2D3-01

拡張一般化注釈付き論理プログラムによる形式的議論フレームワーク

Formal Argumentation Frameworks for the Extended Generalized Annotated Logic Programs

高橋 武久[†] 梅田 勇一[†] 澤村 一[††]

Takehisa Takahashi Yuichi Umeda Hajime Sawamura

[†]新潟大学 大学院 自然科学研究科
Graduate School of Science and Technology, Niigata University

[††]新潟大学 工学部 情報工学科
Department of Information Engineering, Niigata University

Abstract: Argumentation is an important form and way of interaction which is considered one of the most essential issues for agent systems as well as for humans. So far, a number of argumentation models have been proposed, in particular for the extended logic programs as knowledge representation. In this paper, we further pursuit, along the same lines, the basic argumentation framework for much more expressive logic programs called the extended generalized annotated logic programs (EGAP). We provide the semantics and dialectical proof theory for it, and prove the soundness and completeness and the equivalence to the well-founded semantics. Then, we develop the basic argumentation framework to that for multi-agents. Argument examples are described in illustration of these results.

1. はじめに

議論は人間社会で日常的に用いられる対話の形式である. 近年, 人工知能や計算機科学の分野において議論は知的エージェント間の相互作用の有効な手段として, あるいは非単調論理の形式化の一つとして注目されている [1][3].

これまでに様々な議論フレームワークが提案されてきた [1]. 基本的な議論フレームワークの多くは知識表現言語として一般論理プログラム (NLP) や拡張論理プログラム (ELP) を用いている (例えば [6] など). 本論文では人間が扱うような不完全な知識, 曖昧な知識, あるいは矛盾を含む知識に基づいた議論を表現するために, ELP より高い知識表現能力を持つ拡張一般化注釈付き論理プログラム (EGAP) を用いた議論フレームワークを構築する. EGAP は 2 種類の否定 (デフォルト否定と明示的否定 [3]) を持ち, 多値性に基づいている.

2 節では一般化注釈付き論理プログラム (GAP) の一般的意味論 [4] に基づく EGAP のための整礎意味論 (well-founded semantics: WFS) を定義する. 3 節では健全で完全な証明論を持つ抽象議論フレームワークを提案する. この節は後の 4, 5 節のための準備である. 4 節では EGAP に適した論証 (argument) と攻撃関係の定義を与え, 単一の知識ベースにおいて議論を行う基礎議論フレームワークについて述べる. また, 基礎議論フレームワークの意味論と 2 節の整礎意味論が一致することを示す. 5 節では基礎議論フレームワークをマルチエージェント環境のために拡張する. ここでは他者の知識ベースに対するエージェントの懐疑的な見解を反映した新しい攻撃関係を導入する.

2. 言語と意味論

デフォルト否定を含んだ一般化注釈付き論理プログラムを次のように定義する.

定義 1 (**拡張一般化注釈付き論理プログラム** [4][8]) 一般化注釈付き論理プログラム (*Extended Generalized Annotated Logic Programs: EGAP*) は次の形式の規則のすべての基礎例の集合である.

$$A_0\!:\!\mu_0 \leftarrow B_1\!:\!\mu_1 \,\&\, \ldots \,\&\, B_n\!:\!\mu_n \,\&\, \mathbf{not}(B_{n+1}\!:\!\mu_{n+1}) \,\&\, \ldots \,\&\, \mathbf{not}(B_m\!:\!\mu_m)$$

ここで **not** はデフォルト否定である. $A_0\!:\!\mu_0$ と $B_i\!:\!\mu_i$ $(1 \le i \le m)$ は注釈付き原子式, そして $\mathbf{not}(B_i\!:\!\mu_i), (n+1 \le i \le m)$ は注釈付きデフォルト原子式である*1.

注釈付きデフォルト原子式を含まない EGAP は一般化注釈付き論理プログラム (Generalized Annotated Logic Programs: GAP [4]) と一致する.

