準無矛盾論理に基づく議論フレームワーク

An Argumentation Framework based on Paraconsistent Logic

梅田 勇一
Yuichi Umeda

新潟大学大学院自然科学研究科
Graduate School of Science and Technology, Niigata University
umeda@cs.ie.niigata-u.ac.jp, <http://www.cs.ie.niigata-u.ac.jp/~umeda/>

高橋 武久
Takehisa Takahashi

(同上)
takehisa@cs.ie.niigata-u.ac.jp, <http://www.cs.ie.niigata-u.ac.jp/~takehisa/>

沢村 一
Hajime Sawamura

新潟大学工学部情報工学科
Department of Information Engineering, Faculty of Engineering, Niigata University
sawamura@cs.ie.niigata-u.ac.jp, <http://www.cs.ie.niigata-u.ac.jp/~sawamura/>

keywords: paraconsistent logic programming, argument, argumentation framework, agent

Summary

Argumentation is the most representative of intelligent activities of humans. Therefore, it is natural to think that it could have many implications for artificial intelligence and computer science as well. Specifically, argumentation may be considered a most primitive capability for interaction among computational agents.

In this paper we present an argumentation framework based on the four-valued paraconsistent logic. Tolerance and acceptance of inconsistency that this logic has as its logical feature allow for arguments on inconsistent knowledge bases with which we are often confronted. We introduce various concepts for argumentation, such as arguments, attack relations, argument justification, preferential criteria of arguments based on social norms, and so on, in a way proper to the four-valued paraconsistent logic. Then, we provide the fixpoint semantics and dialectical proof theory for our argumentation framework. We also give the proofs of the soundness and completeness.

1. はじめに

日常社会において、人々は問題解決の際に議論を行うことが多い。その目的は一般に多様であるが、たとえば対立の解消、相手の説得、候補の吟味・選択、交渉、調停、情報探索などがある。

一方マルチエージェントの世界においては、エージェントが対話や交渉を通して衝突を回避し、協調行動をとって問題解決を行うことが期待されている [Ferber 99]。このような衝突回避や合意形成を実現するための手段のひとつとして、計算機科学において議論が注目されてきている [Carlos 00]。

実際、計算機科学上の議論モデルはこれまでに多数提案されてきている。代表的な議論モデルとしては、互いに反論を投げ合って論争を行い構文的な優先判断基準のもとで勝ち負けを決める Loui のモデル [Loui 87]、弱い否定を導入した知識表現のもとで優劣関係を用いて議論間の比較・攻撃を行う Prakken らのモデル [Prakken 97] などがある。また、情報システムに議論を適用した例として、弁証法的推論を考慮した合意形成と知識の補強による協調の実現を特徴とした筆者らのエージェントシステム [Umeda 00, 梅田 02]、効用理論と過去の事例

に基づく推論を組み合わせる意思決定を行う Sycara の PERSUADER [Sycara 90]、クライアントの顧客情報を持つエージェントと見積り案を作成するエージェントが議論によって対話を行いながら最適な見積りを作成する Schroeder の ADEPT [Schroeder 99] などがある。

これらの研究は知識表現言語として主に拡張論理プログラムを用いている。しかし、拡張論理プログラムでは知識の矛盾を許す意味論が存在するものの、それに基づいて議論を行うための枠組みはいまだ提案されていない。ところが、現実に行われる議論の中では、参加者の主張や議論の結論が矛盾した認識となる場合がある。そこで我々は、エージェントが議論を行うための議論フレームワークに準無矛盾論理を導入することを試みる。準無矛盾論理は、矛盾した命題から任意の命題が導かれることが起こらないことを第一の目的として考えられた論理であり、矛盾した状態を矛盾のまま扱っても問題がない。この論理の導入により、矛盾した認識の主張を積極的に扱う議論フレームワークが実現できる。このようなアプローチで議論フレームワークを豊かにするという試みは筆者の知る限り、他の文献では見当たらない。

以下 2 章では、論文全体の構造を明らかにするため、議論を行うエージェントの概要について述べる。3 章で

は、議論を行うための知識表現を準無矛盾論理に基づき定義する。4 章では、知識ベースからの議論の作成と議論同士の攻撃関係について定義し、議論フレームワークを提案する。5 章では、妥当な議論を一意に決めるための意味論を与える。6 章では、議論が妥当であるか否かを対話的に決定するための証明論を与える。

2. 論争するエージェント

本論文は、準無矛盾論理のもとで複数のエージェントが互いに主張を出し合い、その中から正しい結論を決めるための議論フレームワークを構築することを目的とする。一般にはこのような、互いに意見を交わし論じ合う行為を議論と呼ぶことが多いが、本論文ではこの行為を論争と呼ぶ。この章ではエージェントが行う論争の概観を与えるため、論争するエージェントの概要と、エージェントが論争を行う背景について述べる。

2.1 論争するエージェントの概要

ここでは、本論文で提案する議論フレームワークのもとで論争を行うエージェントの性質と、エージェントが行う論争の流れについて述べる。

- 各エージェントは固有の知識ベースを持つ。
- エージェントの知識ベースを準無矛盾論理で表現する (3 章参照)。これによって新たに表現可能となる問題の例を 3.4 節で示す。
- 各エージェントは、特定の命題を証明する推論の列を自分の知識ベースから構築する。これを本論文では議論と呼び (4 章参照)、論争と区別して扱う。
- エージェント全体の集合をエージェント社会とする。
- エージェント社会内で、ある命題 (議題) に対してどの認識がより正当であるかを決める必要がある場合、エージェント社会に属するエージェントたちは 6 章の対話的証明論のもとで論争を行う。この背景について、2.2 節で補足する。
- 論争では、まずあるエージェントが議題に関する議論を作成し、提出する。他のエージェントは、提出された議論に対してそれを攻撃できる議論が作成できれば、反論として提出する (議論間の攻撃関係については 4.2 節で定義する)。このようにして、直前に提出された議論に反論することを繰り返し、どの議論に対しても反論がそれ以上提出できない場合、論争は終了する。
- 論争終了後、最初に提出された議論に対する反論の状態を調べることで、最初の議論が正当と認められるか否かを判定する。どのような議論が正当といえるのかについては 5 章で定義する。
- 以上の過程を通して、エージェントたちは互いに議論・反論を出し合いながら、正しい認識を選ぶことができる。これによって、対立した状況の解消・合

意形成・意思決定などが実現できる^{*1}。

3 章以降では、エージェントが以上のような流れで論争を行うための知識表現、議論の意味論、対話的証明論を順に定義することにより、議論フレームワークの構築を行う。

2.2 エージェント社会と論争

エージェント社会は複数のエージェントで構成されており、各エージェントの知識ベースはそれぞれ異なる。そのため、社会の中で意思の統一を図ったり行動の方向性を決めようとしたりする際、各エージェントの間で認識が食い違うという問題が発生する。このような場合にエージェントは論争を行う。論争の中で各エージェントは議論を作成し提出することによって、主張したい命題が自分の知識ベースから論理的帰結として出てくることを他のエージェントに示すことができる。また他のエージェントは、提出された議論が自分の知識ベースの内容と相容れないものであるときに反論を作成し、自らの知識ベースからは異なる論理的帰結が出てくることを示すことができる。論争ではこのような過程を通して、提出された議論がエージェント社会全体にとって受け入れられるものであるかどうかを判定することができる。

この目的から、社会にとって受け入れられる議論を決めるための基準が必要になる。我々はエージェント社会に「社会通念」が存在するものと仮定し、社会通念に沿った議論は高く、社会通念に反した議論は低く評価されるという比較基準を与える。この社会的な基準と、議論の形式に基づく基準の 2 種類を用いて議論の比較を行う (4.3 節参照)。社会通念には、その社会に属するエージェントの大多数が賛同 (承認) している事柄、例えば社会的な常識や道徳、規範などの内容が含まれるものとする。本論文では、社会通念の内容は最初から固定されているものとし、その内容をどのように決めるのか、どのように更新していくのかについては別の問題として扱う。

3. 準無矛盾論理と知識表現

ここでは、準無矛盾論理に基づいた知識表現を定義する。また、この表現で記述された知識ベースからの論理的帰結を定義する。

3.1 準無矛盾論理に基づく知識表現

準無矛盾論理は今までにいくつかの種類が提案されているが、我々は [Belnap 77] で提案され [Blair 89, Kifer 92] で展開された、4 値の真理値から構成される準無矛

^{*1} 準無矛盾論理を用いたフレームワークではないが、筆者らは拡張論理プログラミングを用いた議論フレームワークにおいて対立の解消だけでなく、協調問題の解決 [Umeda 00, 梅田 02]、妥協・譲歩を用いた合意形成 [Sawamura 00] が実現可能であることを既に示している。

図 1 真理値の順序

盾論理を採用する．この節ではそれらの定義について述べる．

【定義 1】 真理値の集合を $\mathcal{T} = \{\top, \text{t}, \text{f}, \perp\}$ とする．真理値上の順序を次のように定義する． $(\forall x, y \in \mathcal{T}) x \leq y \Leftrightarrow x = y \vee x = \perp \vee y = \top$ [Blair 89]. $\square$

真理値の順序は束構造をとり，図 1 のような Hasse 図で表すことができる．真理値は次のような，命題に対する認識の違いを表す．

- $\top$: 真でも偽でもある (both) .
- t : 真である (true) .
- f : 偽である (false) .
- $\perp$: 真でも偽でもない (none) .

