原著論文

Original Paper

対立の弁証法的解決に向けた妥協的推論の形式化

Formalizing Reasoning for Compromise toward Dialectical Conflict Resolution

木藤 浩之 東京工業大学　大学院総合理工学研究科
Hiroyuki Kido Interdisciplinary Graduate School of Science and Engineering, Tokyo Institute of Technology, Japan
kido@ntt.dis.titech.ac.jp

栗原 正仁 北海道大学　大学院情報科学研究科
Masahito Kurihara Graduate School of Information Science and Technology, Hokkaido University, Japan
kurihara@ist.hokudai.ac.jp, http://kussharo.complex.eng.hokudai.ac.jp/~kurihara/

片上 大輔 東京工業大学　大学院総合理工学研究科
Daisuke Katagami Interdisciplinary Graduate School of Science and Engineering, Tokyo Institute of Technology, Japan
katagami@ntt.dis.titech.ac.jp, http://www.ntt.dis.titech.ac.jp/home/katagami/

新田 克己 （同　　上）
Katsumi Nitta
nitta@dis.titech.ac.jp, http://www.ntt.dis.titech.ac.jp/home/nitta/

keywords: argumentation, compromise, dialectical thought, negotiation

Summary

Argumentation in artificial intelligence, often called computational dialectics, is rooted in Aristotle's idea of evaluating argumentation in a dialogue model. In contrast, Chinese traditional philosophy regards dialectics as a style of reasoning that focuses on contradictions and how to resolve them, transcend them or find the truth in both. A compromise is considered one way to resolve conflicts dialectically. In this paper, we formalize reasoning intended to derive a compromise. Both the reasoning and the compromise are defined on abstract lattices procedurally and declaratively, respectively. We prove that the reasoning is sound and complete with respect to the compromise. Then we define the concrete and sound algorithm for the reasoning on the lattice characterized by definite clausal language and generalized subsumption. Under some conditions, the reasoning offers a unified way to reason rationally whether a set of the premises is consistent or not. Such reasoning is outside the scope of logics that have the principle of explosion. Further, the compromise has a unique logical setting compared with other types of reasoning such as deduction, induction, and abduction. We incorporate the reasoning into arguments, and illustrate that the use of arguments with compromise contributes to realizing a compromise-based conflict resolution in argumentation.

1. は じ め に

近年，交渉や実践推論を撤回可能議論（以後，議論と呼ぶ）に基づいて形式化する試みが数多く存在する [Kowalski 94, Rahwan 05, Bench-Capon 06, Wells 06, Amgoud 08, Dung 08, Modgil 09]．議論の特徴の一つは，推論の非単調性と種々の推論の型を切り離して形式的に扱うことができる点にある．我々の交渉などでは，新たな主張によりこれまでの主張が覆るといった状況が多々生じ，また目的から手段の考察や事例の一般化などが行われる．論理学的にはこの前者の性質は推論の非単調性といわれ，後者の性質は種々の推論の型といわれる．議論は内部構造が規定されていない論証の相互作用に基づいて，論証を最小単位とした非単調性を実現するため，論証の内部で使われる推論は非単調性を持つ必要がない．この理由から議論では種々の推論の型が扱いやすい．

計算機科学における議論研究は，対話的な方法で論証の正しさを評価するというアリストテレスの弁証法に対する考え方に起源を持つことから，計算弁証法と呼ばれている [Walton 08]．一方，弁証法という言葉はその時々の哲学者によって色々な意味で使われてきており，それとは異なる定義や解釈も存在している．事実，ある心理学者は弁証法を妥協や中庸を求める推論様式 [Nisbett 03] とみなし，ある論理学者は矛盾律を排除した体系 [Carnielli 07] とみなしている．Nisbett は，弁証法とは矛盾に注目し，それをいかに解決あるいは超越するか，もしくは両方において何らかの真実を見出すことに注目する推論様式であると述べている．さらに対立する命題への対処法の違いとして，西洋人に多い論理的な方法と東洋人に多い弁証法的な方法を比較している．そこでは論理的な方法は矛盾を避けるために一方の命題を受け入れ，他方を拒絶すると説明され，弁証法的な方法は中庸を目指し両方において何らかの真実を見出すことを好むと説明される．そして弁証法的な方法は問題の原因が両者にあると考え，妥協や超越によって対立する見解を調整しようと試みるものであるとされる．この指摘はアリストテレスに起源を持つ議論研究の発展においても重要である．なぜなら議論や対話は社会的意思決定や合意形成の有力な

