外延的方法下, 一个 AAF 中的论证被分为可接受的和不可接受的。一组集体可接受的论证子集被称为 AAF 的外延。一定评价标准下得到的一组外延集合称为 AAF 的论辩语义。基于标记的论辩语义是给每个论证指派一个标签。一个标签代表论证的一种状态。一般来说, 在一个 AAF 中, 论证有三种可能状态: “可接受的”、“被拒绝的”和“未确定的”, 分别用 *in*、*out* 和 *undec* 这三个标签来表示。在基于标记的方法下, 一定评价标准下得到的一组标记集合被称为 AAF 的论辩语义。现有文献已经证明了基于外延的论辩语义和基于标记的论辩语义具有对应关系: 在同一语义下, 标记为 *in* 的论证集合是一个外延。

本文在基于标记的方法下研究抽象论辩系统的动态性, 因为各论证状态间的相互影响能够更好地在基于标记的论辩语义中体现出来。

定义 4. $AF = (A, R)$ 是一个 AAF, *in*, *out* 和 *undec* 是三个标签。AF 上的一个标记 $L: A \mapsto \{in, out, undec\}$ 是一个全函数。令 $in(L) = \{a \mid L(a) = in\}$, $out(L) = \{a \mid L(a) = out\}$, $undec(L) = \{a \mid L(a) = undec\}$ 。L 也可表示为三元组 $(in(L), out(L), undec(L))$, $in(L)$ 即为可接受的论证集合。

为了辨别一个标记是否合理, 需要定义标签指派的合法性。

定义 5. $AF = (A, R)$ 是一个 AAF, L 是 AF 上的一个标记, $a \in A$ 。

- (1) $L(a) = in$ 是合法的当且仅当对任意 $b \in A$, 如果 bRa , 那么 $L(b) = out$;
- (2) $L(a) = out$ 是合法的当且仅当存在 $b \in A$, 使得 bRa 并且 $L(b) = in$;
- (3) $L(a) = undec$ 是合法的当且仅当
 - ① 存在 $b \in A$, bRa 并且 $L(b) = undec$;
 - ② 对所有 $b \in A$, 如果 bRa , 那么 $L(b) \neq in$ 。

在标签指派的合法性上做出一些限制, 就可以得到具有不同评价标准的标记。

定义 6. $AF = (A, R)$ 是一个 AAF, L 是 AF 上的一个标记。 L 是一个可相容标记, 当且仅当

- (1) 对任意 $a \in in(L)$, $L(a) = in$ 是合法的;
- (2) 对任意 $a \in out(L)$, $L(a) = out$ 是合法的。

定义 7. $AF = (A, R)$ 是一个 AAF, L 是 AF 上的一个标记。 L 是一个完全标记, 当且仅当

- (1) 对任意 $a \in in(L)$, $L(a) = in$ 是合法的;
- (2) 对任意 $a \in out(L)$, $L(a) = out$ 是合法的;
- (3) 对任意 $a \in undec(L)$, $L(a) = undec$ 是合法的。

对于一个 AAF 上任意的两个完全标记, 它们之间的关系如下 ([17]):

命题 1. 假设 L_1 和 L_2 是论辩框架 AF 上的两个完全标记, 那么

- (1) $in(L_1) \subseteq in(L_2)$ 当且仅当 $out(L_1) \subseteq out(L_2)$;
- (2) $in(L_1) \subset in(L_2)$ 当且仅当 $out(L_1) \subset out(L_2)$ 。

下面三种标记: 优先标记、基标记和稳定标记, 在完全标记的基础上给出, 是满足不同条件的完全标记。

定义 8. $AF = (A, R)$ 是一个 AAF, L 是 AF 上的一个完全标记。

- (1) L 是一个基标记当且仅当对 AF 上的任意完全标记 L' , $in(L) \subseteq in(L')$;
- (2) L 是一个优先标记当且仅当不存在 AF 上的一个完全标记 L' , 使得 $in(L') \supset in(L)$;
- (3) L 是一个稳定标记当且仅当 $undec(L) = \emptyset$ 。

为了简便, 我们分别用 ad 、 co 、 pr 、 st 和 gr 表示可相容、完全、优先、稳定和基语义, 再用 σ 来表示这些语义中的一种 ($\sigma \in \{ad, co, pr, gr, st\}$), AAF 在 σ 语义下的标记记为 σ 标记, 论辩框架 AF 在 σ 语义下所有标记的集合记为 $\mathcal{L}_\sigma(AF)$ 。

例 4. 考虑例 2 中的论辩框架 AF_3 。根据定义 7, $\mathcal{L}_{co}(AF_3) = \{L_1, \dots, L_6\}$ 。其中,

$$L_1 = (\emptyset, \emptyset, \{a, b, c, d, e, f, g\}) \quad L_2 = (\{a\}, \{b\}, \{c, d, e, f, g\})$$

$$L_3 = (\{a, c, f\}, \{b, d, e\}, \emptyset) \quad L_4 = (\{a, d, f\}, \{b, c, e\}, \emptyset)$$

$$L_5 = (\{c, f\}, \{d, e\}, \{a, b\}) \quad L_6 = (\{d, f\}, \{c, e\}, \{a, b\})$$

再根据定义 8, 可知 $\mathcal{L}_{gr}(AF_3) = \{L_1\}$, $\mathcal{L}_{pr}(AF_3) = \{L_3, L_4\}$, $\mathcal{L}_{st}(AF_3) = \{L_3, L_4\}$ 。

在 σ 语义下, 由于标记为 *in* 的论证集合与其外延是对应的, 在以后的讨论中统一用 σ 外延来表示 AAF 在 σ 语义下的可接受的论证集合。无冲突性是上述所有语义外延的基本性质, 下面给出它的定义。

定义 9. $AF = (A, R)$ 是一个 AAF, $E \subseteq A$ 。E 是无冲突的, 当且仅当对任意 $a, b \in E$, $a \not R b$ 。

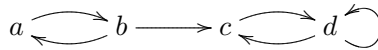
3 关于强制外延的 AAF 限制规则

给定一个论辩框架 AF , 以及更新后的论辩框架 AF' , 为了确保某个论证集合 E 成为 AF' 的 σ 外延 (称为强制外延), 向 AF 中添加 (删除) 论证集合 B 以及关系 I 从而得到 AF' 的规则, 称为关于强制外延的论辩系统修正规则。

本节研究因强制外延而对 AAF 进行限制 (减少论证或关系) 的规则。

定义 10. $AF = (A, R)$ 和 $AF' = (A', R')$ 是 AAF, B 是一个论证集合, I 是一个二元关系且 $I \subseteq (A \cup B) \times (A \cup B)$ 。 $AF' = AF \ominus (B, I)$ 。如果 E 是 AF' 的 σ 外延, 那么称 AF' 是 AF 关于 E 的 σ 限制框架。

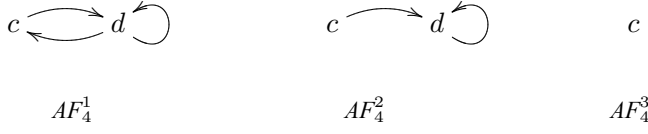
例 5. AF_4 是一个 AAF (如图 4 所示)。 $E = \{c\}$ 。 AF_4 关于 E 的 *pr* 限制框架有: AF_4^1 、 AF_4^2 和 AF_4^3 (如图 5 所示)。



AF_4

图 4 AF_4

AF 关于 E 的 σ 限制框架包含了在 σ 语义下, 所有满足强制外延 E 的 AF 限制后的 AAF。本文将 AF 关于 E 的 σ 限制框架满足的充分必要条件视为关于强制外延的 AAF 限制规则。如果 $AF' = (A, R) \ominus (B, I)$ 是 AF 的关于 E 的 σ 限制框架, 那么从 AF' 的形成来看, 只要确定了 B 和 I , 就可以确定 AF' 。 B 和 I 的内容受如下因素影响:

图5 AF_4 关于 E 的 pr 限制框架

(1) E 的结构特征。 E 是 AF' 在某一语义下的外延, 那么并不要求 E 在 AF 中也是可接受的。但作为 AF' 在某个语义下的外延, E 必须是 AF' 的论证子集, 那么首先可以确定 E 与 B 不相交 ($E \cap B = \emptyset$)。不同的语义, 其构成方式不同。关于 AF' 剩余的描述则依据不同的语义而有不同的结论。本文将在可相容语义、完全语义、稳定语义、基语义和优先语义下讨论关于强制外延的论辩系统的修正规则。这些语义下的外延都是无冲突的, 因此, E 需要在 AF' 中是无冲突的。