[4] では, GAP のための一般的意味論と制限付き意味論が提案された. GAP の制限付き意味論に基づく EGAP の WFS は [8][2] で研究された. 本節では, [8] の研究結果を元に GAP の一般的意味論に基づく EGAP のための WFS を与える*2.

真理値の完備束 $(\mathcal{T}, \le)$ のすべてのイデアルの集合 $\mathcal{I}(\mathcal{T})$ を仮定し, EGAP P の解釈を P のエルブラン基底 (H_p) から $\mathcal{I}(\mathcal{T})$ への写像と定義する [4]. I を解釈とするとき, 充足を次のように定義する. $I \models A\!:\!\mu$ iff $\mu \in I(A)$, $I \models \mathbf{not}(A\!:\!\mu)$ iff $I \not\models A\!:\!\mu$ (残りの定義については [4] 参照). [4] では不動点意味論のために解釈から解釈へ写像する単調で連続な関数 T_P が定義された.

定義 2 (Γ_P **演算子**) P を *EGAP*, I を解釈とする. I による P の *EGAP* から *GAP* への変形を次のように定義する. $\frac{P}{I} = \{A_0 : \mu_0 \leftarrow B_1 : \mu_1 \,\&\, \ldots \,\&\, B_n : \mu_n \mid A_0 : \mu_0 \leftarrow B_1 : \mu_1 \,\&\, \ldots \,\&\, B_n : \mu_n \,\&\, \mathbf{not}(B_{n+1} : \mu_{n+1}) \,\&\, \ldots \,\&\, \mathbf{not}(B_m : \mu_m) \in P$, かつ $I \not\models B_{n+1} : \mu_{n+1}$, ..., $I \not\models B_m : \mu_m\}$. そして, 解釈から解釈へ写像する関数 Γ_P を $\Gamma_P(I) = \mathrm{lfp}\, T_{\frac{P}{I}}$ と定義する.

Γ_P は反単調なので, Γ_P を 2 回適用する $\Gamma_P\Gamma_P$ は単調となり ([8] と同様に証明可能), 最小不動点を持つ. P が明らかな場合は Γ_P を単に Γ と書く.

定義 3 (**整礎意味論**) P を *EGAP*, M を $\Gamma\Gamma$ の最小不動点とする. このとき, P の整礎モデルを次のように定義する:

- $\mathcal{WFS}(P) \models A\!:\!\mu$ *iff* $\mu \in M(A)$;
- $\mathcal{WFS}(P) \models \mathbf{not}(A\!:\!\mu)$ *iff* $\mu \notin (\Gamma(M))(A)$.

$\Gamma\Gamma$ の最小不動点は以下の反復法によって構築することができる:

*1 明示的否定 "¬" は $\neg : \mathcal{T} \to \mathcal{T}$ かつ $\neg A\!:\!\mu = A\!:\!\neg\mu$ と定義され, 暗に扱われる.

*2 [2] では, 一貫性原理 $\neg A\!:\!\mu \to \mathbf{not}(A\!:\!\mu)$ が導入された. しかし我々の目的のためにはこの一貫性原理は必ずしも適切ではないと考え, 本論文においては考慮していない.

連絡先: 950-2181 新潟市五十嵐 2 の町 8050 新潟大学 大学院 自然科学研究科 情報理工棟 502, Tel: (025)-262-7490, E-mail: takehisa@cs.ie.niigata-u.ac.jp

$$
\begin{aligned}
I_0 &= \Delta \\
I_\alpha &= \Gamma\Gamma(I_{\alpha-1}) \quad \alpha \text{ は後者順序数} \\
I_\lambda &= \bigsqcup_{\alpha<\lambda} I_\alpha \quad \lambda \text{ は極限順序数}
\end{aligned}
$$

ここで, Δ は最小の解釈である．すなわち, すべての原子式 A に対し, $\Delta(A) = \emptyset$ (空イデアル)．このとき, I_{λ_0} が $\Gamma\Gamma$ の最小不動点となる最小順序数 λ_0 が存在する．