手段であり，ここでいう弁証法的な考え方のない社会的意思決定や合意形成は皆無だからである．

この観点から既存の議論研究を見るとき，弁証法的な対立の解決というものを目指したものは少ない．[Amgoud 08] において著者は議論に基づく交渉の抽象的フレームワークを与え，交渉において必須の概念として「譲歩」を導入している．しかし，これは所与の提案のうち議論に基づく評価により準最適とみなされた提案のことを指し，推論によって導出されるものではない．[Sawamura 03] において著者は，ヘーゲルの弁証法といわれるもののうち矛盾の許容，否定の否定の法則を形式的論理として捉えることを試みた DL, DM [Mitroff 82] に対して，7 つの弁証法的推論規則を導入し，譲歩や妥協として矛盾からの合理的推論を実現している．しかし，7 つの推論はそれを支配する統一的基準が示されておらず，また哲学的知見 [Sabre 91] に反して推論の前提が矛盾に限定されている．

本稿では多義的な弁証法に対してその一般性を論じるなど深遠な内容に立入ることはしない．本稿では対立に対する弁証法的な方法の一つの在り方である妥協に注目する．そして妥協を推論する推論法を提案し，本稿の議論システムの下でその推論が議論の対立の解決に有効であることを例示する．本稿では妥協及びその推論モデルを共に抽象的な束の上に定義し，そのモデルの妥協に対する健全性と完全性を示す．その後，確定節言語及び一般化包摂を対象とした健全な推論のアルゴリズムを定義する．推論モデルの具体化としての推論は統一的基準の下で推論の前提を矛盾に限定することなく妥協を推論する．推論結果は議論の特長に基づき論証に組み込まれ，その論証の導入によって議論の対立が妥協的に解決されることを例示する．

以下，2 章において動機となる妥協的思考を示す．3 章では推論の目標を形式化し，4 章ではその推論方式を与える．5 章では提案した推論を議論に組み込み，妥協的議論を例示する．6 章において関連研究である既存の種々の推論及び議論研究との対比を述べ，7 章において結論と今後の課題を述べる．

2. 妥協的思考

本章では研究の動機となる妥協的な思考を示す．今，二人のエージェント A, B が互いにお金を出し合い一台のカメラを購入する状況を考える．各エージェントはそれぞれ異なるカメラの購入を望んでおり，議論が次のように対立しているとする．

A： コンパクトで軽いカメラ a を買いたい．
B： それは品切れ中のようです．
B： 高画質でバッテリの持ちが良いカメラ b を買いたい．
A： それは予算を超えています．

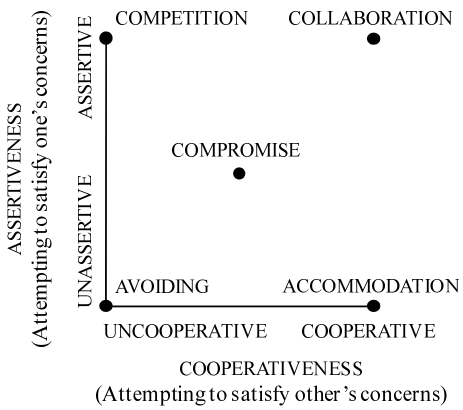


図 1 Two-dimensional taxonomy of conflict handling modes [Thomas 92]

この状況において，A によるカメラ a の提案及び B によるカメラ b の提案のいずれも相手からの反論を受けている．そして A, B はその反論を退けることができていない．より形式的に言えば，各カメラ a, b の購入を支持する論証は議論意味論の下で正当化（justified）されない．今，A, B のいずれも別のカメラの購入を支持する論証を作ることができないか，または作れたとしても反論を退けることができない状況を考える．このときどのカメラを購入するかということに関して議論は物別れに終わることになる．一方，我々はこのような状況において日常的に妥協という問題対処方法を用いることで議論や対話を進める．例えば次の展開を考える．

A： それでは,（コンパクトで軽ければおそらく使いやすいので）使いやすくてバッテリの持ちが良いカメラ c にしますか．
B： そうですね．

A の観点においてカメラ c は，カメラ a の持つコンパクトで軽いという属性を持たないものの，それらが成立する結果成り立つ使いやすいという属性を保持する．他方，B の観点においてカメラ c は，カメラ b の持つ高画質でバッテリの持ちが良いという両方の属性は持たないものの，後者の属性を保持する．すなわち，カメラ c の購入の提案は，カメラ a の購入を提案したエージェント A とカメラ b の購入を提案したエージェント B の意向を完全にではなく一部ずつ反映している．本稿では，カメラ c において見られる妥協的な考え方を形式的かつ論理的な推論として実現する．

3. 意味論

推論を定義する前に，その推論の目標を形式的に明確化する．これはその推論が導出しようとする対象を明らかにするためだけでなく，6·1 節において他の推論との差異を明らかにするために重要となる．本章では推論の目標である「妥協」及び「協調的妥協」の判定式を定義することでその評価方法を与える．