(2) E 与 AF 、 AF' 中论证、子集之间的关系。令 G 表示 AAF 的名称, A_G 表示其论证集合, 我们将 G 中与 E 有关的论证集合分为以下四种:

E_G^- : 论辩框架 G 中攻击 E 的论证集合;

$E_G^- \setminus E_G^+$: 论辩框架 G 中仅攻击 E 却不被 E 攻击的论证集合;

E_G^+ : 论辩框架 G 中被 E 攻击的论证集合;

$I_G^E = A_G \setminus (E \cup E_G^- \cup E_G^+)$: 论辩框架 G 中并非直接与 E 有攻击或被攻击关系的论证集合。

3.1 可相容语义

如果 AF' 是关于 E 的 ad 限制框架, 那么存在 $L \in \mathcal{L}_{ad}(AF')$, 使得 $in(L) = E$ 。根据定义 6, $in(L)$ 和 $out(L)$ 是标记合法的, 那么对任意 $x \in E_{AF'}^-$, $L(x) = out$; 对任意 $y \in E_{AF'}^+$, $L(y) = out$ 。因此, 根据定义 5, $ER'E_{AF'}^-$, 即 $E_{AF'}^- \subseteq E_{AF'}^+$ 。 $E_{AF'}^- \subseteq E_{AF'}^+$ 是 AF' 作为 AF 关于 E 的 ad 限制框架的必要条件, 这个条件可以通过对 B 和 I 的刻画来描述。

定理 1. $AF = (A, R)$ 是 AAF, B 是一个论证集合, I 是一个二元关系且 $I \subseteq (A \cup B) \times (A \cup B)$ 。 $E \subseteq A$ 且 $E \cap B = \emptyset$ 。 $AF' = AF \ominus (B, I)$ 。 AF' 是 AF 关于 E 的 ad 限制框架当且仅当

(1) $R \cap (E \times E) \subseteq I$;

(2) 对任意 $y \in A \setminus E$, 如果 $(E \times \{y\}) \cap R \subseteq I$, 那么 $(\{y\} \times E) \cap R \subseteq I$ 。

证明. 需证明两个方向。令 $AF' = (A', R')$, 那么 $A' = A \setminus B$, $R' = (R \setminus I) \cap (A' \times A')$ 。

假设 AF' 是 AF 关于 E 的 ad 限制框架, 那么存在 $L \in \mathcal{L}_{ad}(AF')$ 使得 $in(L) = E$ 。 E 在 AF' 中是无冲突的, 那么 $ER'E$ 。由 $R' = (R \setminus I) \cap (A' \times A')$, 可得 $R \cap (E \times E) \subseteq I$ 。根据定义 5, $ER'E_{AF'}^-$ 。那么 $E_{AF'}^- \subseteq E_{AF'}^+$ 。那么 $E_{AF'}^- \setminus E_{AF'}^+ = \emptyset$ 。

对任意 $y \in A \setminus E$, 如果 $(E \times \{y\}) \cap R \subseteq I$ 且 $(\{y\} \times E) \cap R \not\subseteq I$, 那么存在 $x \in E$, yRx 但是 $y \not I x$, 并且不存在 $z \in E$, $zR'y$ 。那么 $yR'x$ 。那么 $y \in E_{AF'}^- \setminus E_{AF'}^+$, 与 $E_{AF'}^- \setminus E_{AF'}^+ = \emptyset$ 矛盾。因此, $(\{y\} \times E) \cap R \subseteq I$ 。

假设 (1) 和 (2) 成立, 需证明存在 $L \in \mathcal{L}_{ad}(AF')$ 使得 $in(L) = E$ 。构造 AF' 的一个标记 L : $L = (E, E_{AF'}^+, A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+))$, 需证明 $L \in \mathcal{L}_{ad}(AF')$ 。对任意 $x \in E_{AF'}^+$, $ER'x$, 也就是存在一个论证 $y \in E$, $yR'x$ 。很明显 $L(y) = in$, 则 $L(x) = out$ 是合法的。 $R \cap (E \times E) \subseteq I$, 那么 E 在 AF' 中是无冲突的, 那么不存在 $x, y \in E$, 使得 $xR'y$ 。对任意 $u \in E_{AF'}^-$, $u \in E_{AF}^-$ 。 $E \times (E_{AF}^- \setminus E_{AF}^+) = \emptyset \subseteq I$, 因此, $(E_{AF}^- \setminus E_{AF}^+) \times E \subseteq I$ 。则 $u \notin E_{AF}^- \setminus E_{AF}^+$ 。那么 $u \in E_{AF}^- \setminus (E_{AF}^- \setminus E_{AF}^+)$ 。由 $E \cap I_{AF}^E = \emptyset$ 以及 $E_{AF}^- \cap I_{AF}^E = \emptyset$, 可知 $u \in E_{AF}^- \cap E_{AF}^+$ 。 $(E \times \{u\}) \cap R \not\subseteq I$: 因为如果 $(E \times \{u\}) \cap R \subseteq I$, 则 $(\{u\} \times E) \cap R \subseteq I$, 与 $u \in E_{AF'}^-$ 矛盾。那么 $u \in E_{AF'}^+$ 。那么 $L(u) = out$ 。那么对任意 $v \in E$, $L(v) = in$ 是合法的。因此, 根据定义 5 和 6, $L \in \mathcal{L}_{ad}(AF')$ 。 $\square$

定理 1 中, (1) 表明了 E 在 AF' 中是无冲突的, (2) 表明了 $E_{AF'}^- \subseteq E_{AF'}^+$ 。定理 1 提供了 AF' 成为 AF 关于 E 的 ad 限制框架的充分必要条件, 并且表明了可在相容语义下, 实现强制外延的直接删除论证或关系的规则。

例 6. 考虑例 5 中的论辩框架 AF_4 。令 $E = \{a, b, c\}$, AF_4^4 、 AF_4^5 、 AF_4^6 、 AF_4^7 、 AF_4^8 、 AF_4^9 和 AF_4^{10} 是 AF_4 关于 E 的 ad 限制框架 (如图 6 所示)。

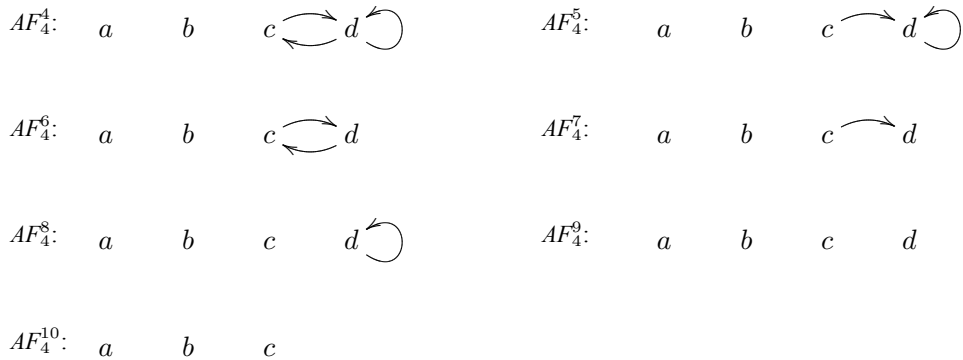


图 6 AF_4 关于 E 的 ad 限制框架

3.2 稳定语义

如果 AF' 是 AF 关于 E 的 st 限制框架, 那么存在 $L \in \mathcal{L}_{st}(AF')$, 使得 $in(L) = E$ 。由于稳定语义是可相容语义, 首先 B 和 I 满足定理 1 中的规则。其次可知 $E_{AF'}^- \subseteq E_{AF'}^+$ 。那么 $out(L) = E_{AF'}^+$, 并且 $undec(L) = I_{AF'}^E$ 。根据定义 8, AF' 中没

有被标记为 *undec* 的论证, 即 $\text{undec}(L) = \emptyset$ 。因此, 在定理 1 的基础之上, 还需要找到使得 $I_{AF'}^E = \emptyset$ 的条件。

定理 2. $AF = (A, R)$ 是 AAF, B 是一个论证集合, I 是一个二元关系且 $I \subseteq (A \cup B) \times (A \cup B)$ 。 $E \subseteq A$ 且 $E \cap B = \emptyset$ 。 $AF' = AF \ominus (B, I)$ 。 AF' 是 AF 关于 E 的 *st* 限制框架当且仅当

- (1) $R \cap (E \times E) \subseteq I$;
- (2) 对任意 $y \in A \setminus E$, 如果 $(E \times \{y\}) \cap R \subseteq I$, 那么 $(\{y\} \times E) \cap R \subseteq I$ 且 $y \in B$ 。