3. 抽象議論フレームワーク

本節では後述する議論フレームワークの準備として, [3][6][7] に基づき抽象議論フレームワークを導入する．これは抽象的な論証とその上の任意の攻撃関係による議論フレームワークである．

3.1 論証の受理と正当化

我々は受理可能なすべての論証を集める関数の最小不動点によって議論の意味を定義する．

定義 4 (**攻撃関係**) $Args$ を抽象論証の集合とする．$Args$ 上の攻撃関係 x とは $Args$ 上の二項関係である．すなわち, $x \subseteq Args^2$．

定義 5 (x/y-**受理可能と正当化された論証**) x と y を $Args$ 上の攻撃関係とし, $Arg_1 \in Args$ と $S \subseteq Args$ を仮定する．$(Arg_2, Arg_1) \in x$ となるすべての $Arg_2 \in Args$ に対し, $(Arg_3, Arg_2) \in y$ となる $Arg_3 \in S$ が存在するとき, Arg_1 は S に関して x/y-受理可能である．

$\mathcal{P}(Args)$ から $\mathcal{P}(Args)$ へ写像する関数 $F_{Args,x/y}$ を $F_{Args,x/y}(S) = \{Arg \in Args \mid Arg \text{ は } S \text{ に関して } x/y\text{-受理可能である}\}$ と定義する．$F_{Args,x/y}$ は単調なので最小不動点 $J_{Args,x/y}$ を持つ ($Args$ が明らかなときは単に $F_{x/y}$ や $J_{x/y}$ と書く)．$Arg \in J_{x/y}$ のとき, 論証 Arg は x/y-正当化された (*x/y-justified*) という．x/y-正当化された論証に攻撃されている論証は x/y-却下された (*x/y-overruled*) という．また, x/y-正当化でも x/y-却下でもない論証は x/y-防御可能 (*x/y-defensible*) という．

$F_{x/y}$ の最小不動点は以下の反復法によって構築することができる [3]:

$$
\begin{aligned}
J^0_{x/y} &= \emptyset \\
J^\alpha_{x/y} &= F_{x/y}(J^{\alpha-1}_{x/y}) \quad \alpha \text{ は後者順序数} \\
J^\lambda_{x/y} &= \bigcup_{\alpha<\lambda} J^\alpha_{x/y} \quad \lambda \text{ は極限順序数}
\end{aligned}
$$

このとき, $F_{x/y}(J^{\lambda_0}_{x/y}) = J^{\lambda_0}_{x/y} = J_{x/y}$ となる最小順序数 λ_0 が存在する．

3.2 対話的証明論

正当化された論証は論証の集合から対話的に決定することが可能である．本節では抽象議論の意味論 $J_{Args,x/y}$ のための健全で完全な対話的証明論 (dialectical proof theory) を示す (ただし, 完全性は攻撃関係が有限のときに得られる)．

定義 6 (x/y-**対話と** x/y-**対話木**) x/y-対話とは次の条件を満たす提議 $move_i = (Player_i, Arg_i), (i \geq 1)$ の空でない有限列である．

1. $Player_i = P$ (提案者) *iff* i は奇数である; また $Player_i = O$ (反対者) *iff* i は偶数である．
2. $Player_i = Player_j = P$ $(i \neq j)$ ならば $Arg_i \neq Arg_j$．
3. $Player_i = P$ $(i \geq 3)$ ならば $(Arg_i, Arg_{i-1}) \in y$; また, $Player_i = O$ $(i \geq 2)$ ならば $(Arg_i, Arg_{i-1}) \in x$．

x/y-対話木はすべての枝が x/y-対話となる提議の木である．ただし，すべての提議 $move_i = (P, Arg_i)$ に対し，その子は $(Arg_j, Arg_i) \in x$ となるようなすべての (O, Arg_j) である．

定義 7 (**証明論的** x/y-**正当化**) x/y-対話 D が x/y-勝利対話である *iff* D の終端が提案者の提議である．x/y-対話木 T が x/y-勝利対話木である *iff* T のすべての枝が x/y-勝利対話である．論証 Arg が証明論的に x/y-正当化された (*provably x/y-justified*) 論証である *iff* Arg を根とした x/y-勝利対話木が存在する．

定理 1 $Args$ を抽象論証の集合とする．$Args$ 上の攻撃関係を有限と仮定する．このとき, $Arg \in Args$ が証明論的に x/y-正当化される *iff* Arg が x/y-正当化される．(証明は [9] を参照.)