リテラルを原子命題またはその否定とする．真理値で注釈されたアトム（原始式）とリテラルを以下のように定義する．

【定義 2】 A をアトム， L をリテラル， $\mu \in \mathcal{T}$ とする．このとき μ を注釈， $A : \mu$ を注釈つきアトム， $L : \mu$ を注釈つきリテラルという [Blair 89]^{*2}. $\square$

【定義 3】 規則は次の形をとる表現である． $L_0 \Leftarrow L_1 \wedge \dots \wedge L_n$ ^{*3}. ここで， $L_i (0 \leq i \leq n)$ はそれぞれ注釈付きリテラルである [Kifer 92]. $\square$

規則の右辺の連言肢 $L_1, \dots, L_n$ を，その規則の前提と呼ぶ．また規則の左辺の注釈付きリテラル L_0 を，その規則の結論と呼ぶ．前提は空であってもよい．そのような規則（事実節）は $\Leftarrow$ を省略して表記する．エージェントの知識ベースは，この形式の規則の集合である．以下，規則 $r_1, \dots, r_n$ から構成される知識ベース Kb を $Kb = \{r_1, \dots, r_n\}$ ，または $Kb = \{r_1 : L_0^1 \Leftarrow L_1^1 \wedge \dots \wedge L_{m_1}^1, \dots, r_n : L_0^n \Leftarrow L_1^n \wedge \dots \wedge L_{m_n}^n\}$ のように表記する．

3.2 準無矛盾論理における論理的帰結

この節では，[Blair 89, Kifer 92] に従って準無矛盾論理における知識ベースからの論理的帰結を導入する．

【定義 4】 注釈に対する否定を以下のように定義する． $\neg(\text{t}) = \text{f}, \neg(\text{f}) = \text{t}, \neg(\top) = \top, \neg(\perp) = \perp$ [Blair 89]. $\square$

【定義 5】 論理式を以下のように定義する [Blair 89].

- すべての注釈つきリテラルは論理式である．

^{*2} [Blair 89] ではリテラルの注釈として $\top, \perp$ を用いていないが，[Kifer 92] ではそのような拡張が行われている．

^{*3} 変数を含んだ規則は，そのすべての基礎例 (ground instance) を表しているものとする．

- F_1, F_2 が論理式するとき， $F_1 \wedge F_2, F_1 \Leftarrow F_2$ は論理式である． $\square$

【定義 6】 解釈 I をエルブラン基底から真理値への写像とする．以下のように充足を定義する．ここで，解釈 I が論理式 F を充足することを $I \models F$ で表す．また， I が F を充足しないことを $I \not\models F$ で表す [Kifer 92].

- (1) $A : \mu$ を注釈つきアトムとする． $I \models A : \mu$ iff $I(A) \succeq \mu$.
- (2) $A : \mu$ を注釈つきアトムとする． $I \models \neg A : \mu$ iff $I \models A : \neg \mu$.
- (3) $F_1, \dots, F_n$ を論理式とする． $I \models F_1 \wedge \dots \wedge F_n$ iff すべての $i (i = 1, \dots, n)$ について $I \models F_i$.
- (4) F_1, F_2 を論理式とする． $I \models F_1 \Leftarrow F_2$ iff $I \models F_1$ または $I \not\models F_2$. $\square$

【定義 7】 モデルを以下のように定義する [Kifer 92].

- F を論理式とする． $I \models F$ となるとき，解釈 I は F のモデルである．
- Kb を知識ベースとする． I が Kb 内のすべての規則を充足するとき，解釈 I は Kb のモデルである．これを $I \models Kb$ で表す． $\square$

【定義 8】 Kb を知識ベース， I を解釈， F を論理式とする． $I \models Kb$ となるすべての I に対して $I \models F$ であるとき， F は Kb からの論理的帰結である [Kifer 92]. これを $Kb \models F$ で表す． $\square$

【例 1】 単独の規則からなる知識ベース $Kb_1 = \{p(a) : \text{f}\}$ を考える．ここで， $I_1(p(a)) = \top$ となる解釈 I_1 と， $I_2(p(a)) = \text{f}$ となる解釈 I_2 はそれぞれ Kb_1 のモデルである． Kb_1 のモデルはこれ以外には存在しない．

このとき， $Kb_1 \models p(a) : \text{f}$ である ($I_1 \models p(a) : \text{f}$ であり，かつ $I_2 \models p(a) : \text{f}$ であるため)．また， $Kb_1 \not\models p(a) : \top$ である ($I_2 \not\models p(a) : \top$ であるため)． $\square$

3.3 知識表現の性質

ここでは，前節までで定義した知識表現におけるいくつかの性質について述べる．まず，否定された注釈つきリテラルの扱いについて考える．

命題 1 Kb を知識ベースとする． r' を，ある規則 r に現れるすべての否定された注釈つきリテラル $\neg L : \mu$ を $L : \neg \mu$ で置き換えた規則とする． Kb' を， Kb の各規則 $r_i (1 \leq i \leq n)$ をそれぞれ r'_i で置き換えた知識ベースとする．このとき，解釈 I が Kb のモデルであることと， I が Kb' のモデルであることは同値である [Blair 89]. $\square$

《証明》 定義 6(2) から $I \models r \Leftrightarrow I \models r'$. よって自明． $\square$

この結果は，規則の中の否定された注釈つきリテラルを否定のない注釈つきリテラルに置き換えても問題がないことを保証している．そこで以下の理論展開では，否定のない注釈つきリテラルのみを考える．

次に，ここまでで定義した知識表現の上では古典論理における「矛盾する命題の集合からは任意の命題が論理

的帰結となる」という性質が成り立たないことを次の例で確認する。

【例 2】次の規則 $r_1 \sim r_3$ からなる知識ベース Kb_2 を考える。ここで、 X は変数を表す。 $Kb_2 = \{ r_1 : q(X) : f, r_2 : p(a) : t \Leftarrow q(b) : f, r_3 : p(a) : f \}$ 。

この知識ベースにおいて、 r_1, r_2 から導き出すことのできる結論 $p(a) : t$ と r_3 から導き出すことができる結論 $p(a) : f$ は古典論理的な意味で矛盾している。しかし、準無矛盾論理上では Kb_2 から任意の命題が論理的帰結となることはない。たとえば、 $q(a)$ に t を割り当てる解釈は Kb_2 のモデルになることができず、したがって $q(a) : t$ は Kb_2 の論理的帰結ではない。よって、知識ベースに $p(a) : t$ と $p(a) : f$ の両方が存在するにもかかわらず、任意の命題が論理的帰結になることはない。□

3.4 準無矛盾論理の表現能力

知識表現に 4 値論理を導入することにより、古典論理上では矛盾となる状態や、真・偽以外の第 3 の真理値を割り当てるべき状態も扱うことが可能になる。ここでは、具体的に表現可能となる問題について例を示す。

●是非を一義に決められない問題

例として「死刑制度は是か非か」という問題について考える。多くの人々は、さまざまな理由から「死刑制度に賛成する」「死刑制度に反対する」のどちらかの意見を支持するのが普通であるが、次のような意見を持つ人も存在する。

- (1) 死刑制度は良いとも悪いとも思う。そもそも合法的に殺人をしてよいのかという点に問題を感じるが、被害者遺族の感情が無視できないのも事実である。
- (2) 賛成・反対のどちらを正しいとするかを判断するのに十分な判断材料がなく、現状では結論を出すことができない。

それぞれの意見について、(1) は「賛成 (死刑制度):T」という注釈つきリテラルを用いて、(2) は「賛成 (死刑制度): $\perp$ 」という注釈つきリテラルを用いて表現することが可能である。