证明. 需证明两个方向。令 $AF' = (A', R')$, 那么 $A' = A \setminus B$, $R' = (R \setminus I) \cap (A' \times A')$ 。

假设 AF' 是 AF 关于 E 的 *st* 限制框架, 那么存在 $L \in \mathcal{L}_{st}(AF')$, 使得 $\text{in}(L) = E$ 且 $\text{undec}(L) = \emptyset$ 。由于稳定语义是可相容语义, 那么 $R \cap (E \times E) \subseteq I$, 并且根据定理 1 的证明, $E_{AF'}^- \subseteq E_{AF'}^+$ 。那么 $\text{out}(L) = E_{AF'}^+$ 以及 $I_{AF'}^E = A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+)$ 。再由 $\text{undec}(L) = \emptyset$ 可知 $I_{AF'}^E = \emptyset$ 。对任意 $y \in A \setminus E$, 如果 $(E \times \{y\}) \cap R \subseteq I$, 那么 $(\{y\} \times E) \cap R \subseteq I$ 。那么 $E R' y$ 并且 $y R' E$ 。由于 $I_{AF'}^E = \emptyset$, 那么 $y \in B$ 。

假设 (1) 和 (2) 成立, 需证明存在 $L \in \mathcal{L}_{st}(AF')$, 使得 $\text{in}(L) = E$ 。首先构造 AF' 的一个标记 L : $L = (E, E_{AF'}^+, A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+))$, 需证明 $L \in \mathcal{L}_{st}(AF')$ 。根据定理 1 的证明, 对任意 $x \in E_{AF'}^+$, $L(x) = \text{out}$ 是合法的; 对任意 $y \in E$, $L(y) = \text{in}$ 是合法的。如果 $A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+) \neq \emptyset$, 那么对任意 $z \in A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+)$, $E R' z$ 。那么 $(E \times \{z\}) \cap R \subseteq I$ 。则 $(\{z\} \times E) \cap R \subseteq I$ 且 $z \in B$, 与 $z \in A'$ 矛盾。因此, 根据定义 5 和 8, $L \in \mathcal{L}_{st}(AF')$ 。 $\square$

定理 2 对定理 1-(2) 增加了条件, 在满足 E 在 AF' 中是无冲突的, 以及 $E_{AF'}^- \subseteq E_{AF'}^+$ 之上又决定了 $I_{AF'}^E = \emptyset$ 。定理 2 提出了 AF' 成为 AF 关于 E 的 *st* 限制框架的充分必要条件, 表明了稳定语义下, 实现强制外延的直接删除论证或关系的规则。

例 7. 考虑例 5 中的论辩框架 AF_4 。对于 $E = \{a, b, c\}$, AF_4^4 、 AF_4^5 、 AF_4^6 、 AF_4^7 和 AF_4^{10} 是 AF_4 关于 E 的 *st* 限制框架 (如图 6 所示)。

3.3 完全语义

如果 AF' 是 AF 关于 E 的 *co* 限制框架, 那么存在 $L \in \mathcal{L}_{co}(AF')$, 使得 $\text{in}(L) = E$ 。由于完全语义是可相容语义, 首先 B 和 I 满足定理 1 中的规则。其次可知 $E_{AF'}^- \cup E_{AF'}^+$ 。那么 $\text{out}(L) = E_{AF'}^+$, 并且 $\text{undec}(L) = I_{AF'}^E$ 。可相容标记的定义 (定义 6) 要求论证被合法地标记为 *in* 或者 *out*, 而完全标记的定义 (定义 7) 还要求论证被标记为 *undec* 时也是合法的, 那么对所有 $x \in I_{AF'}^E$, $L(x) = \text{undec}$ 是合法

的。根据定义 5, 被合法标记为 *undec* 的论证, 其攻击者必须不能被标记为 *in*, 而且其中至少有一个攻击者的标签是 *undec*。那么对 $I_{AF'}^E$ 中的任意论证 x , 它都要被 $I_{AF'}^E$ 中的某个或者某些论证攻击。在定理 1 的基础上, 我们给出如下定理。

定理 3. $AF = (A, R)$ 是 AAF, B 是一个论证集合, I 是一个二元关系且 $I \subseteq (A \cup B) \times (A \cup B)$ 。 $E \subseteq A$ 且 $E \cap B = \emptyset$ 。 $AF' = AF \ominus (B, I)$ 。 AF' 是 AF 关于 E 的 *co* 限制框架当且仅当

- (1) AF' 是 AF 关于 E 的 *ad* 限制框架;
- (2) $C = \{y \in A \setminus E \mid (E \times \{y\}) \cap R \subseteq I \text{ 且 } (\{y\} \times E) \cap R \subseteq I\} \setminus B$, 那么对任意 $x \in C$, CR^*x 。其中, $R^* = R \setminus I$ 。

证明. 需证明两个方向。 $AF' = (A', R')$, 那么 $A' = A \setminus B$, $R' = (R \setminus I) \cap (A' \times A')$ 。

假设 AF' 是 AF 关于 E 的 *co* 限制框架, 那么存在 $L \in \mathcal{L}_{co}(AF')$, 使得 $in(L) = E$ 。完全语义是可相容语义, 那么 (1) 成立, $E_{AF'}^- \subseteq E_{AF'}^+$, 并且 $out(L) = E_{AF'}^+$ 。假设存在 $x \in C$, CR^*x , 那么由 $x \in C$ 和 $E_{AF'}^- \subseteq E_{AF'}^+$ 可知 $x \in A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+)$ 。由 CR^*x 可知不存在 $y \in C$, 使得 $yR'x$ 。那么 $\{x\}_{AF'}^- \subseteq A' \setminus C$ 。如果 $\{x\}_{AF'}^- = \emptyset$, 那么 $L(x) = undec$ 是不合法的, 矛盾; 如果 $\{x\}_{AF'}^- \neq \emptyset$, 那么 $E_{AF'}^+ R'x$, 同样 $L(x) = undec$ 是不合法的, 矛盾。因此, 对任意 $x \in C$, CR^*x 。

假设 (1) 和 (2) 成立, 需证明存在 $L \in \mathcal{L}_{co}(AF')$, 使得 $in(L) = E$ 。首先构造 AF' 的一个标记 L : $L = (E, E_{AF'}^+, A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+))$, 只需证明 $L \in \mathcal{L}_{co}(AF')$ 。首先由于完全语义是可相容语义, 根据定理 1 的证明, 对任意 $x \in E_{AF'}^+$, $L(x) = out$ 是合法的, 并且对任意 $x \in E$, $L(x) = in$ 是合法的。对任意 $x \in A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+)$, 由 $x \in A'$ 可知 $x \notin B$ 。 $E_{AF'}^- \setminus E_{AF'}^+ = \emptyset$: 如果不成立, 那么 $E_{AF'}^- \setminus E_{AF'}^+ \subseteq A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+)$, 那么对任意 $y \in E_{AF'}^- \setminus E_{AF'}^+$, $L(y) = undec$, 与定义 5 矛盾。由 $E_{AF'}^- \setminus E_{AF'}^+ = \emptyset$ 和 $x \notin E \cup E_{AF'}^+$, 可知 $x \in \{y \in A \setminus E \mid (E \times \{y\}) \cap R \subseteq I \text{ 且 } (\{y\} \times E) \cap R \subseteq I\}$ 。再由 $x \notin B$ 可得 $x \in C$ 。对任意 $x \in C$, 由 $x \in \{y \in A \setminus E \mid E \times \{y\} \cap R \subseteq I \text{ 且 } \{y\} \times E \cap R \subseteq I\}$ 可知 $x \notin E \cup E_{AF'}^- \cup E_{AF'}^+$ 。那么 $x \in A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+)$ 。因此, $C = A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+)$ 。那么对任意 $x \in A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+)$, $L(x) = undec$ 是合法的。因此, $L \in \mathcal{L}_{co}(AF')$ 。 $\square$

定理 3 在定理 1 的基础上增加了条件 (3), 定理 3-(3) 保证了不被 E 攻击的论证都可以被合法地标记为 *undec*。定理 3 提出了 AF' 成为 AF 关于 E 的 *co* 限制框架的充分必要条件, 表明了完全语义下, 实现强制外延的直接删除论证或关系的规则。

例 8. 考虑例 5 中的论辩框架 AF_4 。对于 $E = \{a, b, c\}$, AF_4^4 、 AF_4^5 、 AF_4^6 、 AF_4^7 、 AF_4^8 和 AF_4^{10} 是 AF_4 关于 E 的 *co* 限制框架 (如图 6 所示)。