4. 基礎議論フレームワーク

抽象議論フレームワークに基づき, 基礎議論 (Basic Argumentation: BA) フレームワークを定義する．

4.1 論証

最初に, GAP[4] において導入された還元 (reductant) の定義を拡張する．

定義 8 (**還元と極小還元**) P を *EGAP*, C_i $(1 \leq i \leq k)$ を次の形式の P の中の規則とする:

$$
\begin{aligned}
A\!:\!\rho_i \leftarrow\ & B^i_1\!:\!\mu^i_1 \,\&\, \ldots \,\&\, B^i_{n_i}\!:\!\mu^i_{n_i} \,\&\\
& \mathbf{not}(B^i_{n_i+1}\!:\!\mu^i_{n_i+1}) \,\&\, \ldots \,\&\, \mathbf{not}(B^i_{m_i}\!:\!\mu^i_{m_i}).
\end{aligned}
$$

記述を簡単にするために, $B^i_1 : \mu^i_1 \,\&\, \ldots \,\&\, B^i_{n_i} : \mu^i_{n_i}$ を $Body^i_{1\cdots n_i}$, また $\mathbf{not}(B^i_{n_i+1}\!:\!\mu^i_{n_i+1}) \,\&\, \ldots \,\&\, \mathbf{not}(B^i_{m_i}\!:\!\mu^i_{m_i})$ を $\mathbf{not}(Body^i_{n_i+1\cdots m_i})$ と書くことにする．また, $\rho = \sqcup\{\rho_1, \ldots, \rho_k\}$ とする．このとき,

$$
\begin{aligned}
A\!:\!\rho \leftarrow\ & Body^1_{1\cdots n_1} \,\&\, \ldots \,\&\, Body^k_{1\cdots n_k} \,\&\\
& \mathbf{not}(Body^1_{n_1+1\cdots m_1}) \,\&\, \ldots \,\&\, \mathbf{not}(Body^k_{n_k+1\cdots m_k}).
\end{aligned}
$$

は P の還元である．$\rho = \sqcup S$ となるような空集合以外の真部分集合 $S \subset \{\rho_1, \ldots, \rho_k\}$ が存在しなければ, 上記の還元は極小還元である．

定義 9 (**論証**) P を *EGAP* とする．P における論証とは次の条件を満たす P の極小還元の有限列 $Arg = [r_1, \ldots, r_n]$ である．

1. すべての i $(1 \leq i \leq n)$ について, r_i の本体にあるすべての注釈付き原子式 $A_j\!:\!\mu_j$ に対し, 頭部が $A_j\!:\!\mu_k$ $(\mu_k \geq \mu_j,\ n \geq k > i)$ となるような極小還元 r_k が存在する．
2. 条件 *1* を満たし極小還元 r_1 を含んでいるような $[r_1, \ldots, r_n]$ の真部分列が存在しない．

Arg の部分論証とはそれ自身が論証となる Arg の部分列である．Arg を構成する極小還元の頭部を Arg の結論と呼び, 本体の中にある注釈付きデフォルト原子式を Arg の仮定と呼ぶ．Arg の結論の集合を $concl(Arg)$, 仮定の集合を $assm(Arg)$ と書く．また, P から作られるすべての論証の集合を $Args_P$ と表す．