●コミットの表現

上の例であげた死刑制度に関する論争では、「自分には関わりのない話であり、その論争に加わる気はない」という意見も考えられる。このような「その話題には関心がない、関わりがない」という考え方を、真理値 $\perp$ を用いて表現可能である。

●損得勘定

物事の損得勘定においては、「損をしている」「得をしている」という場合以外に、「損もしているし得もしている」「損も得もしていない」という状況が日常的に起こりうる。このような状況を「得をしている (取引):T」「得をしている (取引): $\perp$ 」のような規則で表現可能である。

●価値判断

絵画や骨董品の価値を判断する際に、品物の価値を判断する材料が手元になければ「価値がある」とも「価値がない」とも肯定できないのが普通である。この考え方を「価値がある (掛軸): $\perp$ 」のような規則で表現可能である。

4. 議 論

ここでは 3 章で導入した知識表現のもとで、準無矛盾論理に基づく議論フレームワーク $AF = \langle Kb_1, \dots, Kb_n, Ck, \text{defeats} \rangle$ を構築する。ここで $Kb_1, \dots, Kb_n$ は知識ベース、 Ck は 4.3 節で定義する社会通念、 defeats は 4.3 節で定義する議論間の打破関係を表す。

4.1 議論の定義

【定義 9】 Kb を知識ベースとする。次の条件を満たす有限な Kb の規則の列 $A = [r_1, \dots, r_n]$ を議論(argument)という。また、 n を議論の長さという。

- (1) すべての i ($1 \leq i \leq n$) について、規則 r_i の前提であるすべての注釈付きリテラル $L_j : \mu_j$ ($1 \leq j \leq m$) に対し、 $L_j : \mu_k (\mu_k \succeq \mu_j)$ を結論とする規則 $r_k (k < i)$ が存在する。このとき後者の $L_j : \mu_k$ を、規則 r_i の前提の根拠と呼ぶ。
- (2) 命題部分が同一となる注釈つきリテラルを結論に持った複数の規則が含まれない。□

定義 9 の条件 (1) は次のことを意味している。議論中の各規則の前提 $L_j : \mu_j$ には自分よりも前にある規則の結論にその根拠 $L_j : \mu_k$ がなければならない。このとき、解釈 I が根拠を充足する ($I \models L_j : \mu_k$) ならば、 $\mu_k \succeq \mu_j$ という条件から、 I は $L_j : \mu_k$ を根拠とする前提を充足する ($I \models L_j : \mu_j$)。このことから、議論の正当性が保証されている。条件 (2) は、議論内のある規則の結論が $L : \mu$ であるとき、他の規則の結論に $L : \mu$ と $L : \mu' (\mu \neq \mu')$ が含まれないことを意味する。これは、単独の議論内でひとつの命題に対して複数の主張を持って欲しくないことから導入されている (主張の一意性)。

以下では、 n 個の規則 $r_1, \dots, r_n$ で構成される議論 A を $A = [r_1, \dots, r_n]$ 、または $A = [r_1 : L_0^1 : \mu_0^1, \dots, r_n : L_0^n : \mu_0^n \Leftarrow L_1^n : \mu_1^n \wedge \dots \wedge L_m^n : \mu_m^n]$ のように表記する。また、長さが 0 の議論を空議論と呼ぶ。さらに、部分議論と議論の結論を次のように定義する。

【定義 10】 A を議論とする。 A' が A の部分列であり、定義 9 の要件を満たすとき、 A' を A の部分議論とよぶ。□

【定義 11】 A を議論とする。 A の結論は、 A に含まれるすべての規則の結論の集合である。□

議論 A が結論として $L : \mu$ をもつとき、 A に含まれる規則からは $L : \mu' (\mu \succeq \mu')$ も論理的帰結として得られる。しかし、 A から得られる論理的帰結の範囲を捉えるには、

同一リテラルの中で成り立つ最も高い注釈のみを考慮すればよいという理由から、本論文では規則の結論である注釈付きリテラルのみを論理的帰結の代表として議論の結論とする、という立場をとる。たとえば、例 1 の Kb_1 から得られる論理的帰結は $p(a) : f$, $p(a) : \perp$ であるが、 Kb_1 の r_1 のみから構成される議論の結論は $\{p(a) : f\}$ となる。この結論は「 $p(a)$ に対して成り立つ論理的帰結の範囲は $p(a) : f$, $p(a) : \perp$ である」ということを主張している*4。

以上の定義によって知識ベース Kb から作成された議論の結論はすべて、 Kb のモデルにより充足される。よって議論の結論は Kb からの論理的帰結であり、議論内の根拠と結論は論理的帰結関係にある。以下にこれを示す。

命題 2 知識ベースを Kb とする。 Kb から作成できる議論の結論は Kb からの論理的帰結である。□

《証明》 Kb から作成できる長さ i の任意の議論を $A_{Kb}^{(i)} = [r_1, \dots, r_i]$ とする。また I を Kb の任意のモデルとする。任意の i について $A_{Kb}^{(i)}$ の結論が Kb からの論理的帰結であることを、議論の長さ i についての数学的帰納法で示す。

$i = 1$ の場合、 A は前提のない単一の規則 r_1 から構成される議論である。これを $A_{Kb}^{(1)} = [r_1 : L : \mu]$ とおく。 I は Kb 内の規則をすべて充足するから、 r_1 も充足する。 r_1 には前提がないので、定義 6(4) より $I \models L : \mu$ 。

次に、 $A_{Kb}^{(n)}$ の結論が Kb からの論理的帰結であるとき、 $A_{Kb}^{(n+1)}$ の結論が Kb からの論理的帰結となることを示す。 $A_{Kb}^{(n+1)} = [r_1 : L_0^1 : \mu_0^1, \dots, r_{n+1} : L_0^{n+1} : \mu_0^{n+1} \Leftarrow L_1^{n+1} : \mu_1^{n+1} \wedge \dots \wedge L_m^{n+1} : \mu_m^{n+1}]$ とおく。帰納法の仮定より、 I は規則 $r_0 \sim r_n$ の結論を充足する ($I \models L_0^1 : \mu_0^1, \dots, L_0^n : \mu_0^n$)。また定義 9 より、 $I \models L_1^{n+1} : \mu_1^{n+1}, \dots, L_m^{n+1} : \mu_m^{n+1}$ 。 I は Kb 内の規則をすべて充足するから、 r_{n+1} も充足する。以上のことと定義 6(4) より $I \models L_0^{n+1} : \mu_0^{n+1}$ 。□

〔例 3〕(議論の例) 以下の規則 $r_1 \sim r_5$ からなる知識ベースを Kb_3 とする。これは、死刑制度に賛成・反対の両方の立場を持つ知識ベースの例である。

$Kb_3 = \{$
 r_1 : 癒やす (処刑, 遺族): f ,
 r_2 : 望む (遺族, 死刑): $f \Leftarrow$ 癒やす (処刑, 遺族): f ,
 r_3 : 減少 (犯罪): t ,
 r_4 : 抑止 (死刑, 犯罪): $t \Leftarrow$ 減少 (犯罪): t ,
 r_5 : 賛成 (死刑): $\top \Leftarrow$
 望む (遺族, 死刑): $f \wedge$ 抑止 (死刑, 犯罪): t . $\}$

Kb_3 から作ることのできる議論として、 $A_1 = [r_1, r_2, r_3, r_4, r_5]$ がある (図 2 参照)。なぜならば、 r_2 の前提「癒やす (処刑, 遺族): f 」に対して、 r_1 の結論がその根拠となっている。また r_4 の前提に対する根拠として r_3 の結論があり、 r_5 の前提に対する根拠として r_2, r_4 の結論が

図 2 例 3 の Kb_3 から作られる議論

ある。同一の命題に関する複数の結論は含まれていないので、 A_1 は議論である。 Kb_3 から作成できる議論としては他に $A_2 = [r_1, r_2]$, $A_3 = [r_3, r_4]$, $A_4 = [r_1]$, $A_5 = [r_3]$ があり (図 2 参照)、これらはそれぞれ A_1 の部分議論である。□

〔例 4〕 次の 2 つの知識ベース Kb_4 と Kb_5 について考える。 $Kb_4 = \{p(a) : t, p(a) : f\}$, $Kb_5 = \{p(a) : \top\}$ 。

Kb_4 と Kb_5 はそのモデルが一致するので意味的に等価だと言えるが、 Kb_4 から作成できる議論と Kb_5 から作成できる議論は一致しない。具体的に言えば、 Kb_4 からは $p(a) : t$ と $p(a) : f$ のいずれかを結論に持つ議論を作成できるが、 $p(a) : \top$ を結論に持つ議論は作成できない。つまり、知識ベースの書き方の違いによって構成される議論が異なるということになる。