3.4 基语义

如果 AF' 是 AF 关于 E 的 gr 限制框架, 那么存在 $L \in \mathcal{L}_{gr}(AF')$, 使得 $in(L) = E$ 。由于基语义是完全语义, AF' 首先是关于 E 的 co 限制框架, 那么可知 $E_{AF'}^- \subseteq E_{AF'}^+$ 。完全标记的定义要求所有论证的标记都是合法的, 基标记的定义 (定义 8) 要求被标记为 in 的论证集合是最小的, 也就是说对所有 $L' \in \mathcal{L}_{co}(AF')$, $in(L) \subseteq in(L')$ 。如果 $AF' \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}$ 有标记使得其中有些论证被合法地标记为 $undec$, 那么 L 将不是 AF' 的基标记。那么 L 在 $E \cup E_{AF'}^+$ 上的限制是 $AF' \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}$ 的基标记。这一条件可以通过 $AF' \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}$ 的拓扑结构来表达。

定理 4. $AF = (A, R)$ 是 AAF, B 是一个论证集合, I 是一个二元关系且 $I \subseteq (A \cup B) \times (A \cup B)$ 。 $E \subseteq A$ 且 $E \cap B = \emptyset$ 。 $AF' = AF \ominus (B, I)$ 。令 $AF' = (A', R')$, AF' 是 AF 关于 E 的 gr 限制框架当且仅当

- (1) AF' 是 AF 关于 E 的 co 限制框架;
- (2) 对任意 $D \in SCIR_{AF' \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}}$, $(E \setminus D)R'D$ 。

证明. 需证明两个方向。 $AF' = (A', R')$, 那么 $A' = A \setminus B$, $R' = (R \setminus I) \cap (A' \times A')$ 。

假设 AF' 是 AF 关于 E 的 gr 限制框架, 那么存在 $L \in \mathcal{L}_{gr}(AF')$, 使得 $in(L) = E$ 。基语义是完全语义, 那么 AF' 是 AF 关于 E 的 co 限制框架, 并且 $E_{AF'}^- \subseteq E_{AF'}^+$ 。根据定义 5 和定义 7, $L \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}$ 是 $AF' \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}$ 的完全标记。假设存在 $D \in SCIR_{AF' \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}}$, $(E \setminus D)R'D$, 那么 $D_{AF'}^- \subseteq E_{AF'}^+$ 。那么存在 $AF' \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}$ 的完全标记 L_1 , 使得对任意 $x \in D$, $L_1(x) = undec$ 。那么存在标记 L' 是 AF' 的完全标记, 且 $in(L') \subset in(L)$, 与 L 是 AF' 的基标记矛盾。因此, 对任意 $D \in SCIR_{AF' \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}}$, $(E \setminus D)R'D$ 。

假设 (1) 和 (2) 成立, 需证明存在 $L \in \mathcal{L}_{gr}(AF')$, 使得 $in(L) = E$ 。首先构造 AF' 的一个标记 L : $L = (E, E_{AF'}^+, A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+))$, 只需证明 $L \in \mathcal{L}_{gr}(AF')$ 。由于基语义是完全语义, L 是 AF' 的完全标记。那么根据定义 5 和定义 7, $L \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}$ 是 $AF' \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}$ 的完全标记。假设存在 $L' \in \mathcal{L}_{co}(AF')$ 使得 $in(L') \subset E$, 那么根据命题 1, $out(L') \subset out(L)$ 。那么存在 $C \subseteq E \cup E_{AF'}^+$, 对任意 $x \in C$, $L'(x) = undec$ 。那么存在 $D \in SCIR_{AF' \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}}$, 对任意 $y \in D$, $L'(y) = undec$, 并且对任意 $z \in D_{AF'}^-$, $L'(z) \neq in$, 与 $(E \setminus D)R'D$ 矛盾。因此 L 是 AF' 的基标记。 $\square$

定理 4 在定理 3 的基础上增加了条件 (2), 定理 4-(2) 是通过保证 $L \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}$ 是 $AF' \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}$ 的基标记, 来保证 L 是 AF' 的基标记。定理 4 提出了 AF' 成为 AF 关于 E 的 gr 限制框架的充分必要条件, 表明了基语义下, 实现强制外延的直接删除论证或关系的规则。

例 9. 考虑例 5 中的论辩框架 AF_4 。对于 $E = \{a, b, c\}$, AF_4^5 、 AF_4^7 、 AF_4^8 和 AF_4^{10} 是 AF_4 关于 E 的 gr 限制框架 (如图 6 所示)。

3.5 优先语义

如果 AF' 是 AF 关于 E 的 pr 限制框架, 那么存在 $L \in \mathcal{L}_{pr}(AF')$, 使得 $in(L) = E$ 。由于优先语义是完全语义, AF' 首先是关于 E 的 co 限制框架, 那么可知 $E_{AF'}^- \subseteq E_{AF'}^+$ 。完全标记的定义要求所有论证的标记都是合法的, 优先标记的定义 (定义 8) 要求被标记为 in 的论证集合是极大的, 即不存在 $L' \in \mathcal{L}_{co}(AF')$, 使得 $in(L') \supset in(L)$ 。那么根据定理 1, 不存在 $L' \in \mathcal{L}_{co}(AF')$, $undec(L') \subset undec(L)$ 。如果存在 $L^* \in \mathcal{L}_{co}(AF' \downarrow_{I_{AF'}^E})$ 使得 $in(L^*) \neq \emptyset$, 那么 L 将不是 AF' 的优先标记。因此, 不存在 $L^* \in \mathcal{L}_{co}(AF' \downarrow_{I_{AF'}^E})$ 使得 $in(L^*) \neq \emptyset$ 。对于这样一个条件, 我们不能仅从 AAF 的拓扑结构来表达删除论证及关系满足强制外延的规则, 需要借助 AAF 的子框架的论辩语义。

定理 5. $AF = (A, R)$ 是 AAF, B 是一个论证集合, I 是一个二元关系且 $I \subseteq (A \cup B) \times (A \cup B)$ 。 $E \subseteq A$ 且 $E \cap B = \emptyset$ 。 $AF' = AF \ominus (B, I)$ 。 AF' 是 AF 关于 E 的 pr 限制框架当且仅当

- (1) AF' 是 AF 关于 E 的 co 限制框架;
- (2) 令 $C = \{y \in A \setminus E \mid (E \times \{y\}) \cap R \subseteq I \text{ 且 } (\{y\} \times E) \cap R \subseteq I\} \setminus B$, $\mathcal{L}_{co}(AF' \downarrow_C) = \{(\emptyset, \emptyset, C)\}$ 。

证明. 需证明两个方向。 $AF' = (A', R')$, 那么 $A' = A \setminus B$, $R' = (R \setminus I) \cap (A' \times A')$ 。

假设 AF' 是 AF 关于 E 的 pr 限制框架, 那么存在 $L \in \mathcal{L}_{pr}(AF')$, 使得 $in(L) = E$ 。优先语义是完全语义, 那么 AF' 是 AF 关于 E 的 co 限制框架, 并且 $E_{AF'}^- \subseteq E_{AF'}^+$ 。根据定理 3 的证明, 可知 $C = A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+)$ 。那么对任意 $x \in C_{AF'}^-$, $x \in E_{AF'}^+$ 。假设存在 $L_1 \in \mathcal{L}_{co}(AF' \downarrow_C)$ 使得 $in(L_1) \neq \emptyset$, 根据定义 5 和 7, $L \downarrow_{A' \setminus C} \cup L_1$ 是 AF' 的完全标记。令 $L' = L \downarrow_{A' \setminus C} \cup L_1$, $in(L') \supset in(L)$, 与 L 是 AF' 的优先标记矛盾。

假设 (1) 和 (2) 成立, 需证明存在 $L \in \mathcal{L}_{pr}(AF')$, 使得 $in(L) = E$ 。构造 AF' 的一个标记 $L: L = (E, E_{AF'}^+, A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+))$, 只需证明 $L \in \mathcal{L}_{pr}(AF')$ 。由于 AF' 是 AF 关于 E 的 co 限制框架, 那么 $L \in \mathcal{L}_{co}(AF')$ 。由 $C = A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+)$, 可知对任意 $y \in C_{AF'}^-$, $y \in E_{AF'}^+$ 。假设存在 $L' \in \mathcal{L}_{co}(AF')$, 使得 $in(L') \supset in(L)$, 那么存在 $x \in C$, 使得 $L'(x) = in$, 并且对任意 $y \in C_{AF'}^-$, $L'(y) = out$ 。根据定义 5 和 8, $L' \downarrow_C$ 是 $AF' \downarrow_C$ 的完全标记, 与 $\mathcal{L}_{co}(AF' \downarrow_C) = \{(\emptyset, \emptyset, C)\}$ 矛盾。因此, L 是 AF' 的优先标记。 $\square$