3·1 妥　　協

[Thomas 92] は我々の対立への対処法を図 1 に示す 5 つに分類している．図の縦軸は自身の関心に対する主張の強さを表し，横軸は相手の関心に対する協調の強さを表す．競合 (competition)，協同 (collaboration)，回避 (avoiding)，順応 (accommodation) はそれぞれ図の左上，右上，左下，右下に位置し，妥協 (compromise) は図の中央に位置する．図より妥協は，協同とは異なり両者の意向がどちらも完全に反映されるものであってはならず，回避とも異なりどちらも完全に反映されないものであってもならない．また，競合と順応とも異なり，両者のうち一方のみが完全に反映され，他方が完全に反映されないものであってもならない．本稿では，両者の意向が両方とも完全に反映されることはなく，両者の意向が少なくとも一部ずつ反映されていることをそれぞれ不十分性，関連性と呼び，この二つの条件が妥協の必要十分条件であるとみなす．そして言語及びその上の順序関係が未規定である抽象的な束の上に妥協を形式的に定義する．

【定義 1】（妥協） $<\mathcal{L},\succeq>$ を束，$X_1,...,X_n \in \mathcal{L}$ とする．次の条件が成立するとき，Y は $X_1,...,X_n$ の間の妥協である．

(1) 不十分性：$\forall X_i(Y \not\succeq X_i)$

(2) 関連性：$\forall X_i(\inf\{X_i,Y\} \nsim \top)$

$X,Y \in \mathcal{L}$ に対して X,Y をそれぞれ要素と呼び，$X \succeq Y$ が成立することを X は Y の上位または Y は X の下位であるという．また $X \succeq Y$ かつ $Y \succeq X$ が成立することを $X \sim Y$ で表記する．定義 1 における不十分性の条件は，妥協である Y は任意の X_i のいずれの上位でもないことを要求し，関連性の条件は各 X_i に対して，Y,X_i の両方の下位である非空の要素が存在することを要求する．全順序で表される価格の定量的な妥協，半順序で表される集合の包含関係に基づく定性的な妥協などが具体化として表現される．本稿では特に，論理的観点における妥協に注目する．

〔例 1〕（命題論理上の妥協） $\mathcal{L}$ をアルファベット A,B から構成されるすべての整論理式からなる言語，$\vDash$ を充足関係とする．図 2 は $<\mathcal{L},\vDash>$ が形成する束である．定義 1 は次式で具体化される．

(1) 不十分性：$\forall X_i(\{Y\} \nvDash X_i)$

(2) 関連性：$\forall X_i(\nvDash X_i \vee Y)$

$X \vDash Y$ かつ $Y \vDash X$ が成り立つことを $X \equiv Y$ で表記する．次の (i), (ii) において Y は X_1,X_2 の間の妥協である．

(i) $X_1 \equiv \neg A \wedge B, X_2 \equiv A, Y \equiv B$

(ii) $X_1 \equiv \neg A \wedge B, X_2 \equiv A, Y \equiv \neg B$

3·2 協 調 的 妥 協

我々は定義 1 において形式的に妥協を定義した．しかし定義 1 は直感的に妥協とは呼び難いものを妥協とみなす．例 1 の (ii) はその一例である．(ii) では X_1 の下位である $\neg A \vee \neg B$ は Y の下位（すなわち，X_1 からの意味

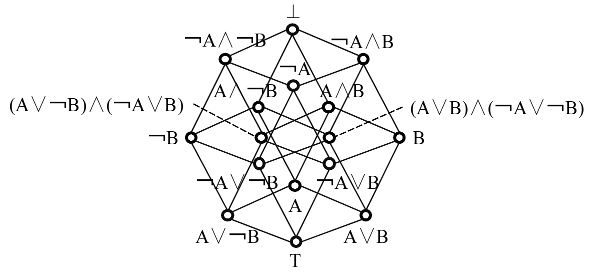


図 2　$<\mathcal{L},\vDash>$ が形成する束

論的帰結である $\neg A \vee \neg B$ は Y からの意味論的帰結）であり，X_2 の下位である $A \vee \neg B$ は Y の下位であり，そのいずれも恒真式でないことから関連性を満たす．しかし，妥協 Y は X_1 と X_2 の共通の下位である $A \vee B$ の上位ではなく，図 1 の意味での協調性（cooperativeness）に欠ける．また，$X_1 = A \wedge B, X_2 = B \wedge C, Y = B \wedge D$ とするとき，Y は X_1,X_2 の間の妥協である．しかし，D は X_1,X_2 との関連性という観点からは必要のない要素であり，いわば Y は簡潔性に欠ける．ここで指摘した協調性と簡潔性の欠如に対処するために，妥協に対していくつかの現実的な条件を加えた協調的妥協を定義する．

【定義 2】（協調的妥協） $<\mathcal{L},\succeq>$ を束 ,$X_1,...,X_n,Y$ を $\inf\{X_i \mid 1 \le i \le n\} \nsim \top$ を満たす $\mathcal{L}$ の元とする．次の条件が成立するとき，Y は $X_1,...,X_n$ の間の協調的妥協である．