これはエージェントが知識を個別に持つか、統合された状態で持つかという違いがそのまま現れていると考えることができる。もし Kb_4 を知識ベースに持つエージェントが $p(a) : \top$ を結論に持つ議論を作成したければ、それを結論に持つ規則を知識ベースに組み入れなければならない。□

4.2 議論への攻撃

この節では、認識の異なる結論を持つ議論間の攻撃関係について定義する。

従来の拡張論理プログラミングに基づく議論フレームワーク [Carlos 00] では、議論の結論に対する否定、あるいは仮定に対する否定によって攻撃関係が定義されていた。しかし 4 値論理上では衝突関係が真値 t, f 間の関係にとどまらないので、4 つの真値の間で何を衝突関係とするかによって攻撃関係の定義は大きく異なってくる。我々は、定義 1 で導入した真値の順序構造と整合的な攻撃関係を導入する*5。

【定義 12】 A_1 を、結論に $L : \mu$ を持つ議論とする。 A_2 を、結論に $L : \mu'$ を持つ議論とする。 μ と μ' の間に次のいずれかの関係が成り立つとき、 A_1 は A_2 に攻撃(attack)する。

*5 攻撃関係を「同一の命題に対して異なる真値を主張する結論があるとき、それをすべて衝突と捉える」という方針で定義する考え方もあるが、本論文では定義 12 の攻撃関係を導入する。

*4 $p(a) : f$ と $p(a) : \perp$ を、独立した結論としてそれぞれ主張しているのではないことに注意。

- $\mu \leq \mu'$ かつ $\mu \neq \mu'$.
- μ と μ' は順序関係にない. $\square$

定義 12 の前者の条件は, 同じリテラルに対して自分よりも高い真理値を主張する結論を攻撃することを意味している. たとえば, 注釈付きリテラル $L:t$ を結論に持つ議論は, $L:\top$ を結論に持つ議論に対して「リテラル L に対して成り立つ真理値として $\top$ は高過ぎる, $\perp$ と t までは成り立たない」という意味で攻撃を行う. 逆に, 同じリテラルに対して自分よりも低い真理値を主張する結論は自分が主張する論理的帰結の範囲に含まれているので, これに対しては攻撃は行わない(たとえば $L:t$ を結論に持つ議論は, $L:\perp$ が成り立たないことは主張していない. よって, $L:\perp$ を結論に持つ議論を攻撃しない). これは, 議論の主張はその結論から得られる論理的帰結の範囲で捉えるという考え方(定義 11 参照)に基づくものである. 一方, 定義 12 の後者の条件は 2 値論理上の攻撃関係, すなわち真理値 t, f 間の攻撃関係を維持するためのものである.

議論間に攻撃関係が発生しなければ, 対立しているとはみなされない. そこで以下のことを定義する.

【定義 13】 議論の集合を $Args$ とする. $Args$ 内の議論を攻撃する議論が $Args$ に含まれていないとき, $Args$ は無衝突(conflict-free)であるという. $\square$

4.3 攻撃の比較基準

定義 12 の攻撃関係には対称的な場合が含まれる. そのため, この定義だけでは議論どうしを常に比較できるとは限らない. そこで, 攻撃を行う議論の優位関係を決めるための基準を導入する. 判断基準には, エージェント社会の社会通念(2.2 節参照)から判断する社会的な基準と, 議論の形式的な部分から判断する基準の 2 種類を準備する. ここで性質の異なった基準を併用するのは, 偏った視点からの判断を避けるためである.

まず判断基準を定めるための準備として, 社会的な基準の前提となる社会通念を定義する. 社会通念は議論の結論に関して優位関係を定める目的で導入される. そこで, 社会通念を注釈付きリテラルの集合として定義する. ここで, 同一のリテラルに対して複数の社会通念が存在することは考えない. また日常世界では他の形式(規則など)の社会通念もありうるが, そのような拡張性については別の問題として扱う.

【定義 14】 社会通念 Ck は, 次の条件を満たす注釈付きリテラルの集合である. $L_1:\mu_1, L_2:\mu_2 \in Ck$ のとき, $L_1 = L_2$ ならば $\mu_1 = \mu_2$. $\square$

定義 12 と同様, 社会通念と同じリテラルに対してより低い真理値を主張する結論は, 社会通念から見て攻撃対象に含まれないので社会通念に沿っているとみなす. この考えに基づき, 社会通念に沿った結論と社会通念に反する結論を次のように定義する.

【定義 15】 $L:\mu \in Ck$ とする. $L:\mu'$ を, 議論の結

論である注釈付きリテラルとする. $\mu \geq \mu'$ であるとき, $L:\mu'$ は社会通念に沿った結論である. また, μ と μ' が順序関係にない, もしくは $\mu \leq \mu'$ かつ $\mu \neq \mu'$ のとき, $L:\mu'$ は社会通念に反する結論である. $\square$

たとえば $L:t \in Ck$ であるとき, $L:t, L:\perp$ が議論の結論ならば, 社会通念に沿った結論となる. また $L:f, L:\top$ が議論の結論ならば, 社会通念に反する結論となる.

社会通念に沿った結論どうしが攻撃し合うことは不自然であるので, 次の定義を導入する.

【定義 16】 A_1 を, 結論に $L:\mu_1$ を持つ議論とする. A_2 を, 結論に $L:\mu_2(\mu_1 \neq \mu_2)$ を持つ議論とする. $L:\mu_1$ と $L:\mu_2$ がともに社会通念に沿った結論であるとき, A_1 は A_2 に社会的に無効な攻撃をするという. $\square$

以上を用いて, 次のような判断基準を導入する. 社会通念に反する結論を持つ議論は, 社会的に受け入れにくいと考えられる. そこでそのような議論を攻撃する場合は, 攻撃する側の議論を優位に扱う.

【定義 17】 A_1, A_2 を議論とする. A_1 が A_2 を攻撃し, A_2 が社会通念に反する結論をもつとき, A_1 は A_2 に間接的に社会的な攻撃をする. $\square$

定義 17 の特別な場合として, 社会通念に反する結論を社会通念と一致した結論で攻撃する場合を区別する.

【定義 18】 A_1 を, 結論に $L:\mu_1$ を持つ議論とする. A_2 を, 結論に $L:\mu_2(\mu_1 \neq \mu_2)$ を持つ議論とする. $L:\mu_1 \in Ck$ であり, $L:\mu_2$ が社会通念に反する結論であるとき, A_1 は A_2 に直接的に社会的な攻撃をする. $\square$

次に, 議論を形式的に比較する基準を導入する. 結論が対立する 2 つの議論について, 対立する結論の根拠の部分に着目する. それぞれの根拠の部分と比較して包含関係が成り立つ場合は, より多くの根拠から導かれた結論を優位に扱う. ただし, 社会的に無効な攻撃に対してはこの比較を行わないものとする.

【定義 19】 A_1 を, 結論が $L:\mu$ である規則 r_1 をもつ議論とする. A_2 を, 結論が $L:\mu'$ である規則 r_2 をもつ議論とする. μ と μ' について, $\mu \leq \mu'$ かつ $\mu \neq \mu'$ であるか, μ と μ' は順序関係にないとする. また, $L:\mu$ と $L:\mu'$ のうちいずれか一方は社会通念に沿った結論ではないとする. r_1 の前提の根拠を S_1 , r_2 の前提の根拠を S_2 とする. $S_2 \subset S_1$ が成り立ち, その逆が成り立たないとき, A_1 は A_2 に根拠の多さに基づく攻撃をする [Loui 87]. $\square$

定義 17~19 の 3 つの比較基準について, それらの間の強さの順位を次のように定める.

- エージェント社会全体にとって受け入れられる議論を決めることが論争の目的である(2.2 節参照). そこで, 根拠の多さに基づく攻撃よりも社会的な攻撃を重視する.
- 社会的な攻撃は直接的な攻撃と間接的な攻撃の 2 つを定義したが, 社会通念と一致した結論で攻撃を行う前者を優先する.