定理 5 在定理 3 的基础上增加了条件 (2), 定理 5-(2) 是通过保证 $L \downarrow_{A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+)}$ 在完全语义下没有可接受的论证, 来保证 L 是 AF' 的优先标记。定理 5 提出了 AF'

成为 AF 关于 E 的 pr 限制框架的充分必要条件, 但是它并没有提出在优先语义下直接限制 AF 以实现强制外延的规则, 因此还需要对 AF' 的子框架进行语义检验。

例 10. 考虑例 5 中的论辩框架 AF_4 。对于 $E = \{a, b, c\}$, AF_4^4 、 AF_4^5 、 AF_4^6 、 AF_4^7 、 AF_4^8 和 AF_4^{10} 是 AF_4 关于 E 的 pr 限制框架 (如图 6 所示)。

4 关于强制外延的 AAF 扩展规则

给定一个论辩框架 AF 和一个论证集合 E , 以及论辩框架 AF' , 本节研究从 AF 扩展到 AF' 的规则, 使得 E 是 AF' 的 σ 外延。沿用第 3 节的思路, 首先引入 σ 扩展框架的概念。

定义 11. $AF = (A, R)$ 和 $AF' = (A', R')$ 是 AAF, B 是一个论证集合, I 是一个二元关系且 $I \subseteq (A \cup B) \times (A \cup B)$ 。 $AF' = AF \oplus (B, I)$ 。如果 E 是 AF' 的 σ 外延, 那么称 AF' 是 AF 关于 E 的 σ 扩展框架。

AF 关于 E 的 σ 扩展框架包含了在 σ 语义下, 所有满足强制外延 E 的 AF 扩展后的 AAF。我们对 AF 关于 E 的 σ 扩展框架进行描述, 以此来得到关于强制外延的 AAF 扩展规则。这需要分别确定 B 和 I 的内容: E 是 AF' 的 σ 外延, 那么可以确定 $(E \setminus A) \subseteq B$ 。从可相容语义、完全语义、稳定语义、基语义和优先语义下的外延都满足无冲突性来看, E 需要在 AF' 中是无冲突的, 进而要求 $E \cap A$ 在 AF 中是无冲突的。

4.1 可相容语义

如果 AF' 是 AF 关于 E 的 ad 扩展框架, 那么存在 $L \in \mathcal{L}_{ad}(AF')$, 使得 $in(L) = E$ 。根据定义 6, $in(L)$ 和 $out(L)$ 是标记合法的, 那么对任意 $x \in E_{AF'}^-$, $L(x) = out$; 对任意 $y \in E_{AF'}^+$, $L(y) = in$ 。根据定义 5, $ER'E_{AF'}^-$, 也就是说 $E_{AF'}^- \subseteq E_{AF'}^+$ 。与定理 1 相同, 通过对 B 和 I 的刻画来表述这个条件。

定理 6. $AF = (A, R)$ 是 AAF, B 是一个论证集合, I 是一个二元关系且 $I \subseteq (A \cup B) \times (A \cup B)$ 。 E 是一个论证集合, $E \cap A$ 是无冲突的, 并且 $E \setminus A \subseteq B$ 。 $AF' = AF \oplus (B, I)$ 。 AF' 是 AF 关于 E 的 ad 扩展框架当且仅当

- (1) $E \not\vdash E$;
- (2) 对任意 $x \in E_{AF}^- \setminus E_{AF}^+$, EIx ;
- (3) 对任意 $y \in I_{AF}^E \cup B$, 如果 yIE , 那么 EIy 。

证明. 需证明两个方向。令 $AF' = (A', R')$, 那么 $A' = A \cup B$, $R' = R \cup I$ 。

假设 AF' 是 AF 关于 E 的 ad 扩展框架, 那么存在 $L \in \mathcal{L}_{ad}(AF')$, 使得 $in(L) = E$ 。根据定义 5, $E \not R' E$, 那么必然 $E \not I E$ 。对任意 $x \in E_{AF'}^- \setminus E_{AF'}^+$, $L(x) = out$, 根据定义 6, $ER'x$ 。由于 $E \not R x$, 那么 EIx 。对任意 $y \in I_{AF'}^E \cup B$, 如果 yIE , 那么 $yR'E$ 并且 $L(y) = out$, 同样根据定义 6, $ER'y$, 那么必然 EIy 。

假设 (1)、(2) 和 (3) 成立, 需证明存在 $L \in \mathcal{L}_{ad}(AF')$, 使得 $in(L) = E$ 。首先构造 AF' 的一个标记 L : $L = (E, E_{AF'}^+, A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+))$, 只需证明 $L \in \mathcal{L}_{ad}(AF')$ 。对任意 $x \in E_{AF'}^+$, $ER'x$, 也就是存在一个论证 $y \in E$, $yR'x$ 。很明显 $L(y) = in$, 则 $L(x) = out$ 是合法的。 $E \not I E$, 并且 E 在 AF 中是无冲突的, 那么 E 在 AF' 中也是无冲突的。 $E_{AF'}^-$ 可分为两个部分: $E_{AF'}^- \cap (E_{AF}^- \cup E_{AF}^+)$ 和 $E_{AF'}^- \cap (I_{AF}^E \cup B)$ 。对任意 $x \in E_{AF'}^- \setminus E_{AF'}^+$, EIx , 那么对任意 $v \in E_{AF'}^- \cap (E_{AF}^- \cup E_{AF}^+)$, $ER'v$ 。对任意 $y \in I_{AF}^E \cup B$, 如果 yIE , 那么 EIy , 则对任意 $w \in E_{AF'}^- \cap (I_{AF}^E \cup B)$, $ER'w$ 。因此, 对任意 $u \in E_{AF'}^-$, $L(u) = out$ 。那么对任意 $x \in E$, $L(x) = in$ 是合法的。因此, $L \in \mathcal{L}_{ad}(AF')$ 。□

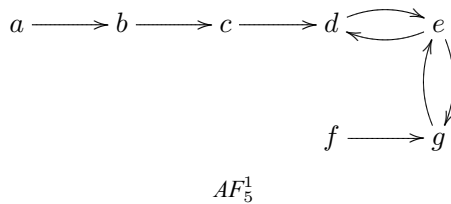
定理 6 中, (1) 表明了 E 在 AF' 中是无冲突的; (2) 和 (3) 表明了 $E_{AF'}^- \subseteq E_{AF'}^+$ 。定理 6 提出了 AF' 成为 AF 关于 E 的 ad 扩展框架的充分必要条件, 同时表明了可在相容语义下, 实现强制外延的直接增加论证或关系的规则。

例 11. 考虑论辩框架 AF_5 (如图 7 所示)。令 $E = \{a, e\}$, 那么根据定理 6, $AF_5^1 = AF_5 \oplus (\{f, g, e\}, \{(d, e), (e, d), (e, g), (g, e), (f, g)\})$ 是 AF_5 关于 E 的 ad 扩展框架 (如图 8 所示)。

$$a \longrightarrow b \longrightarrow c \longrightarrow d$$

AF_5

图 7 AF_5



AF_5^1

图 8 AF_5 关于 E 的 ad 扩展框架

4.2 稳定语义

如果 AF' 是 AF 关于 E 的 st 扩展框架, 那么存在 $L \in \mathcal{L}_{st}(AF')$, 使得 $in(L) = E$ 。由于稳定语义是可相容语义, 那么可知 $E_{AF'}^- \subseteq E_{AF'}^+$ 。那么 $out(L) = E_{AF'}^+$, 并且

$undec(L) = I_{AF'}^E$ 。根据定义 8, AF' 中没有被标记为 $undec$ 的论证, 也就是说 $I_{AF'}^E$ 为空。在定理 6 的基础之上, 还需找到使得 $I_{AF'}^E = \emptyset$ 的条件。

定理 7. $AF = (A, R)$ 是 AAF, B 是一个论证集合, I 是一个二元关系且 $I \subseteq (A \cup B) \times (A \cup B)$ 。 E 是一个论证集合, $E \cap A$ 是无冲突的, 并且 $E \setminus A \subseteq B$ 。 $AF' = AF \oplus (B, I)$ 。 AF' 是 AF 关于 E 的 st 扩展框架, 当且仅当

- (1) $E \not\vdash E$;
- (2) 对任意 $x \in E_{AF}^- \setminus E_{AF}^+$, EIx ;
- (3) 对任意 $y \in I_{AF}^E \cup B$, EIy 。