(1) 不十分性：$\forall X_i(Y \not\succeq X_i)$

(2) 関連性：$\forall X_i(\inf\{X_i,Y\} \nsim \top)$

(3) 協調性：$Y \succeq \inf\{X_j \mid 1 \le j \le n\}$

(4) 簡潔性：$Y \sim \sup\{\inf\{X_i,Y\} \mid 1 \le i \le n\}$

定義 2 では，定義 1 の条件に加えて協調性と簡潔性が考慮される．協調性は任意の X_i の共通の下位の要素が，妥協である Y の下位となることを要求し，簡潔性は各 X_i の下位の要素だけを妥協である Y は下位とすることを要求する．所与の $X_1,...,X_n$ から実際にそれらの間の協調的妥協を導出する手続きは定義 3 で与えられる．その手続きは，束上で各 $X_i(1 \le i \le n)$ の下位の要素を計算し，それらの共通の上位の要素を計算することで協調的妥協を導出する．

〔例 2〕（命題論理上の協調的妥協） $\mathcal{L}$ を命題言語，$\vDash$ を充足関係とするとき $<\mathcal{L},\vDash>$ は束となる．$X_1,...,X_n,Y$ を $X_1 \vee \cdots \vee X_n \not\equiv \top$ を満たす $\mathcal{L}$ の元とするとき，定義 2 は次式で具体化される．

(1) 不十分性：$\forall X_i(\{Y\} \nvDash X_i)$

(2) 関連性：$\forall X_i(\nvDash X_i \vee Y)$

(3) 協調性：$Y \vDash X_1 \vee \cdots \vee X_n$

(4) 簡潔性：$\vDash Y \leftrightarrow (X_1 \vee Y) \wedge \cdots \wedge (X_n \vee Y)$

このとき，例 1 における (i) は協調的妥協であり，(ii) は協調的妥協ではない．

〈命題 1〉 $<\mathcal{L},\succeq>$ を束，$X_1,...,X_n,Y \in \mathcal{L}$ とする．Y が $X_1,...,X_n$ の間の協調的妥協であるならば，Y は $X_1,...,$

X_n の間の妥協である．

4. 推　論　方　式

前章では妥協及び協調的妥協の定義を与えた．本章では実際に前提から協調的妥協を導く推論モデルとその一つの具体化である推論アルゴリズムを定義することで，協調的妥協の構成方法を与える．

4·1　協調的妥協の推論モデル

協調的妥協は抽象的な束上に定義された．従い，推論モデルもまた抽象的な束上に定義する．推論モデルは，具体的な束上で展開される個々の推論が従う推論の指針を抽象的な束上に与える．

【定義 3】（推論モデル） $<\mathcal{L},\succeq>$ を束，$X_1,...,X_n\in\mathcal{L}$ とする．推論モデルは下記の手続きからなる．

(1) 任意の X_i に対して，$X_i'\not\sim\top$ かつ $X_i'\succeq\inf\{X_j\mid 1\leq j\leq n\}$ を満たす $X_i'\preceq X_i$ を計算する．

(2) 任意の X_i に対して，$Y\not\succeq X_i$ を満たす $Y\sim\sup\{X_i'\mid 1\leq i\leq n\}$ を計算する．

所与の $X_1,...,X_n$ に対して推論モデルの計算結果として認められるものからなる集合を $\mathcal{P}_{X_1,...,X_n}$ と表記する．推論モデルが持つ重要な性質として，協調的妥協に関する健全性と完全性がある．

［定理 1］（協調的妥協に対する健全性と完全性） $<\mathcal{L},\succeq>$ を束，$X_1,...,X_n\in\mathcal{L}$ とする．$Y\in\mathcal{P}_{X_1,...,X_n}$ であるとき，かつそのときに限り，Y は $X_1,...,X_n$ の間の協調的妥協である．

《証明》 健全性を示す．定義 3 より，$Y\in\mathcal{P}_{X_1,...,X_n}$ ならば明らかに協調的妥協の不十分性が成立する．また $Y\in\mathcal{P}_{X_1,...,X_n}$ ならば任意の $X_i(1\leq i\leq n)$ に対して $X_i'\not\sim\top,X_i'\succeq\inf\{X_j\mid 1\leq j\leq n\},X_i\succeq X_i'$ かつ $Y\sim\sup\{X_i'\mid 1\leq i\leq n\}$ を満たす X_i' が存在する．今これを X_i^* と置く．$X_i\succeq X_i^*,Y\succeq X_i^*$ より $\inf\{X_i,Y\}\succeq X_i^*$ が成立し，$X_i^*\not\sim\top$ なので $\inf\{X_i,Y\}\not\sim\top$ が成立する．ゆえに関連性が成り立つ．$\inf\{X_i,Y\}\succeq X_i^*$，かつ $X_i^*\succeq\inf\{X_j\mid 1\leq j\leq n\}$ が成立するので，$\inf\{X_i,Y\}\succeq\inf\{X_j\mid 1\leq j\leq n\}$ が成立し，また $Y\succeq\inf\{X_i,Y\}$ であるから協調性が成り立つ．また任意の i に対して $Y\succeq\inf\{X_i,Y\}$ より $Y\succeq\sup\{\inf\{X_i,Y\}\mid 1\leq i\leq n\}$ が成立する．また $Y\sim\sup\{X_1^*,...,X_n^*\}$ であり，かつ任意の i に対して $\inf\{X_i,Y\}\succeq X_i^*$ であるから，$Y\preceq\sup\{\inf\{X_i,Y\}\mid 1\leq i\leq n\}$ が成立する．ゆえに簡潔性が成立する．