この順位を表すため、攻撃のレベルを定義する。

【定義 20】 A_1, A_2 を議論とする。 A_1 の A_2 に対する攻撃のレベルを次のように定義する。

- A_1 が A_2 に直接的に社会的な攻撃を行うとき、攻撃のレベルは 4 である。
- A_1 が A_2 に間接的に社会的な攻撃を行うとき、攻撃のレベルは 3 である。
- A_1 が A_2 に根拠の多さに基づく攻撃を行うとき、攻撃のレベルは 2 である。
- A_1 が A_2 に攻撃を行うとき、攻撃のレベルは 1 である。ただし、 A_1 が A_2 に行う攻撃が社会的に無効な攻撃のみであるとき、攻撃のレベルは 0 である。
- A_1 が A_2 に攻撃を行わないとき、攻撃のレベルは 0 である。

A_1, A_2 が上記の複数の条件を満たす場合は、その中で最も高いレベルを適用する。 □

以上を用いて、打破関係を次のように定義する。

【定義 21】 A_1, A_2 を議論とする。 A_1 が A_2 を攻撃し、その攻撃のレベルが $n(n \geq 1)^{*6}$ であり、 A_2 が A_1 に対してそれを越えるレベルの攻撃ができないとき、 A_1 は A_2 を打破 (defeat) する。 □

打破関係は必ずしも対称にはならない。そこで、打破の方向性について以下のことを定義する。

【定義 22】 A_1, A_2 を議論とする。 A_1 が A_2 を打破し、その逆が成り立たないとき、 A_1 は A_2 を完全に打破 (strictly defeat) するという。 □

【例 5】 次の知識ベース Kb_6, Kb_7 を考える。

$Kb_6 = \{$
 r_1 : 減少 (犯罪): t.,
 r_2 : 恐れる (犯人, 死): T.,
 r_3 : 抑止 (死刑, 犯罪): T $\Leftarrow$
 減少 (犯罪): $\perp \wedge$ 恐れる (犯人, 死): f. }.

$Kb_7 = \{$
 r_4 : 減少 (犯罪): f.,
 r_5 : 恐れる (犯人, 死): f.,
 r_6 : 抑止 (死刑, 犯罪): f $\Leftarrow$ 恐れる (犯人, 死): f. }.

$Ck = \{$ 減少 (犯罪): f. } を仮定する。議論 $A_1 = [r_1, r_2, r_3]$ と $A_2 = [r_5, r_6]$ の間の打破関係について考える。 A_1 の結論には社会通念に反する結論「減少 (犯罪): t」が含まれているため、 A_2 は A_1 に対して間接的に社会的な攻撃を行っている。一方、 A_1 は A_2 を攻撃できない。よって、 A_2 は A_1 を完全に打破している。

次に、 $A_3 = [r_1]$ と $A_4 = [r_4]$ の打破関係について考える。2 つの議論は互いに攻撃を行っているが、 A_4 は A_3 に対して直接的に社会的な攻撃を行っており、 A_3 は A_4 にそれ以上のレベルの攻撃を行うことができない。よって、 A_4 は A_3 を完全に打破している。 □

*6 定義 16 の説明で述べた理由により、社会的に無効な攻撃は打破関係として扱わない。

5. 議論フレームワークの意味論

この章では、複数の知識ベースから作成できる議論全体の集合の中で、打破関係から見てより優れている議論を選び出すための意味論を与える。このような議論を、以下では正当化された議論と呼ぶ。

一連の定義は [Dung 95, Prakken 97] の定義に基づいているが、Dung らの定義が単一の知識ベースについての意味論となっているのに対し、本論文で提案するのは複数の知識ベースから作成できる議論についての意味論である。

以下の定義では、複数の知識ベース $Kb_1, \dots, Kb_n$ の存在を仮定する。そしてそれぞれの知識ベースから作成できる議論を区別して扱うため、知識ベース Kb から作成できるすべての議論の集合を $Args_{Kb}$ と表記する。また、 $Args_{\Gamma} = Args_{Kb_1} \cup \dots \cup Args_{Kb_n}$ とする。ここで、 $Args_{\Gamma} \subseteq Args_{Kb_1} \cup \dots \cup Args_{Kb_n}$ であることに注意されたい。すなわち、各エージェントの知識ベースを合併することは考えない。これは自然な設定であろう。

5.1 意味論の定義

ここでは不動点意味論を用いて、4 章で定義した議論フレームワークにおける議論の正当化を定義する。

【定義 23】 A を議論、 $Args$ を議論の集合とする。 A を打破するすべての議論が $Args$ の要素である議論によって完全に打破されるとき、 A は $Args$ に受理可能 (acceptable) であるという。 □

定義 23 の条件を満たす議論は、その議論に対する異議がすべて退けられたものとみなせる。そこで、このような議論の集合を起点として正当化された議論を定義する。

【定義 24】 S を $Args_{\Gamma}$ の部分集合とする。議論フレームワークの特性関数 F を以下のように定義する。

- $F_{Args_{\Gamma}} : Pow(Args_{\Gamma}) \rightarrow Pow(Args_{\Gamma})$
- $F_{Args_{\Gamma}}(S) = \{A \in Args_{\Gamma} \mid A \text{ は } S \text{ に受理可能}\}$

ここで、 $Pow(X)$ は集合 X のべき集合を表す。 □

命題 3 $F_{Args_{\Gamma}}$ は集合の包含関係に関して単調である。 □

《証明》 $Args_1, Args_2$ を議論の集合とし、 $Args_1 \subseteq Args_2$ を仮定する。また、議論 A を $Args_1$ に受理可能な議論であるとする。ここで A を打破する議論 B があるとする、受理可能の定義から B を完全に打破する議論 $C \in Args_1$ があるはずである。仮定により $C \in Args_2$ であるので、 A は $Args_2$ にも受理可能である。 □

$F_{Args_{\Gamma}}$ は単調であるから、最小不動点 $\text{lfp}(F_{Args_{\Gamma}})$ を持つ [Tarski 55]。これを用いて、議論の正当化を次のように定義する。正当化された議論は打破関係から見てより優れている議論であり、エージェント社会にとって受け入れられる議論となる (2.2 節参照)。

【定義 25】 A を議論とする。

- A が $F_{Args_{\Gamma}}$ の最小不動点に含まれるとき, A は $Args_{\Gamma}$ のもとで正当化(justified)される.
- A が正当化されている議論から打破されているとき, A は $Args_{\Gamma}$ のもとで却下(overruled)される.
- A が正当化も却下もされていないとき, A は $Args_{\Gamma}$ のもとで防御可能(defensible)である. $\square$

以下 $F_{Args_{\Gamma}}$ の最小不動点, すなわち正当化された議論の集合を $JustArgs_{\Gamma}$ で表す.

【定義 26】 $L: \mu$ を注釈付きリテラルとする. $L: \mu$ が正当化された議論の結論であるとき, $L: \mu$ は $Args_{\Gamma}$ のもとで正当化された結論であるという. $\square$

上で定義した $F_{Args_{\Gamma}}$ の不動点は, 特定の条件下で収束し, 具体的に計算することができる. その条件と計算方法として, 以下を定義する.

【定義 27】 $Args_{\Gamma}$ 内のそれぞれの議論が $Args_{\Gamma}$ 内の有限個の議論から攻撃されているとき, $Args_{\Gamma}$ は有限的(finitary)である^{*7}という [Dung 95]. $\square$

命題 4 以下のような $Args_{\Gamma}$ の部分集合の列を定義する.

- $F^0 = \emptyset$
- $F^{i+1} = F_{Args_{\Gamma}}(F^i)$

- (1) このとき, $\bigcup_{i=0}^{\infty} (F^i) \subseteq JustArgs_{\Gamma}$.
- (2) $Args_{\Gamma}$ が有限的ならば, $\bigcup_{i=0}^{\infty} (F^i) = JustArgs_{\Gamma}$. $\square$

《証明》 (1) 明らかに $\emptyset \subseteq JustArgs_{\Gamma}$. $F_{Args_{\Gamma}}$ の単調性から $F_{Args_{\Gamma}}(\emptyset) \subseteq F_{Args_{\Gamma}}(JustArgs_{\Gamma})$, すなわち $F^1 \subseteq JustArgs_{\Gamma}$. 同様の手続きを繰り返すことにより, 任意の i について $F^i \subseteq JustArgs_{\Gamma}$. よって $\bigcup_{i=0}^{\infty} (F^i) \subseteq JustArgs_{\Gamma}$.

- (2) まず $F_{Args_{\Gamma}}$ の連続性, すなわち $\bigcup_{i=0}^{\infty} (F(F^i)) = F(\bigcup_{i=0}^{\infty} (F^i))$ を示す. 明らかに $F^i \subseteq \bigcup_{i=0}^{\infty} (F^i)$. $F_{Args_{\Gamma}}$ の単調性から $F(F^i) \subseteq F(\bigcup_{i=0}^{\infty} (F^i))$. よって $\bigcup_{i=0}^{\infty} (F(F^i)) \subseteq F(\bigcup_{i=0}^{\infty} (F^i))$. 次に $\bigcup_{i=0}^{\infty} (F(F^i)) \supseteq F(\bigcup_{i=0}^{\infty} (F^i))$ を示す. $A \in F(\bigcup_{i=0}^{\infty} (F^i))$ とする. A に攻撃する議論は有限個であるから, $A \in F(F^m)$ となる数 m が存在する. ゆえに $A \in \bigcup_{i=0}^{\infty} (F(F^i))$.