極小還元の導入は冗長な論証や筋の通らない論証を排除するのに役立つ (詳細は [9] を参照)．

4.2 BA における攻撃関係

無効化 (*undercut*) と反論 (*rebut*) は議論システムにおいてよく用いられる典型的な攻撃関係である [6][7]．無効化は論証の仮定を否定し, 反論は論証の結論を否定する．しかしながら, EGAP においては準無矛盾性により結論の衝突が生じない．例えば $\mathcal{T} = \Re[0,1]$ において EGAP $P = \{p\!:\!0.3 \leftarrow,\ p\!:\!0.6 \leftarrow\}$ を考える．このとき P のモデルにおいて p に割り当てられるイデアルは $[0, 0.6]$ であり, $p\!:\!0.3$ と $p\!:\!0.6$ は共に成り立つ．同様に考えれ

ば, $Args_P = \{[p:0.3 \leftarrow],\ [p:0.6 \leftarrow]\}$ の 2 つの論証は互いに衝突していると見ることはできない．そこで, BA においては無効化のみを扱う．

定義 10 (**無効化**) *Arg_1 が Arg_2 を無効化する iff $\mu_1 \geq \mu_2$ となる $A:\mu_1 \in concl(Arg_1)$ と $\mathbf{not}(A:\mu_2) \in assm(Arg_2)$ が存在する．*

無効化は常に一方向とは限らず, Arg_1 と Arg_2 が互いに無効化し合う場合もあることに注意せよ．$Args_P$ 上の攻撃関係が有限であるとき, P は有限的 ($finitary$) であると言う．

BA では $undercut/undercut$-受理可能 (u/u-受理可能) を用いる．そして, EGAP P の BA の意味を $J_{Args_P,u/u}$ (J_P と省略する) によって定義する．u/u-正当化された論証は 3.2 節で示した対話的証明論によって対話的に決定することが出来る (明らかに BA と分かるときは u/u という表記を省略する).

4.3 BA 意味論と WFS の同値性

ELP の場合, 議論の意味論 $J_{u/a}$ (a は $undercut \cup rebut$) と WFSX (Well-Founded Semantics with eXplicit negation) の同値性が [7] で示されている．EGAP でも同様に, $J_{u/u}$ が WFS と一致する．

定義 11 (**BA 意味論**) *P を $EGAP$ とする．そのとき,*

1. *$\mathcal{BA}(P) \models A:\mu$ iff ある $\rho \geq \mu$ に対して, $A:\rho \in concl(Arg)$ となる正当化された論証 $Arg \in J_P$ が存在する;*
2. *$\mathcal{BA}(P) \models \mathbf{not}(A:\mu)$ iff すべての論証 $Arg \in Args_P$ に対し, もし $A:\rho \in concl(Arg)$ となる $\rho \geq \mu$ が存在するならば, Arg は却下される．*

定理 2 *P を $EGAP$ とする．そのとき,*

- *$\mathcal{WFS}(P) \models A:\mu$ iff $\mathcal{BA}(P) \models A:\mu$;*
- *$\mathcal{WFS}(P) \models \mathbf{not}(A:\mu)$ iff $\mathcal{BA}(P) \models \mathbf{not}(A:\mu)$.*
  (証明は [9] 参照.)

5. マルチエージェント議論フレームワーク

本節では, 分散した知識ベースのためのマルチエージェント議論 (Multi-Agent Argumentation: MAA) フレームワークについて述べる．我々は [5] と同様に分散した EGAP を世界に対し各自の見解を持った個々のエージェントと捉え, 論証をエージェントの意見として捉える．

定義 12 (**マルチエージェントシステム**) *各 KB_i ($1 \leq i \leq n$) を $EGAP$ とする．このとき, $KB = \{KB_1, \ldots, KB_n\}$ をマルチエージェントシステム (Multi-Agent System: MAS) という．*