证明. 需证明两个方向。令 $AF' = (A', R')$, 那么 $A' = A \cup B$, $R' = R \cup I$ 。

假设 AF' 是 AF 关于 E 的 st 扩展框架, 那么存在 $L \in \mathcal{L}_{st}(AF')$, 使得 $in(L) = E$ 。由于稳定语义是可相容语义, (1) 和 (2) 成立。假设存在 $y \in I_{AF}^E \cup B$, $E \not\vdash y$, 那么根据定理 6, $y \not\vdash E$ 。根据定义 5, $L(y) \neq out$ 且 $L(y) \neq in$, 与 L 是 AF' 的稳定标记矛盾。因此对任意 $y \in I_{AF}^E \cup B$, EIy 。

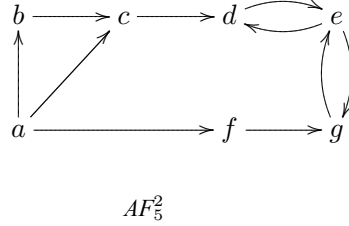
假设上述三个条件成立, 需证明存在 $L \in \mathcal{L}_{st}(AF')$, 使得 $in(L) = E$ 。首先构造 AF' 的一个标记 L : $L = (E, E_{AF'}^+, A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+))$ 。对任意 $x \in E_{AF'}^+$, $ER'x$, 也就是存在一个论证 $y \in E$ 且 $yR'x$ 。很明显 $L(y) = in$, 则 $L(x) = out$ 是合法的。对任意 $x \in E_{AF}^- \setminus E_{AF}^+$, EIx , 那么 $(E_{AF}^- \cup E_{AF}^+) \subseteq E_{AF'}^+$ 。对任意 $y \in I_{AF}^E \cup B$, EIy , 那么 $(I_{AF}^E \cup B) \subseteq E_{AF'}^+$ 。因此 $E \cup E_{AF'}^+ = A'$, 那么 $E_{AF'}^- \subseteq E_{AF'}^+$ 。 $E \not\vdash E$, 并且 E 在 AF 中是无冲突的, 那么 E 在 AF' 中也是无冲突的。因此, 对任意 $x \in E$, $L(x) = in$ 是合法的。由 $E \cup E_{AF'}^+ = A'$ 还可知 $A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+) = \emptyset$ 。因此, 根据定义 5 和 8, $L \in \mathcal{L}_{st}(AF')$ 。 $\square$

定理 7 中, (1) 表明了 E 在 AF' 中是无冲突的; (2) 和 (3) 除了决定 $E_{AF'}^- \subseteq E_{AF'}^+$ 之外, 还决定了 $I_{AF'}^E = \emptyset$ 。定理 7 提出了 AF' 成为 AF 关于 E 的 st 扩展框架的充分必要条件, 表明了稳定语义下, 实现强制外延的直接增加论证或关系的规则。

例 12. 令 $E = \{a, e\}$ 。对于例 11 中的论辩框架 AF_5 , E 不是 AF_5 的稳定外延。根据定理 7, $AF_5^2 = AF_5 \oplus (\{f, g, e\}, \{(a, c), (a, f), (d, e), (e, d), (e, g), (g, e), (f, g)\})$ 是 AF_5 关于 E 的 st 扩展框架 (如图 9 所示)。

4.3 完全语义

如果 AF' 是 AF 关于 E 的 co 扩展框架, 那么存在 $L \in \mathcal{L}_{co}(AF')$, 使得 $in(L) = E$ 。由于完全语义是可相容语义, AF' 首先是 AF 关于 E 的 ad 扩展框架。那么 B 和 I 满足定理 6 中的规则。其次可知 $E_{AF'}^- \subseteq E_{AF'}^+$, 并且 $out(L) = E_{AF'}^+$ 。根据完全标记的定义, 对任意 $x \in I_{AF'}^E$, $L(x) = undec$ 是合法的。根据定义 5, 被合法标记

图9 AF_5 关于 E 的 st 扩展框架

为 *undec* 的论证，其攻击者必须不能被标记为 *in*，而且其中至少有一个攻击者的标签是 *undec*。那么对 $I_{AF'}^E$ 中的任意论证 x ，它都要被 $I_{AF'}^E$ 中的某个或者某些论证攻击。在定理 6 的基础上，我们给出如下定理。

定理 8. $AF = (A, R)$ 是 AAF, B 是一个论证集合, I 是一个二元关系且 $I \subseteq (A \cup B) \times (A \cup B)$. E 是一个论证集合, $E \cap A$ 是无冲突的, 并且 $E \setminus A \subseteq B$. $AF' = AF \oplus (B, I)$. AF' 是 AF 关于 E 的 *co* 扩展框架当且仅当

- (1) AF' 是 AF 关于 E 的 *ad* 扩展框架;
- (2) 令 $C = (I_{AF'}^E \cup B) \setminus (E \cup E_{AF'}^+)$, 对任意 $x \in C$, $CR'x$. 其中, $R' = R \cup I$.

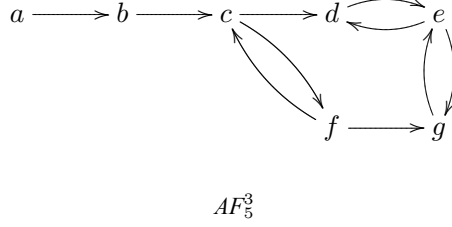
证明. 需证明两个方向. 令 $AF' = (A', R')$, 那么 $A' = A \cup B$, $R' = R \cup I$.

假设 AF' 是 AF 关于 E 的 *co* 扩展框架, 那么存在 $L \in \mathcal{L}_{co}(AF')$, 使得 $in(L) = E$, $out(L) = E_{AF'}^+$. 由于完全语义是可相容语义, AF' 是 AF 关于 E 的 *ad* 扩展框架. $C = A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+) = undec(L)$, 那么对任意 $x \in C$, $L(x) = undec$. 根据定义 5, $CR'x$.

假设 (1) 和 (2) 成立, 需证明存在 $L \in \mathcal{L}_{co}(AF')$, 使得 $in(L) = E$. 首先构造 AF' 的一个标记 L : $L = (E, E_{AF'}^+, A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+))$, 根据定理 6 的证明, $L \in \mathcal{L}_{ad}(AF')$, 那么只需证明 L 对 $A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+)$ 上的标记是合法的. $C = A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+)$, 那么对任意 $x \in A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+)$, x 被 $A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+)$ 中论证攻击. 根据定义 5 中论证被标记为 *undec* 的合法性, 以及 E 与 $A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+)$ 无直接攻击关系, 可知对任意 $x \in A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+)$, $L(x) = undec$ 是合法的. 因此, $L \in \mathcal{L}_{co}(AF')$. $\square$

定理 8 在定理 6 的基础上增加了条件 (2), 保证了 AF' 中不被 E 攻击的论证都可以被合法地标记为 *undec*. 定理 8 提出了 AF' 成为 AF 关于 E 的 *co* 限制框架的充分必要条件, 表明了完全语义下, 实现强制外延的直接增加论证或关系的规则。

例 13. $E = \{a, e\}$. 根据定理 8, $AF_5^3 = AF_5 \oplus (\{f, g, e\}, \{(f, c), (c, f), (d, e), (e, d), (e, g), (g, e), (f, g)\})$ 是 AF_5 关于 E 的 *co* 扩展框架 (如图 10 所示)。

图 10 AF_5 关于 E 的 co 扩展框架

4.4 基语义

如果 AF' 是 AF 关于 E 的 gr 扩展框架, 那么存在 $L \in \mathcal{L}_{gr}(AF')$, 使得 $in(L) = E$. 由于基语义是完全语义, AF' 首先是 AF 关于 E 的 co 扩展框架, 那么可知 $E_{AF'}^- \subseteq E_{AF'}^+$. 根据基标记的定义, 对任意 $L' \in \mathcal{L}_{co}(AF')$, $in(L) \subseteq in(L')$. 如果 $AF' \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}$ 有标记使得其中有些论证被合法地标记为 *undec*, 那么 L 将不是 AF' 的基标记. L 在 $E \cup E_{AF'}^+$ 上的限制是 $AF' \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}$ 的基标记. 与定理 4 相同, 这一条件通过 $AF' \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}$ 的拓扑结构来表达.

定理 9. $AF = (A, R)$ 是 AAF, B 是一个论证集合, I 是一个二元关系且 $I \subseteq (A \cup B) \times (A \cup B)$. E 是一个论证集合, $E \cap A$ 是无冲突的, 并且 $E \setminus A \subseteq B$. $AF' = AF \oplus (B, I)$. AF' 是 AF 关于 E 的 gr 扩展框架当且仅当

- (1) AF' 是 AF 关于 E 的 co 扩展框架;
- (2) 对任意 $D \in SCIR_{AF' \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}}$, $(E \setminus D)R'D$. 其中, $R' = R \cup I$.