次に完全性を示す．定義 3 より，Y が $X_i(1\leq i\leq n)$ の間の協調的妥協ならば (1) 任意の X_i に関して，$Y\not\succeq X_i$ が成立すること，かつ (2) $X_i'\not\sim\top,X_i'\succeq\inf\{X_j\mid 1\leq j\leq n\},X_i\succeq X_i',Y\sim\sup\{X_i'\mid 1\leq i\leq n\}$ を満たす $X_i'(1\leq i\leq n)$ が少なくとも一組存在することを示せば十分である．協調的妥協の不十分性より，(1) が成立する．ここで $X_i'\sim\inf\{X_i,Y\}$ とする．協調性より $Y\succeq\inf\{X_i\mid 1\leq i\leq n\}$ が成立するから，ゆえに任意の $j(1\leq j\leq n)$ に対して $\inf\{X_j,Y\}\succeq\inf\{X_j,\inf\{X_i\mid 1\leq i\leq n\}(\sim\inf\{X_i\mid 1\leq i\leq n\})$ が成立する．ゆえに $X_i'\succeq\inf\{X_j\mid 1\leq j\leq n\}$ が成り立つ．また，$X_i'\not\sim\top,X_i\succeq X_i'$ かつ $Y\sim\sup\{X_i'\mid 1\leq i\leq n\}$ が成立し，ゆえに (2) が成立する．

4·2　推論アルゴリズム

本節では既存の論理プログラミングの手法を用いて，定義 3 の具体化として協調的妥協に対して健全な推論アルゴリズムを与える．論理プログラミングに対して新しい計算手法を与えることが目的ではないことに留意されたい．推論モデルを論理で具体化した推論アルゴリズムは，議論における論証の構築に使われる．論証が背景知識から構築されることを想定して，背景知識に確定節集合を持つことを許容する一般化包摂によってモデルを具体化する．一般化包摂の詳細な定義は文献 [Buntine 88] を参照されたい．既知の事実として，一般化包摂は相対伴意の近似であり，空の背景知識の下で包摂関係に帰着される [Nienhuys-Cheng 97].

$\mathcal{L}_1$ を有限個の定数と述語記号を持ち，関数記号を持たない確定節言語とする．$\mathcal{D}\subseteq\mathcal{L}_1$ を頭部に同じリテラルを持つ確定節集合，$\mathcal{B}\subseteq\mathcal{L}_1$ を有限の確定節集合，すなわち確定プログラム，$\geq_{\mathcal{B}}$ を $\mathcal{B}$ に関する一般化包摂とする．このとき $<\mathcal{D},\geq_{\mathcal{B}}>$ は束である．$<\mathcal{D},\geq_{\mathcal{B}}>$ 上での推論アルゴリズムを与える．アルゴリズムの入力は $\mathcal{B},\mathcal{D}$，及び $X_1,...,X_n\in\mathcal{D}$，包摂に関する精緻化作用素 ρ_L の繰り返し適用回数 m とする．

X,Y を節とする．$X\theta\subseteq Y$ を満たす θ が存在するとき，X は Y を包摂するといい，Algorithm 1 では $X\sqsupseteq Y$ と表記する．また，$\mathcal{C}$ を節集合とするとき $<\mathcal{C},\sqsupseteq>$ の下方精緻化作用素を ρ_L と表記する．ρ_L の詳細な定義は文献 [Nienhuys-Cheng 97] を参照されたい．ρ_L は節を引数に取り，その節が包摂する節の集合を返す関数であり，この計算は引数の節に対して関数，定数，変数の代入，または新しいリテラルの追加によって実現される．Algorithm 1 における ρ_L^m は ρ_L の出力の要素を引数として ρ_L に渡すことを m 回繰り返すことを意味する．確定節 X に関して X^+ は頭部を，X^- は本体部の集合を表し，$\overline{S}$ は集合 S の元である論理式の否定からなる論理式集合を表すものとする．$\alpha,\theta,\sigma_i,\varphi_i$ はそれぞれ $\mathcal{B}$ に関する Y のスコーレム代入，$\mathcal{B}\cup\{Y\}$ に関する $X_1\vee\cdots\vee X_n$ のスコーレム代入，$\mathcal{B}\cup\{W_i\mid 1\leq j\leq n\}$ に関する W_i のスコーレム代入，$\mathcal{B}\cup\{X_j\mid 1\leq j\leq n\}$ に関する X_i のスコーレム代入を表し，L,M,N_i,O_i はそれぞれ $\mathcal{B}\cup Y^-\alpha,\mathcal{B}\cup(X_1\vee\cdots\vee X_n)^-\theta,\mathcal{B}\cup W_i^-\sigma_i,\mathcal{B}\cup X_i^-\phi_i$ の最小エルブランモデルを表す．煩雑さを避けるためこれらの計算はアルゴリズムには陽に明記されない．$\mathcal{L}_1$ に対する制約により有限の最小エルブランモデルが存在し，それは不動点オペレータ T_p [Emden 76] によって計算可能である．アルゴリズムではこの結果を利用する．