以上から, $S = \bigcup_{i=0}^{\infty} (F^i)$ とすると $F(S) = \bigcup_{i=0}^{\infty} (F(F^i)) = \bigcup_{i=1}^{\infty} (F^i) = S$ となる. ゆえに S は F の不動点である. よって $\bigcup_{i=0}^{\infty} (F^i) = S \supseteq$

$\text{lfp}(F_{Args_{\Gamma}}) = JustArgs_{\Gamma}$. $\square$

以下の理論展開では, $Args_{\Gamma}$ は有限的であると仮定する.

以上の定義によって与えられる議論フレームワークとその意味論は, それぞれの命題に対して存在する複数の認識からその共通認識として認められる部分を結論とした議論を基本的に正当とするという特徴を持つ. たとえば $L: \top$ のみを結論に持つ議論と $L: t$ のみを結論に持つ議論とが存在した場合, 前者の結論は $\{L: \top, L: t, L: f, L: \perp\}$

を, 後者の結論は $\{L: t, L: \perp\}$ をそれぞれ成立しうる論理的帰結の範囲として主張している. このとき後者の議論が前者の議論を打破することにより, 2 つの共通部分である $\{L: t, L: \perp\}$ を主張する結論が正当化された結論として選ばれることになる.

5.2 正当化議論の判別例

この節では, 複数の知識ベースから作成できる議論の中で正当となる議論がどれであることを判定する例を示す.

〔例 6〕 $Ck = \{\text{減少 (犯罪): } f\}$ を仮定した上で, 例 3 で示した Kb_3 から作成できる議論 $A_1 \sim A_5$, そして以下の知識ベース Kb_8, Kb_9 のそれぞれから作成できる議論について考える. なお, Kb_8 は死刑制度に賛成する立場の知識, Kb_9 は死刑制度に反対する立場の知識, Kb_3 は死刑制度に対して賛成・反対の両方の考えを持つ立場の知識を表す.

$Kb_8 = \{$
 $r_6: \text{望む (遺族, 死刑): } t.,$
 $r_7: \text{賛成 (死刑): } t \leftarrow \text{望む (遺族, 死刑): } t.,$
 $r_8: \text{償う (死, 罪): } t.,$
 $r_9: \text{賛成 (死刑): } t \leftarrow \text{償う (死, 罪): } t. \}.$

$Kb_9 = \{$
 $r_{10}: \text{反省 (死人): } f.,$
 $r_{11}: \text{償う (死, 罪): } f \leftarrow \text{反省 (死人): } f.,$
 $r_{12}: \text{賛成 (死刑): } f \leftarrow \text{償う (死, 罪): } f.,$
 $r_{13}: \text{減少 (犯罪): } f.,$
 $r_{14}: \text{抑止 (死刑, 犯罪): } f \leftarrow \text{減少 (犯罪): } f. \}.$

Kb_8 から, 次の 4 つの議論が作成できる (図 3 の左側を参照). $A_6 = [r_6, r_7]$, $A_7 = [r_6]$, $A_8 = [r_8, r_9]$, $A_9 = [r_8]$. また Kb_9 から, 次の 5 つの議論が作成できる (図 3 の右下を参照). $A_{10} = [r_{10}, r_{11}, r_{12}]$, $A_{11} = [r_{10}, r_{11}]$, $A_{12} = [r_{10}]$, $A_{13} = [r_{13}, r_{14}]$, $A_{14} = [r_{13}]$. 以上の $A_1 \sim A_{14}$ の中から, 正当化できる議論を計算する.

空集合に受理可能, すなわちどの議論からも打破されていない議論の集合 F^1 は $F^1 = \{A_2, A_4, A_{11}, A_{12}, A_{13}, A_{14}\}$ となる. なぜならば, A_4, A_{12} はどの議論からも攻撃されていない. A_{13}, A_{14} は A_1, A_3, A_5 から攻撃されているが, それら 3 つの議論に対して直接的に社会的な攻撃を行っているため, 打破はされていない. 同様に, A_2 と A_{11} は自分を攻撃する議論に対して根拠の多さに基づく攻撃を行っているため勝っており, 結果として打破されていない. 次に, この F^1 に受理可能な議論を探すと A_{10} が該当する. A_{10} は A_1, A_6, A_8 から攻撃されているが, A_1, A_8 からは打破されていない (A_1 には間接的に社会的な攻撃によって勝っており, A_8 には根拠の多さに基づく攻撃によって勝っている). 一方, A_6 は A_{10} を打破しているが, 同時に $A_2 \in F^1$ から根拠の多さに基づく攻撃によって完全に打破されている. よって $A_{10} \in F_{Args_{\Gamma}}(F^1)$. これ以外で $F_{Args_{\Gamma}}(F^1)$ に含まれる議論は F^1 の要素のみである. よって $F^2 = F^1 \cup \{A_{10}\}$.

*7 知識ベースが有限個の規則から構成されている, という意味での「有限」とは異なる.

図 3 例 3 の K_{b3} から作られる議論 ($A_1 \sim A_5$), 例 6 の K_{b8} から作られる議論 ($A_6 \sim A_9$), K_{b9} から作られる議論 ($A_{10} \sim A_{14}$) とそれぞれの攻撃関係 (議論間で, 通常の攻撃とレベル 2 以上の攻撃が同時に発生している部分に関しては通常の攻撃の表記を省略)

F^2 に受理可能な議論は F^2 の要素以外には存在せず, F^2 は $F_{Arg_{SR}}$ の最小不動点となる. これが Kb_3, Kb_8, Kb_9 から作成できる議論の中で正当化される議論の集合となる. $\square$

E_2 の内容を全体的に見ると、その主旨は「遺族は死刑を望まない。また、死刑は犯罪の抑止にならない。そして死で罪は償えないので死刑制度に反対」となる。これは、 Kb_3, Kb_8, Kb_9 をそれぞれ知識ベースに持つ 3 体のエージェントでエージェント社会を構成したとき、社会全体にとって受け入れることのできる議論、すなわち社会全体の主義を表している。以上のことは、正当化される議論の選択がエージェント社会の規範の決定や、e-government へと応用できることを示唆している。

5・3 意味論の性質

我々の議論フレームワークにおいて, [Prakken 97] のフレームワークと同様に以下の性質が成り立つ.

命題 5 正当化された議論の集合は無衝突である.

《証明》 任意の i について命題 4 の F^i が無衝突であることを F の反復回数 i についての数学的帰納法で示す.

まず, F^1 が無衝突であることを示す. $A, A' \in F^1$ とし, A が A' を攻撃すると仮定する. このとき, A, A' について以下のいずれかが成り立つ.

- A は A' を打破するが, A' は A を打破できない.
- A が A' を打破し, 同時に A' が A を打破する.
- A は A' を打破できないが, A' が A を打破する.

いずれの場合も、 F^1 が空集合に受理可能 (どの議論からも打破されていない議論の集合) であるという仮定に反する。よって F^1 は無衝突である。

次に F^i が無衝突と仮定したとき, F^{i+1} が無衝突であ

ることを示す. $A, A' \in F^{i+1}$ とし, A が A' を攻撃すると仮定する. このとき A, A' について以下のいずれかが成り立つ.

- A は A' を打破するが, A' は A を打破しない. このとき A を完全に打破する $B \in F^i$ が存在する.
- A が A' を打破し, 同時に A' が A を打破する. このとき A を完全に打破する $B \in F^i$ が存在する. また, A' を完全に打破する $B' \in F^i$ が存在する.
- A は A' を打破できないが, A' が A を打破する. このとき A' を完全に打破する $B' \in F^i$ が存在する.

いずれの場合も A, A' が F^i に受理可能であることから B, B' を完全に打破する $C \in F^i$ が存在する．しかしこれは帰納法の仮定に反する．よって F^{i+1} は無衝突である． $\square$

命題 6 A を議論とする. A が正当化されているとき, A の部分議論はすべて正当化されている. $\square$

《証明》 $A \in JustArgs_{\Gamma}$ とする. A' を A の部分議論とする. 以下のような場合分けを行い, それぞれの場合で $A' \in JustArgs_{\Gamma}$ となることを示す.