我々の MAA フレームワークは各エージェントが自分で正しいと信じている意見 (すなわち, BA において各エージェントの知識ベースから正当化された論証) について主張し合う議論フレームワークである．MAA は BA の単なる分散プログラム版ではない．なぜなら, 一般に各エージェントは同じ主張に対しても他のエージェントとは異なる認識を持つと考えられ, BA とは異なる新しい攻撃関係が考えられるからである．例えば次の例を考える．エージェント A がある問題の解決について異なる根拠から確信度 0.5 と 0.8 を持っていたとする．エージェント B が確信度 0.6 でその問題の解決を主張したとき, エージェント B は 2 つの理由からエージェント A を反論できるだろう．一つは BA 意味論によりエージェント A の総合的な確信度 (最大値) が 0.8 であること, もう一つはその確信が B にとって高すぎることである．後者は反論関係に対して懐疑的な性質を仮定している．ここで, エージェント A の総合的な確信度はエージェント B のそれを含んでいるので, A は B に反論できないことに注意しなければならない．そうでなければ A は自己矛盾に陥るだろう．これらの考察を考慮し以下の諸定義を行う．

定義 13 (**最大論証**) *$Args$ を論証の集合とし, Arg を $Args$ の中の論証とする．注釈が最大となる結論の集合を $max\_concl(Arg) = \{A:\mu \in concl(Arg) \mid$ すべての ρ に対し, $A:\rho \in concl(Arg)$ ならば $\mu \geq \rho\}$ と定義する．そして, すべての $A:\mu \in max\_concl(Arg)$ に対して, ある $\rho > \mu$ について $A:\rho \in max\_concl(Arg')$ となるような $Arg' \in Args$ が存在しないとき, Arg を最大論証と呼ぶ．*

定義 14 (**反論と論破**)

- *Arg_1 が Arg_2 を反論する iff $\mu_1 \not\geq \mu_2$ となる $A:\mu_1 \in max\_concl(Arg_1)$ と $A:\mu_2 \in max\_concl(Arg_2)$ が存在する．*
- *Arg_1 が Arg_2 を論破 (defeat) する iff Arg_1 が Arg_2 を無効化するか, Arg_1 が Arg_2 を反論し Arg_2 が Arg_1 を無効化しない．*

$KB = \{KB_1, \ldots, KB_n\}$ を MAS とする．J_{KB_i} (すなわち, BA における KB_i からの正当化された論証の集合 $J_{Args_{KB_i},u/u}$) の中のすべての最大論証の集合を mJ_{KB_i} と表し, $Args_{KB} = \bigcup mJ_{KB_i}$ と定義する．$Args_{KB}$ 上の攻撃関係が有限のとき, KB は有限的 ($finitary$) であると言う． そして, MAA の意味を $J_{Args_{KB},d/u}$ (J_{KB} と省略する, また d = defeat, u = undercut) によって定義する．J_{KB} もまた 3.2 節で示した対話的証明論によって対話的に決定できる．明らかに MAA と分かるときは d/u の表記を省略する．最後に MAA 意味論を BA と同様に定義する．

定義 15 (**MAA 意味論**) *KB を MAS とする．*

1. *$\mathcal{MAA}(KB) \models A:\mu$ iff ある $\rho \geq \mu$ に対して, $A:\rho \in concl(Arg)$ となる正当化された論証 $Arg \in J_{KB}$ が存在する;*
2. *$\mathcal{MAA}(KB) \models \mathbf{not}(A:\mu)$ iff すべての論証 $Arg \in Args_{KB}$ に対し, もし $A:\rho \in concl(Arg)$ となる $\rho \geq \mu$ が存在するならば, Arg は却下される．*