Algorithm 1 Reasoning for Cooperative Compromise on $<\mathcal{D}, \geq_{\mathcal{B}}>$

Require: $\inf\{X_i \mid 1 \leq i \leq n\} \not\sim \top$
Require: $\forall X_i(\mathcal{B} \cup \{X_i\})$ are satisfiable.
1: $\mathcal{Z} := \emptyset$
2: **for** $i := 1$ to n **do**
3: $\mathcal{W}_i := \emptyset$
4: compute $\mathcal{Y}_i \subseteq \{Y \mid Y$ is a tautology, or there exists SLD-derivation of Y' with X_i as a top clause and members of $\mathcal{B}$ as input clauses and $Y \in \rho_L^m(Y')\}$
5: **for all** $Y \in \mathcal{Y}_i$ **do**
6: **if** Y is a definite program clause, $Y^+\alpha \notin L$ and $Y \sqsupseteq \{(X_1 \vee \cdots \vee X_n)^+\theta\} \cup \overline{M}$ **then**
7: $\mathcal{W}_i := \mathcal{W}_i \cup \{Y\}$
8: **end if**
9: **end for**
10: **end for**
11: **for all** $(W_1, ..., W_n) \in \mathcal{W}_1 \times ... \times \mathcal{W}_n$ **do**
12: compute LGS Z of $\{\{W_i^+\sigma_i\} \cup \overline{N_i} \mid 1 \leq i \leq n\}$
13: $\mathcal{Z} := \mathcal{Z} \cup \{Z\}$
14: **end for**
15: **for** $i := 1$ to n **do**
16: **if** $Z \sqsupseteq \{X_i^+\phi_i\} \cup \overline{O}_i$ **then**
17: $\mathcal{Z} := \mathcal{Z} \setminus \{Z\}$
18: **end if**
19: **end for**
20: **return** $\mathcal{Z}$

アルゴリズムの 2-10 行目は X_i から $X_i \geq_{\mathcal{B}} Y$ を満たす Y の計算及びその評価の局面である．$X, Y \in \mathcal{D}$ に対して $X \geq_{\mathcal{B}} Y$ が成立するときかつそのときに限り X を頂上節，$\mathcal{B}$ の元を入力節とする Y の SLD 演繹が存在するという命題（Theorem 16.25 [Nienhuys-Cheng 97]）に基づき，4 行目では SLD 演繹により Y が計算される．SLD 演繹は SLD 導出と包摂からなり，アルゴリズムには分割して記述される．包摂の計算に関して，言語 $\mathcal{L}_1$ の制約により $<\mathcal{L}_1, \sqsupseteq>$ の下方精緻化作用素 ρ_L は局所的有限性（locally finiteness）を満たし（Theorem 17.15 [Nienhuys-Cheng 97]），ゆえに ρ_L は計算可能である．5-9 行目では Y が確定節であること，及び $\top \not\geq_{\mathcal{B}} Y$ かつ $Y \geq_{\mathcal{B}} X_1 \vee \cdots \vee X_n$ が評価される．ここでは $X, Y \in \mathcal{D}$ に対して $\mathcal{B} \cup X^-\sigma$ の最小エルブランモデル M が有限であるならば，$Y \geq_{\mathcal{B}} X$ のときかつそのときに限り $Y \sqsupseteq \{X^+\sigma\} \cup \overline{M}$ が成立するという命題（Lemma 16.28 [Nienhuys-Cheng 97]）に基づき，一般化包摂は決定可能な包摂に帰着される．一方 11-19 行目は任意の W_i から $Z \geq_{\mathcal{B}} W_i$ を満たす Z の計算及びその評価の局面である．12 行目では同じく包摂を用いて $\{\{W_i^+\sigma_i\} \cup \overline{M_i} \mid 1 \leq i \leq n\}$ の包摂に基づく上限（LGS）の計算によって間接的に $\{W_i \mid 1 \leq i \leq n\}$ の一般化包摂に基づく上限が計算される．14-18 行目では任意の X_i に対して $Z \geq_{\mathcal{B}} X_i$ が評価される．これより次の命題が成立する．

〈命題 2〉 $<\mathcal{D}, \geq_{\mathcal{B}}>$ 上の推論アルゴリズムは $<\mathcal{D}, \geq_{\mathcal{B}}>$ 上の協調的妥協に関して健全である．

〔例 3〕（$<\mathcal{D}, \geq_{\mathcal{B}}>$ における協調的妥協の推論） $X_1, X_2, \mathcal{B}$ をそれぞれ次式とする．