- (1) A' は他のどの議論からも打破されていない。
- (2) B を, A' を打破する任意の議論とする。
 - (2a) A' は B から打破されているが, B は A を打破していない。
 - (2b) A' は B から打破されていて, さらに B は A を打破している。

- (1) の場合 $A' \in F_{Arg_{S_\Gamma}}(\emptyset)$ なので $A' \in JustArg_{S_\Gamma}$.
(2) の場合

- (2a): この場合, B は A, A' を攻撃しているが A を打破していない. つまり, A は B を完全に打破している.
- (2b): A は既に正当化されているので, B を完全に打

破するような議論 $C \in JustArgs_{\Gamma}$ が存在する．
従っていずれの場合も， B はある $JustArgs_{\Gamma}$ の要素
によって打破される．よって $A' \in JustArgs_{\Gamma}$. $\square$

6. 対話的証明論

ここでは，異なる知識ベースを持つ複数のエージェント
が対話的に議論を提出し合うことによって，特定の議論
が正当化できるか否かを決定するための証明論を与える．

一連の定義は [Prakken 97] の定義に基づいているが，
Prakken らの定義は単一の知識ベースから作成できる議
論について二者が対話的証明を行うものであるのに対し，
本論文で提案するのは複数の知識ベース（多者）から作成
できる議論を対話的に証明する証明論である．以下では
5 章と同様に，複数の知識ベース $Kb_1, \dots, Kb_n$ と $Args_{\Gamma}$
の存在を仮定する．

6.1 対話的証明論の定義

まず対話を定義する．これは，直前の議論を打破また
は完全に打破するように議論を並べた列である．

【定義 28】対話(dialogue) は，以下の条件を満たす有
限で空でない議論の列 $[Arg^1, \dots, Arg^n]$ である．ただし
任意の i について $Arg^i \in Args_{\Gamma}$ ．また， n を対話の長さ
という．

- (1) $i(i \geq 3)$ が奇数のとき， Arg^i は Arg^{i-1} を完全に
打破する議論のうちで集合の包含関係に関して極小
となる議論である．
- (2) $i(i \geq 2)$ が偶数のとき， Arg^i は Arg^{i-1} を打破す
る議論である．
- (3) i, j が奇数で $i \neq j$ のとき， $Arg^i \neq Arg^j$. $\square$

定義 28 によって構成される対話は次のような性質を
持つ．対話の終端の議論 Arg^n を打破する議論が $Args_{\Gamma}$
に存在しないとき， $Arg^n \in JustArgs_{\Gamma}$ である．さらに，
もし対話の長さ n が奇数であり，かつ任意の偶数の i につ
いて Arg^{i-1} を打破する議論 Arg^i がそれぞれひとつしか
存在しない場合は， $Arg^{n-2}, Arg^{n-4}, \dots, Arg^3, Arg^1$ が
 $JustArgs_{\Gamma}$ に受理可能となり，それぞれ正当化される．
このことから，対話の偶数番目の議論は Arg^1 の正当化
を助けている議論であると捉えることができる（対話が
奇数番目の議論で終端となれば Arg^1 が正当化される）．
しかし，対話の奇数番目の議論において対話がループに
なってしまうと，この目的から外れるだけでなく対話が
無限に続く恐れがある．そのような状況を防ぐため，定
義 28 では条件 (3) が導入されている．また，条件 (1) で
「集合の包含関係に関して極小」としているのは， Arg^1
の正当化を助ける議論として，必要最小限の規則だけか
ら構成された議論のみを用いるためである．

ところで一般には，各議論を打破する議論は複数存在
する．そのため，対話単体で $Args_{\Gamma}$ 内のすべての打破関
係を表現することはできず，受理可能の定義をそのまま

図 4 (a) 対話木の例 (b) 例 7 における正当化された対話木

上記のように適用することはできない．そこで以下のよ
うな対話木を導入する．

【定義 29】対話木(dialogue tree) は，以下の条件を
満たす有限な議論の木である．

- (1) 木の根から，木の任意の葉へ至るすべてのパスが
対話である．
- (2) i が奇数のとき，ノード Arg^i の子は Arg^i を打破
するすべての議論である．

また対話木の高さを，対話木に含まれる対話の中で最も
長い対話の長さとする． $\square$

図 4(a) に，2 つの対話 $[Arg^1, Arg^2_1, Arg^3_1]$, $[Arg^1,$
 $Arg^2_2, Arg^3_2]$ から構成される高さ 3 の対話木の例を示す．
以下ではこの例のように，木の根からの距離が同一とな
るノードが対話木に複数存在するときには，それぞれの
ノードにある議論を $Arg^i_1, Arg^i_2, \dots$ のように添字をつけ
て表記し区別する．

定義 29 に従って対話木を構成すると，木の根にある議
論が正当化されるかどうかを受理可能の定義に従って判
定することができる．対話的証明論における正当化を次
のように定める．

【定義 30】 A を議論とする．木の根の議論が A であ
り，かつ木に含まれるすべての対話の長さが奇数となる
対話木が存在するとき，議論 A は証明論的に正当化され
る (provably justified) という．また，そのような対話木
を正当化された対話木という． $\square$

【定義 31】 $L: \mu$ を注釈付きリテラルとする． $L: \mu$ は
証明論的に正当化された議論の結論であるとき，証明論
的に正当化された結論であるという． $\square$

図 4(a) の対話木は，木に含まれる 2 つの対話の長さが
どちらも奇数となっているので正当化された対話木であ
る．よって Arg^1 は証明論的に正当化される．

6.2 対話的証明の例

〔例 7〕例 6 で示した議論 $A_1 \sim A_{14}$ について再度考
える． $Ck = \{ \text{減少 (犯罪): } f \}$ を仮定し，意味論上で正
当化された A_{10} が証明論的に正当化されるか否かを対話
木を構成して判定する．各議論間の攻撃関係は例 6 と同
じである（図 3 参照）．

まず木の根の議論 Arg^1 を A_{10} とする．この議論を打
破する議論は A_6 のみである（ A_1, A_8, A_9 は A_{10} を攻

撃しているが、逆に A_{10} からよりレベルの高い攻撃を受けており、 A_{10} を打破できない。そこで $Arg^2 = A_6$ とおく。この議論を完全に打破する議論として A_2 がある。そこで $Arg^3 = A_2$ とおく。この A_2 を打破できる議論は存在せず、結局 Arg^3 は対話の終端の議論となる。この対話木は正当化された対話木であるので、対話木の根の議論 A_{10} は証明論的に正当化される。□

この例で構成した、正当化された対話木の状態を図 4(b) に示す。

6.3 対話的証明論の性質

ここでは、5 章の意味論によって正当化された議論と、証明論的に正当化された議論が一致することを示す。

[定理 1] (健全性) 証明論的に正当化された議論は、正当化される。□

《証明》 証明論的に正当化された任意の議論を $Arg \in Args_{\Gamma}$ とする。このとき、根の議論が Arg で高さが奇数である正当化された対話木が存在する。以下、すべての奇数の i について、 Arg を根に持ち高さが i の正当化された対話木が存在するとき $Arg \in JustArgs_{\Gamma}$ であることを、 i についての数学的帰納法を用いて示す。

まず、高さ 1 の対話木を考える。このとき対話木は根の議論 Arg のみから構成されている。 Arg はどの議論からも打破されていないので、明らかに $Arg \in JustArgs_{\Gamma}$ 。

次に、高さが i の正当化された対話木においてその根の議論が正当化されていると仮定したとき、高さが $i+2$ の正当化された対話木において根の議論 Arg が $Arg \in JustArgs_{\Gamma}$ となることを示す。高さが $i+2$ の正当化された対話木を T_{i+2} とする。 T_{i+2} の根の議論を Arg^1 とし、その子を $Arg_j^2 (1 \leq j \leq l)$ とする。 Arg_j^2 のそれぞれの子を、議論 Arg_j^3 を根に持ち高さが i の正当化された対話木 T_{ij} とする。帰納法の仮定から $Arg_j^3 \in JustArgs_{\Gamma}$ 。また対話木の構成から、 Arg^1 は Arg_j^3 が属す集合に受理可能である。よって $Arg^1 \in JustArgs_{\Gamma}$ 。□

[定理 2] (完全性) $Args_{\Gamma}$ が有限なならば、正当化された議論は証明論的に正当化される。□

《証明》 任意の正当化された議論 $Arg \in JustArgs_{\Gamma}$ を考える。このとき命題 4 により、以下の条件を満たす $Args_{\Gamma}$ の無衝突な部分集合の有限な列 $F^0, \dots, F^n$ が存在する。