例 1 殺人犯の死刑の賛否についての MAA の例を示す．真理値の完備束 $\mathcal{T} = \Re[0,1]^2$ を仮定する．ただし, $(\mu_1, \rho_1) \leq (\mu_2, \rho_2)$ iff $\mu_1 \leq \mu_2$ かつ $\rho_1 \leq \rho_2$ とし, $(\mu, \rho) \in \mathcal{T}$ のとき μ と ρ はそれぞれ肯定と否定の度合いを表しているものとする．$KB = \{KB_1, KB_2, KB_3\}$ を MAS とし, 各 KB_i を次のような知識ベース ($EGAP$) とする．

$$
\begin{aligned}
&KB_1 = \{\\
&\quad agree(death):(0.8 \times X, 0.5 \times Y) \leftarrow\\
&\qquad\qquad hate(family, murderer):(X, Y)\ \&\\
&\qquad\qquad \mathbf{not}(desire(family, death):(0.0, 0.6)),\\
&\quad hate(family, murderer):(1.0, 0.2) \leftarrow \quad \},
\end{aligned}
$$

$$
\begin{aligned}
&KB_2 = \{\\
&\quad agree(death):(0.5 \times X, 0.5 \times Y) \leftarrow\\
&\qquad\qquad atone(death, guilt):(X, Y),\\
&\quad atone(death, guilt):(0.2, 0.8) \leftarrow\\
&\qquad\qquad \mathbf{not}(remorse(dead):(1.0, 0.0)) \quad \},
\end{aligned}
$$

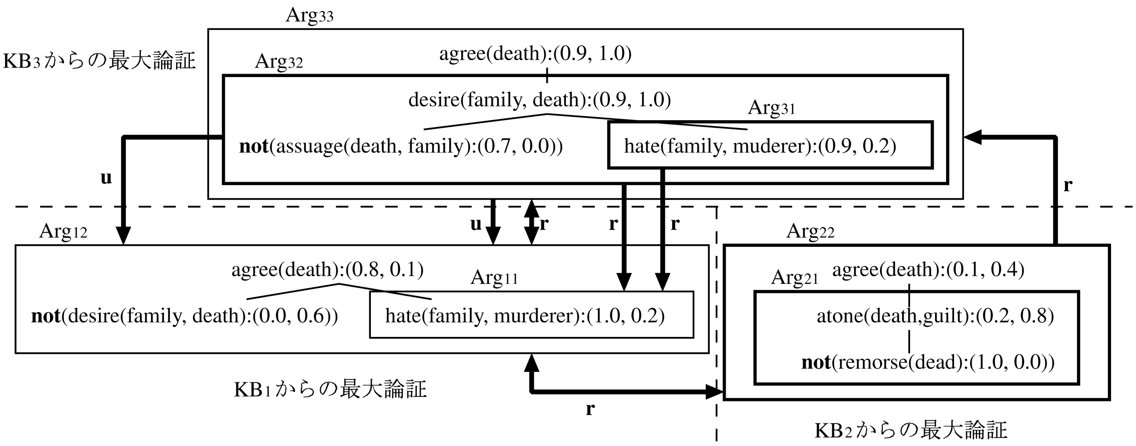

図 1: 例 1 における論証間の攻撃関係．ここで ‘**u**’ は無効化, ‘**r**’ は反論を表す．太線で囲まれた最大論証は正当化された論証である．

$$
\begin{aligned}
&KB_3 = \{\\
&\quad agree(death):(X,Y) \leftarrow\\
&\qquad\qquad desire(family, death):(X,Y),\\
&\quad desire(family, death):(0.0, 1.0) \leftarrow\\
&\qquad\qquad \mathbf{not}(assuage(death, family):(0.7, 0.0)),\\
&\quad desire(family, death):(X, 0.3) \leftarrow\\
&\qquad\qquad hate(family, murderer):(X, 0.0),\\
&\quad hate(family, murderer):(0.9, 0.2) \leftarrow \quad \},
\end{aligned}
$$

ここで X と Y は注釈変数である*3．考えられるすべての最大論証とその間の攻撃関係を図 1 に示す．このとき，正当化された論証は $J^1_{KB} = \{Arg_{21}, Arg_{31}, Arg_{32}\}, J_{KB} = J^2_{KB} = \{Arg_{21}, Arg_{22}, Arg_{31}, Arg_{32}\}$ となる．