- $X_1 = compact(x) \wedge light(x) \wedge camera(x) \rightarrow buy(x)$
- $X_2 = resolution(x, high) \wedge battery(x, long) \wedge camera(x) \rightarrow buy(x)$
- $\mathcal{B} = \{compact(x) \wedge light(x) \rightarrow userFriendly(x)\}$

次の Y_1, Y_2 はそれぞれ X_1, X_2 から包摂される確定節であり，ゆえに SLD 演繹可能な式である．

- $Y_1 = battery(x, long) \wedge compact(x) \wedge light(x) \wedge camera(x) \rightarrow buy(x)$
- $Y_2 = userFriendly(x) \wedge resolution(x, high) \wedge battery(x, long) \wedge camera(x) \rightarrow buy(x)$

下方精緻化作用素 ρ_L は X_1 に対してリテラル $\neg battery(y, z)$ を追加し，代入 $\{y/x, z/long\}$ を施すことで Y_1 を導出し，X_2 に対してリテラル $\neg userFriendly(y, z)$ を追加し，代入 $\{y/x\}$ を施すことで Y_2 を導出する．L_1, L_2, M はそれぞれ次式である．

- $L_1 = \{battery(a, long), compact(a), light(a), camera(a), userFriendly(a)\}$
- $L_2 = \{userFriendly(b), resolution(b, high), battery(b, long), camera(b)\}$
- $M = \{compact(c), light(c), userFriendly(c), camera(c), resolution(c, high), battery(c, long)\}$

Y_1, Y_2 は Algorithm 1 の 6 行目の条件を満たす．$\sigma_1 = \{x/d\}, \sigma_2 = \{x/e\}$ とするとき，$\mathcal{B} \cup Y_i^-\sigma_i$ の最小エルブランモデル N_i はそれぞれ次式である．

- $N_1 = \{battery(d, long), compact(d), light(d), camera(d), userFriendly(d)\}$
- $N_2 = \{userFriendly(e), resolution(e, high), battery(e, long), camera(e)\}$

このとき，次の Z は $\{\{Y_i^+\sigma_i\} \cup \overline{N_i} \mid 1 \leq i \leq n\}$ の包摂に基づく上限であり，従い $\{Y_1, Y_2\}$ の一般化包摂に基づく上限である．

- $Z = userFriendly(x) \wedge battery(x, long) \wedge camera(x) \rightarrow buy(x)$

15-19 行目の同様の評価により Z は推論結果となる．X_1 はコンパクトで軽いカメラであることを購入の十分条件とし，Z はバッテリの持ちが良いことを購入の必要条件とする．直観的には，バッテリの持ちの良さが購入の必要条件となるという意味で X_1 における妥協が Z に反映されている．同様に，使いやすさが購入の必要条件となるという意味で X_2 における妥協が Z に反映されている．各 X_1, X_2 で示される購入の必要条件が削減されるという意味で X_1, X_2 における妥協が Z に反映されているわけではない．それゆえ，本例は日常での妥協という言葉の持つ意味合いとは直観的に異なる推論であることに留意

されたい．また，本稿ではある特定の協調的妥協ではなく推論の健全性と完全性の観点から多くの協調的妥協を推論することを目的としている．言語バイアスや探索バイアスなどを駆使することで特定の協調的妥協を推論する能力を向上させることは可能であるが，それは本稿では対象とはしない．次章では例 3 の推論結果を利用する．

5. 妥協を伴う議論

前章までは，本章で定義かつ使用される論証の内部で使われる推論に関する内容である．本章では論証の相互作用として推論の非単調性を実現する議論システムを示し，提案した推論を組み込んだ論証が議論に基づく交渉の妥協的解決に有効であることを例示する．

5·1 議論システム

知識表現言語には Reiter のデフォルト論理 [Reiter 80] の言語を採用する．一階言語 $\mathcal{L}_0$ に対して，デフォルト理論は $\mathcal{F}_n \cup \mathcal{F}_c$ が無矛盾である必然的知識 $\mathcal{F}_n \subseteq \mathcal{L}_0$ と不確実知識 $\mathcal{F}_c \subseteq \mathcal{L}_0$，及び次に定義される撤回可能規則（defeasible rule）の集合 Δ の和集合 $\mathcal{F}_c \cup \mathcal{F}_n \cup \Delta$ である．デフォルト理論に基づく各種定義のうち，本稿で必要なものに限り [Prakken 97a] から抜粋する．

【定義 4】（撤回可能規則, DMP, 論証 [Prakken 97a]） $\varphi_1, ..., \varphi_n, \psi \in \mathcal{L}_0$ とする．

- 撤回可能規則は次の形式を持つ．

$$\varphi_1 \wedge \cdots \wedge \varphi_j \wedge \sim \varphi_{j+1} \wedge \cdots \wedge \sim \varphi_n \Rightarrow \psi$$