- $F^0 = \emptyset$. $F^{i+1} = F_{Args_{\Gamma}}(F^i)$.
- n は $F^n \subseteq JustArgs_{\Gamma}$ かつ $Arg \in F^n$ となるような最小の数である。

このときすべての $i (0 \leq i \leq n)$ に対し、 $Arg \in F^i$ であれば Arg を根にもち高さが $2i-1$ 以下の正当化された対話木 T_i が存在することを、 F の反復回数 i についての数学的帰納法で証明する。

$i=0$ の場合、 $Arg \in F^0$ となる Arg は存在しない。

$i=1$ の場合、 $Arg \in F^1 = F_{Args_{\Gamma}}(\emptyset)$ であり、 Arg を打破できる議論は存在しない。よって Arg のみで構成

される議論の木は、高さ 1 の正当化された対話木 T_1 である。

次に、 $i=k$ の場合において正当化された対話木 T_k が存在すると仮定したとき、 $i=k+1$ の場合においても正当化された対話木 T_{k+1} が存在することを示す。以下 $Arg \in F^{k+1}$ となるすべての Arg を、 $Arg \in F^k$ となる場合と $Arg \notin F^k$ となる場合に分けて考える。

はじめに、 $Arg \notin F^k$ となる場合について考える。 $Arg \in F^{k+1}$ であれば、 Arg は F^k に受理可能である。よって、 Arg を打破するすべての議論 $Arg_j^2 (1 \leq j \leq l)$ に対して、 Arg_j^2 を完全に打破する議論のうち包含関係に関して極小であるような議論 $Arg_j^3 \in F^k$ が存在する。また帰納法の仮定により、 Arg_j^3 を根に持ち、正当化された対話木 T_k が存在する。このとき Arg を根に持ち、 Arg の子が Arg_j^2 、 Arg_j^2 のそれぞれの子が T_k であるような高さ $k+1$ の対話木は、正当化された対話木である。

次に、 $Arg \in F^k$ となる場合について考える。この場合は帰納法の仮定により、 Arg を根とした高さ k 以下の正当化された対話木が存在する。□

証明論的に正当化された議論は以下の性質を持つ。

命題 7 議論が証明論的に正当化されていれば、その部分議論も証明論的に正当化されている。□

《証明》 命題 6 と定理 1, 2 より直ちに導かれる。□

7. 結 論

本論文では、古典論理上では矛盾となる知識を扱うことができる準無矛盾論理を知識表現言語として採用し、その上で議論フレームワークを構築した。また、議論間の衝突関係を真理値の順序構造に基づいて定義し、その衝突を解決するための判断基準としてエージェント社会の社会通念による基準と議論の根拠の多さに基づく形式的な基準の 2 種類を導入した。さらに、正当な議論を判定するための意味論と対話的証明論を与え、その健全性と完全性を示した。これらは複数の知識ベースから作成された議論について定義されており、マルチエージェントシステムに適用することによってエージェント間の意思決定問題へと応用することができる。

今後の課題としては、まず実際にエージェント間の問題解決に有効であることを示すため、提案した議論フレームワークをマルチエージェントシステムへ実装する必要がある。また、本論文では社会通念を注釈付きリテラルの集合としたが、日常的に用いられている社会通念には規則の形で表現するのが適切なものも存在する。そこで、エージェントの社会通念を規則形式に拡張することを検討している。次にフレームワークの拡張の可能性として、[Umeda 00, 梅田 02] で提案されている協調機構の導入がある。これは相手の議論の根拠を補強する知識を提供することによって協調を申し出るという仕組みである。真理値 $\top, \perp$ で表現された根拠への補強を定めることによ

り、この機構を本論文の議論フレームワークへ導入することが可能となる。さらに他のシステムへの応用の可能性として、ネットワーク上を移動し議論の形で知識を収集するモバイルエージェント [Kawakami 02] への応用がある。このシステムに本論文の議論フレームワークを適用することにより、矛盾問題を考慮することなく知識獲得が行える、エージェント社会の主義に合った知識を優先して集めることが可能、といった効果が期待できる。

◇ 参 考 文 献 ◇

- [Belnap 77] Belnap, N.: A Useful Four-valued Logic, *Modern uses of multiple-valued logic*, pp. 8–37 (1977)
- [Blair 89] Blair, H. and Subrahmanian, V.: Paraconsistent Logic Programming, *Theoretical Computer Science*, Vol. 68, pp. 135–154 (1989)
- [Carlos 00] Carlos, C., Ana, I., Maguitman, G., and Loui, R.: Logical Models of Argument, *ACM Computing Surveys*, Vol. 32, No. 4, pp. 337–383 (2000)
- [Dung 95] Dung, P. M.: On the Acceptability of Arguments and its Fundamental Role in Nonmonotonic Reasoning, Logic Programming and N-person Games, *Artificial Intelligence*, Vol. 77, pp. 321–357 (1995)
- [Ferber 99] Ferber, J.: Multi-Agent Systems (1999)
- [Kawakami 02] Kawakami, W., Umeda, Y., and Sawamura, H.: Agents that Grow by Means of Arguability and Mobility, *Proc. of The Sixth Australia-Japan Joint Workshop on Intelligent and Evolutionary Systems*, pp. 33–40 (2002)
- [Kifer 92] Kifer, M. and Subrahmanian, V. S.: Theory of Generalized Annotated Logic Programming and its Applications, *Journal of Logic Programming*, Vol. 12, No. 3&4, pp. 335–367 (1992)
- [Loui 87] Loui, R.: Defeat Among Arguments: A System of Defeasible Inference, *Computational Intelligence*, Vol. 3, No. 2, pp. 100–106 (1987)
- [Prakken 97] Prakken, H. and Sartor, G.: Argument-based Extended Logic Programming with Defeasible Priorities, *Journal of Applied Non-Classical Logics*, Vol. 7, pp. 25–75 (1997)
- [Sawamura 00] Sawamura, H., Yamashita, M., Inagaki, M., and Umeda, Y.: Agents Meet Dialectics, *Proc. of International ICSC Symposium on Multi-Agents and Mobile Agents in Virtual Organizations and E-Commerce (MAMA2000)*, pp. 354–360 (2000)
- [Schroeder 99] Schroeder, M.: An Efficient Argumentation Framework for Negotiating Autonomous Agents, *Proc. of the workshop on Modelling Autonomous Agents in a Multi-Agent World*, Vol. 1647, pp. 140–149 (1999)
- [Sycara 90] Sycara, K. P.: Persuasive Argumentation in Negotiation, *Theory and Decision*, Vol. 28, pp. 203–242 (1990)
- [Tarski 55] Tarski, A.: A Lattice-Theoretical Fixpoint Theorem and its Application, *Pacific Journal of Mathematics*, Vol. 5, pp. 285–309 (1955)
- [Umeda 00] Umeda, Y., Yamashita, M., Inagaki, M., and Sawamura, H.: Argumentation as a Social Computing Paradigm, *Design and Applications of Intelligent Agents, Lecture Notes in Artificial Intelligence*, Vol. 1881, pp. 46–60 (2000)
- [梅田 02] 梅田 勇一, 沢村 一: 議論を計算とコミュニケーションの基本メカニズムとするエージェントシステム, *情報処理学会論文誌*, Vol. 43, No. 5, pp. 1518–1527 (2002)

〔担当委員: 北村泰彦〕

2003 年 9 月 25 日 受理

著 者 紹 介

梅田 勇一 (学生会員)

1999 年新潟大学工学部情報工学科卒業。2001 年新潟大学大学院自然科学研究科博士前期課程修了。現在、同研究科博士後期課程在学中。エージェントコミュニケーションに興味をもつ。

高橋 武久 (学生会員)

2001 年新潟大学工学部情報電子工学科卒業。現在、新潟大学大学院自然科学研究科博士前期課程在学中。エージェントの知識表現に興味をもつ。

沢村 一 (正会員)

1978 年北海道大学大学院工学研究科情報工学専攻単位修得退学。1980 年–1996 年 (株)富士通国際情報社会科学研究 (株)富士通研究所情報 社会科学研究所で、主任研究員、室長、主管研究員などを歴任。1989 年–1990 年 オーストラリア国立大学 Visiting Fellow。2002 年–2003 年 ニュージーランドヴィクトリア大学 Visiting Fellow。1996 年–現在 新潟大学工学部情報工学科助教授、博士 (工学)。計算論理学、ソフトウェア基礎論、人工知能分野に興味をもつ。情報処理学会、ソフトウェア科学会、日本科学哲学学会各会員。