最後に GAP の制限付き意味論に基づく MAA について考察する．制限付き意味論 [4] における解釈はエルブラン基底から $\mathcal{T}$ の写像であり, 最小の解釈 Δ_r はすべての原子式に最小要素 ($\perp$) を割り当てる解釈である．よって, すべての原子式 A に対し $\Delta_r \models A\!:\!\perp$ となる．このことは任意の解釈が注釈 $\perp$ を持つすべての注釈付き原子式を充足できることを意味する．このことから, 制限付き意味論に基づく WFS と一致する BA を構築するためには, すべての原子式 A に対し, 規則 $A\!:\!\perp \leftarrow$ が任意の EGAP の中に暗に存在すると仮定する必要がある．この仮定の下, 例 1 を再び考える．$atone(death, guilt)$ に関して明示的な知識が存在するのは KB_2 だけである．Arg_{21} は KB_1 と KB_3 に暗に含まれる規則 $atone(death, guilt):(0,0) \leftarrow$ から作られる論証によって反論されるだろう．Arg_{31} と Arg_{32} についても同様のことが言える．結局, すべての原子式 A に対し $[A\!:\!\perp \leftarrow]$ の形式の論証だけが正当化される．我々はこのような無知に基づく反論は懐疑的過ぎると考える．一般的意味論は空イデアルの存在によって明示的な知識と暗黙の知識の区別を可能とする．このように, MAA では一般的意味論の方が制限付き意味論より適切であると言える．

6. おわりに

本論文では EGAP による 2 つの議論フレームワークの形式化を示した．その中で BA 意味論は GAP の一般的意味論に基づく EGAP の整礎意味論と一致することを示し, BA から派生した MAA では [8][2] で用いられた制限付き意味論より一般的意味論の方がより適していることを発見した．高い知識表現能力を持つ EGAP による我々の議論フレームワークは不完全な知識, 矛盾を含む知識, あるいは曖昧な知識 (例えば, 「良いとも悪いとも言える」や「どちらとも言えない」のような経験的かつ認識的な知識など) に基づく議論に適している．今後の拡張としては, 多値性を活かした多彩な攻撃関係, 協調, あるいは議論による学習などが考えられる．

*3 オブジェクトおよび注釈変数を含む規則はそのすべての基礎例を表していると仮定する．

参考文献

[1] C. I. Chesnevar, A. G. Maguitman and R. P. Loui. *Logical models of argument.* ACM Computing Surveys, 32(4): 337-383, 2000.

[2] C. V. Damasio, L. M. Pereira and T. Swift. *Coherent Well-founded Annotated Logic Programs.* Proc. of the 5th Int. Conference on Logic Programming and Nonmonotonic Reasoning, pp. 262-276, 1999.

[3] P. M. Dung. *An Argumentation semantics for logic programming with explicit negation.* Proc. of 10th Int. Conference on Logic Programming, pp. 616-630, 1993.

[4] M. Kifer and V .S. Subrahmanian. *Theory of generalized annotated logic programmin and its applications.* J. of Logic Programming, 12: 335-397, 1992.

[5] I. Mora, J. J. Alferes and M. Schroeder. *Argumentation and Cooperation for Distributed Extended Logic Programs.* Working notes of the Workshop on Non-monotonic Reasoning, 1998.

[6] H. Prakken and G. Sartor. *Argument-based Extended Logic Programming with Defeasible Priorities.* J. of Applied Non-Classical Logics, 7(1): 25-75, 1997.

[7] R. Schweimeier and M. Schroeder. *Well-founded argumentation semantic for extended logic programming.* Proc. of Int. Workshop on Non-monotonic Reasoning, 2002

[8] V. S. Subrahmanian. *Amalgamating Knowledge Bases.* ACM Transactions on Database Systems, 19(2): 291-331, 1994.

[9] T. Takahashi, Y. Umeda and H. Sawamura. *Formal Argumentation Frameworks for the Extended Generalized Annotated Logic Programs.* Technical Report `http://www.cs.ie.niigata-u.ac.jp/~takehisa/`, 2003.