证明. 需证明两个方向. 令 $AF' = (A', R')$, 那么 $A' = A \cup B$, $R' = R \cup I$.

假设 AF' 是 AF 关于 E 的 gr 扩展框架, 那么存在 $L \in \mathcal{L}_{gr}(AF')$, 使得 $in(L) = E$, $out(L) = E_{AF'}^+$. 由于基语义是完全语义, AF' 是 AF 关于 E 的 co 扩展框架, 那么对任意 $undec(L) = A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+)$. 假设存在 $C \in SCIR_{AF' \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}}$, 使得 $(E \setminus C)R'C$, 那么存在 $AF' \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}$ 的完全标记 L_1 , 满足 $in(L_1) \subset in(L \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+})$. 那么存在 AF' 的完全标记 L' , 使得 $in(L') \subset in(L)$, 与 L 是 AF' 的基标记矛盾. 因此, 对任意 $D \in SCIR_{AF' \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}}$, $(E \setminus D)R'D$.

假设 (1) 和 (2) 成立, 需证明存在 $L \in \mathcal{L}_{gr}(AF')$, 使得 $in(L) = E$. 首先构造 AF' 的一个标记 L : $L = (E, E_{AF'}^+, A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+))$, 只需证明 $L \in \mathcal{L}_{gr}(AF')$. 首先由于基语义是完全语义, 那么 L 是 AF' 的完全标记. 那么对任意 $x \in E_{AF'}^+$, $L(x) = out$ 是合法的, 对任意 $x \in E$, $L(x) = in$ 是合法的, 并且对任意 $x \in A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+)$, $L(x) = undec$ 是合法的. 假设存在 $L' \in \mathcal{L}_{co}(AF')$ 使得 $in(L') \subset E$, 那么根据命题 1, $undec(L') \supset undec(L)$. 那么存在 $D \in SCIR_{AF' \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}}$, 对任意 $y \in D$,

$L'(y) = \text{undec}$ 。那么对任意 $z \in C_{AF'}^-$, $L'(z) \neq \text{in}$, 与 $(E \setminus D)R'D$ 矛盾。因此 L 是 AF' 的基标记。 $\square$

定理 9 在定理 8 的基础上增加了条件 (2), 其作用是通过保证 $L \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}$ 是 $AF' \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+}$ 的基标记, 来保证 L 是 AF' 的基标记。定理 9 提出了 AF' 成为 AF 关于 E 的 gr 扩展框架的充分必要条件, 表明了在全语义下, 实现强制外延的直接增加论证或关系的规则。

例 14. $E = \{a, e\}$ 。根据定理 9, $AF_5^5 = AF_5 \oplus (\{f, g, e\}, \{(f, c), (c, f), (d, e), (a, d), (e, g), (f, g)\})$ 是 AF_5 关于 E 的 gr 扩展框架 (如图 11 所示)。

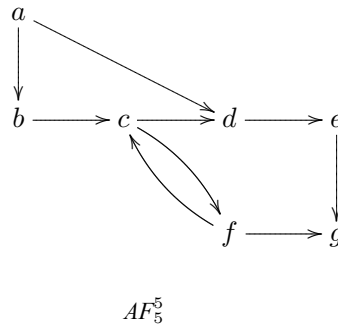


图 11 AF_5 关于 E 的 gr 扩展框架

4.5 优先语义

如果 AF' 是 AF 关于 E 的 pr 扩展框架, 那么存在 $L \in \mathcal{L}_{pr}(AF')$, 使得 $\text{in}(L) = E$ 。由于优先语义是完全语义, AF' 首先是 AF 关于 E 的 co 扩展框架, 那么可知 $E_{AF'}^- \subseteq E_{AF'}^+$ 。那么 $\text{out}(L) = E_{AF'}^+$, 并且 $\text{undec}(L) = I_{AF'}^E$ 。根据优先标记的定义, 不存在 $L' \in \mathcal{L}_{co}(AF')$, 使得 $\text{in}(L') \supset \text{in}(L)$ 。根据命题 1, 不存在 $L' \in \mathcal{L}_{co}(AF')$, 使得 $\text{undec}(L') \subset \text{undec}(L)$ 。如果存在 $L^* \in \mathcal{L}_{co}(AF' \downarrow_{I_{AF'}^E})$ 使得 $\text{in}(L^*) \neq \emptyset$, 那么 L 将不是 AF' 的优先标记。与定理 5 相同, $I_{AF'}^E$ 中不能再有论证被合法地标记为 in 这一条件, 需要借助 AF' 的子框架的语义来表达。

定理 10. $AF = (A, R)$ 是 AAF, B 是一个论证集合, I 是一个二元关系且 $I \subseteq (A \cup B) \times (A \cup B)$ 。 E 是一个论证集合, $E \cap A$ 是无冲突的, 并且 $E \setminus A \subseteq B$ 。 $AF' = AF \oplus (B, I)$ 。 AF' 是关于 E 的 pr 扩展框架当且仅当

- (1) AF' 是 AF 关于 E 的 co 扩展框架;
- (2) 令 $C = (I_{AF'}^E \cup B) \setminus (E \cup E_{AF'}^+)$, $\mathcal{L}_{co}(AF' \downarrow_C) = \{(\emptyset, \emptyset, C)\}$ 。

证明. 需证明两个方向. 令 $AF' = (A', R')$, 那么 $A' = A \cup B$, $R' = R \cup I$.

假设 AF' 是 AF 关于 E 的 pr 扩展框架, 那么存在 $L \in \mathcal{L}_{pr}(AF')$, 使得 $in(L) = E$. 由于优先语义是完全语义, AF' 是 AF 关于 E 的 co 扩展框架, 那么 $out(L) = E_{AF'}^+$, $undec(L) = I_{AF'}^E$. $C = I_{AF'}^E$. 假设存在 $L_1 \in \mathcal{L}_{co}(AF' \downarrow_C)$ 且 $in(L_1) \neq \emptyset$, 那么 $L \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+} \cup L_1$ 是 AF' 的完全标记. 令 $L' = L \downarrow_{E \cup E_{AF'}^+} \cup L_1$, 那么 $in(L') \supset in(L)$, 与 L 是 AF' 的优先语义矛盾. 因此, $\mathcal{L}_{co}(AF' \downarrow_C) = \{(\emptyset, \emptyset, C)\}$.

假设 (1) 和 (2) 成立, 需证明存在 $L \in \mathcal{L}_{pr}(AF')$, 使得 $in(L) = E$. 首先构造 AF' 的一个标记 L : $L = (E, E_{AF'}^+, A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+))$, 根据定理 8 的证明, $L \in \mathcal{L}_{co}(AF')$. $C = A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+)$. 假设存在 $L' \in \mathcal{L}_{co}(AF')$, 使得 $in(L') \supset E$, 那么存在 $x \in C$, 使得 $L'(x) = in$, 并且对任意 $y \in C_{AF'}^-$, $L'(y) = out$. 根据定义 5 和 8, $L' \downarrow_C$ 是 $AF' \downarrow_C$ 的完全标记, 与 $\mathcal{L}_{co}(AF' \downarrow_C) = \{(\emptyset, \emptyset, C)\}$ 矛盾. 因此, L 是 AF' 的优先标记. $\square$

定理 10 在定理 8 的基础上增加了条件 (2), 定理 10-(2) 的作用是通过保证 $L \downarrow_{A' \setminus (E \cup E_{AF'}^+)}$ 在完全语义下没有可接受的论证, 来保证 L 是 AF' 的优先标记. 定理 10 提出了 AF' 成为 AF 关于 E 的 pr 扩展框架的充分必要条件, 通过对 AF' 的子框架进行语义检验后, 才能确定在优先语义下, 为实现强制外延而对 AF 进行的扩展是否正确.

例 15. $E = \{a, e\}$. 根据定理 10, $AF_5^4 = AF_5 \oplus (\{e, f, g, h\}, \{(f, h), (c, f), (h, c), (d, e), (e, d), (e, g), (g, e), (f, g)\})$ 是 AF_5 关于 E 的 pr 扩展框架 (如图 12 所示).

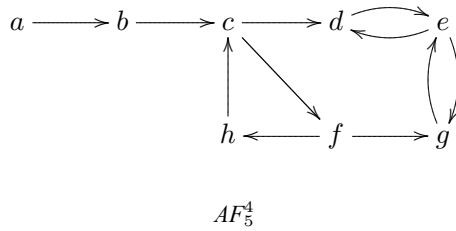


图 12 AF_5 关于 E 的 pr 扩展框架

5 结论

本文主要研究了强制外延的抽象论辩系统修正规则. 本文用论辩框架上的运算来表达 AAF 的更新, 从两个方向进行系统修正规则的讨论: AAF 的限制和 AAF 的扩展. AAF 的限制是删除原始 AAF 中的论证以及与这些论证有关的攻击关系, AAF 的限制规则主要讨论删除论证和关系的情况; AAF 的扩展是添加论证及攻击

关系, AAF 的扩展规则考虑增加的论证和关系的情况。本文借助外延的结构特征以及其与 AAF 上的论证、论证子集之间的关系, 对可相容语义、完全语义、稳定语义、优先语义和基语义进行了分析, 提出满足强制外延的 AAF 的扩展规则和限制规则。

在以往对于论辩系统的修正规则的研究中, 多考虑 AAF 添加或者删除单个论证及关系的修正规则 ([8]), 或者受限于 AAF 的扩张方式 (强扩张或者弱扩张) ([6])。本文对于 AAF 扩展规则的研究, 突破了这种限制。另外, Baumann 等人的研究 ([6]) 仅仅表明了强制外延的可能条件和不可能条件, 并未给出详细的系统修正规则。本文通过对 AAF 的限制框架和扩展框架的刻画, 给出了满足强制外延的抽象论辩系统修正规则。本文关于这部分的研究涉及多个语义 (可相容语义、完全语义、稳定语义、优先语义和基语义), 就涵盖的语义范围来讲, 本文所得出的结论较为完整。

在本文工作的基础上, 可向两个方面继续进行研究:

(1) 关于强制外延的系统修正, 虽然不再限制添加或者删除论证的唯一性, 但是设定了 AAF 的变化方向: 要么扩展, 要么限制。对于强制外延的系统修正规则主要依赖两点: 外延 E 的内部结构以及它的外部相对结构 (与论证、论证集合之间的关系)。未来的研究可以打破对 AAF 进行单向变化的限制 ([14]), 找到关于强制外延的更一般的修正规则。

(2) 强制外延意在确保某个论证集合 E 在 AAF 更新后成为其外延。稍加改变我们就可以得到更多的预期语义变化。最简单直接的是设定 E 为更新前 AAF 的一个外延, 此时, 强制外延的系统修正规则即是满足存在外延保持不变的修正规则。除此之外, 可以设定确保某个论证集合中的论证在 AAF 更新后仍然是可接受的, 或者确保某个论证集合中的论证成为 AAF 更新后某一语义的所有标记下可接受的论证, 即语义单调性。未来的研究可以延伸到以上两种语义变化为目的的系统修正。

参考文献

- [1] C. Asterhan and B. B. Schwarz, 2009, "Argumentation and explanation in conceptual change: Indications from protocol analyses of peer-to-peer dialog", *Cognitive Science*, **33**(3): 374–400.
- [2] P. Baroni, M. Caminada and M. Giacomin, 2011, "An introduction to argumentation semantics", *Knowledge Engineering Review*, **26**(4): 365–410.
- [3] P. Baroni, M. Caminada and M. Giacomin, 2011, "Review: An introduction to argumentation semantics", *The Knowledge Engineering Review*, **26**(4): 365–410.
- [4] H. Barringer, D. Gabbay and J. Woods, 2012, "Temporal, numerical and meta-level dynamics in argument networks", *Argumentation and Computation*, **3**(2–3): 143–202.

- [5] R. Baumann, 2012, “What does it take to enforce an argument? Minimal change in abstract argumentation”, in L. De Raedt, C. Bessiere, D. Dubois, P. Doherty, P. Frasconi, F. Heintz and P. Lucas (eds.), *ECAI 2012, 20th European Conference on Artificial Intelligence, Frontiers in Artificial Intelligence and Applications*, **Vol. 242**, pp. 127–132, NLD: IOS Press.
- [6] R. Baumann and G. Brewka, 2010, “Expanding argumentation frameworks: Enforcing and monotonicity results”, *Proceedings of the 2010 Computational Models of Argument, Frontiers in Artificial Intelligence and Applications*, **Vol. 216**, pp. 75–86, NLD: IOS Press.
- [7] P. Besnard and A. Hunter, 2014, “Constrcting argument graphs with deductive arguments: A tutorial”, *Argument and Computation*, **5(1)**: 5–30.
- [8] P. Bisquert, C. Cayrol, F. D. de Saint-Cyr and M.-C. Lagasquie-Schiex, 2013, “Characterizing change in abstract argumentation systems”, in E. Fermé, D. Gabbay and G. Simari (eds.), *Trends in Belief Revision and Argumentation Dynamics, Logic and Cognitive Systems*, **Vol. 48**, pp. 75–102, College Publications.
- [9] J. A. Blair and R. H. Johnson, 2000, “Informal logic: An overview”, *Informal Logic*, **20(2)**: 93–107.
- [10] G. Boella, S. Kaci and L. van der Torre, 2009, “Dynamics in argumentation with single extensions: Abstraction principles and the grounded extension”, *European Conference on Symbolic and Quantitative Approaches to Reasoning and Uncertainty*, pp. 107–118, Berlin: Springer.
- [11] G. Boella, S. Kaci and L. van der Torre, 2010, “Dynamics in argumentation with single extensions: Attack refinement and the grounded extension (extended version)”, *Argumentation in Multi-Agent Systems*, pp. 150–159, Berlin: Springer.
- [12] M. Caminada, 2007, “An algorithm for computing semi-stable semantics”, *European Conference on Symbolic and Quantitative Approaches to Reasoning and Uncertainty*, pp. 222–234, Berlin: Springer.
- [13] S. Coste-Marquis, S. Konieczny, J. Mailly and P. Marquis, 2014, “On the revision of argumentation systems: Minimal change of arguments statuses”, *Proceedings of the Fourteenth International Conference on Principles of Knowledge Representation and Reasoning*, pp. 52–61, Vienna: AAAI Press.
- [14] S. Doutre, A. Herzog and L. Perrussel, 2014, “A dynamic logic framework for abstract argumentation”, *Proceedings of the 14th International Conference on Principles of Knowledge Representation and Reasoning*, pp. 62–71, Vienna: AAAI press.
- [15] P. M. Dung, 1995, “On the acceptability of arguments and its fundamental role in nonmonotonic reasoning, logic programming and n -person games”, *Artificial Intelligence*, **77(2)**: 321–357.
- [16] P. E. Dunne and T. Benchcapon, 2001, “Complexity and combinatorial properties of argument systems”, Technical report, University of Liverpool.
- [17] P. E. Dunne and T. Benchcapon, 2002, “Coherence in finite argument systems”, *Artificial Intelligence*, **141(1–2)**: 187–203.
- [18] B. Liao, L. Jin and R. C. Koons, 2011, “Dynamics of argumentation systems: A division-based method”, *Artificial Intelligence*, **175(11)**: 1790–1814.

- [19] S. Modgil and M. Caminada, 2009, “Proof theories and algorithms for abstract argumentation frameworks”, in I. Rahwan and G. Simari (eds.), *Argumentation in Artificial Intelligence*, pp. 105–129, Boston: Springer.
- [20] E. Oikarinen and S. Woltran, 2011, “Characterizing strong equivalence for argumentation frameworks”, *Artificial Intelligence*, **175(14–15)**: 1985–2009.
- [21] 廖备水, 论辩系统: 不一致情境中的推理, 2012年, 浙江大学出版社。
- [22] 廖备水, “论辩系统的动态性及其研究进展”, 软件学报, 2012年第11期, 第2871–2884页。
- [23] 廖备水、黄华新, “不一致问题与论辩逻辑”, 学术月刊, 2013年第6期, 第64–69页。
- [24] 廖备水、徐康、余喆, “动态抽象论辩系统基语义的单调性及其判定规则”, 逻辑学研究, 2017年第2期, 第22–44页。
- [25] 熊明辉, “非形式逻辑的对象及发展趋势”, 中山大学学报(社会科学版), 2006年第2期, 第71–75页。

(责任编辑: 映之)

Revision on the Abstract Argumentation System to Enforce an Extension

Kang Xu Beishui Liao

Abstract

The revision of abstract argumentation system on enforcing an extension is to revise an abstract argumentation framework in order to make a set of arguments an extension of this framework. We analyze this problem under admissible, complete, stable, preferred and grounded semantics. With describing the structure of extension, and the relations among extensions, arguments and sets of arguments, we provide the expanding and restricting rules for changing an abstract argumentation framework.

Kang Xu School of Oriental Languages and Philosophy, Zhejiang Gongshang University
xukanguuu@163.com

Beishui Liao Department of Philosophy, Zhejiang University
baiseliao@zju.edu.cn