  $\varphi_1 \wedge \cdots \wedge \varphi_j$ を規則の前提，$\sim \varphi_{j+1} \wedge \cdots \wedge \sim \varphi_n$ を規則の正当化（justification），ψ を規則の結論と呼ぶ．正当化に現れる任意の $\sim \varphi_i (j+1 \leq i \leq n)$ に対して，$\neg \varphi_i$ をその規則の仮定と呼ぶ．$\sim$ は非入れ子であることを仮定し，非形式的に $\sim \varphi$ は「φ は証明できない」と読む．
- 撤回可能モーダスポネンス DMP は次の形式を持つ推論規則である．

$$\frac{\varphi_1 \wedge \cdots \wedge \varphi_j \wedge \sim \varphi_{j+1} \wedge \cdots \wedge \sim \varphi_n \Rightarrow \psi \quad \varphi_1 \wedge \cdots \wedge \varphi_j}{\psi}$$

- Γ をデフォルト理論，$\mathcal{R}$ を各種推論の集合とする．Γ に基づく論証は次の条件を満たす，異なる一階の論理式と撤回可能規則の基礎例の列 $[\varphi_1, ..., \varphi_n]$ である．任意の φ_i に対して，次のいずれかが成り立つ．
  - $\varphi_i \in \Gamma$
  - $\psi_1, ..., \psi_m \in \{\varphi_1, ..., \varphi_{i-1}\}$ かつ $\psi_1, ..., \psi_m / \varphi_i \in \mathcal{R}$

任意の論証 $A = [\varphi_1, ..., \varphi_n]$ に対して，$\varphi_i \in A$ が一階の論理式であるときそれを A の結論といい，A の結論からなる集合を $CONC(A)$ と表記し，A の撤回可能規則の仮定であるとき A の仮定といい，A の仮定からなる集合を $ASS(A)$ と表記する．本稿では φ_n が一階の論理式であるときそれを A の最終結論といい，$FCONC(A) = \{\varphi_n\}$ と表記する．また，A が非演繹的な推論を用いるとき，A を撤回可能であるという．

【定義 5】（反駁と無効化） A, B を異なる論証とする．$A = []$ かつ $FCONC(B) \cup \mathcal{F}_n \vdash \perp$ または次の条件が成立するとき，A は B を反駁（rebut）する．

(1) $CONC(A) \cup \mathcal{F}_n \vdash \alpha$, かつ
(2) $CONC(B) \cup \mathcal{F}_n \vdash \neg\alpha$, かつ
(3) $CONC(B) \not\supseteq CONC(A)$, かつ
(4) B は撤回可能

また，$A = [], \alpha \in ASS(B)$ かつ $CONC(B) \cup \mathcal{F}_n \vdash \neg\alpha$ または $\alpha \in ASS(B)$ かつ $CONC(A) \cup \mathcal{F}_n \vdash \neg\alpha$ が成立するとき，A は B を無効化（undercut）する．

定義 5 に現れる $\vdash$ はすべて一階論理における構文論的帰結関係を表す．反駁の条件 (1), (2) は必然的知識の下で互いの論証の結論が矛盾することを意味する．条件 (3) は反駁する側の論証の結論には反駁される側の論証の結論には含まれてはいない論理式を含むことを意味し，条件 (4) は B は非演繹的な推論を含むことを意味する．一方，必然的知識の下で論証の結論が，自身のある仮定の論理的否定を帰結するとき，その論証は空の論証によって無効化される．また，異なる論証 A, B に対して，必然的知識の下で A の結論が B のある仮定の論理的否定を帰結するとき，A は B を無効化する．定義より，たとえ必然的知識の下で論証 A の結論が矛盾している（すなわち $CONC(A) \cup \mathcal{F}_n \vdash \perp$）としても，$A$ は自分自身を反駁することはなく，また空である論証から反駁されるとは限らない．これは反駁及び無効化は異なる論証間において定義され，また必然的知識の下で最終結論が矛盾している（すなわち $FCONC(A) \cup \mathcal{F}_n \vdash \perp$）場合に限り A は空である論証から反駁されることに起因する．

【定義 6】（打破 [Prakken 97a]） 次のいずれかの条件が成立するとき，論証 A は論証 B を打破 (defeat) する．

- A は B を無効化する．
- A は B を反駁し，B は A を無効化しない．

論証 A, B に関して A が B を打破し，B が A を打破しないとき A は B を完全に打破するという．

議論の対話的証明論 [Prakken 97b] に関するもののうち本稿で必要なものだけを抜粋する．

【定義 7】（対話, 対話木, 勝利, 正当化 [Prakken 97b]）

- 対話は次の条件を満たす有限かつ非空の手 $move_i = (Player_i, Arg_i)(i > 0)$ の列である．
  (1) i が奇数ならば $Player_i = P$ かつ i が偶数ならば，$Player_i = O$ である．
  (2) $Player_i = Player_j = P$ かつ $i \neq j$ ならば，$Arg_i \neq Arg_j$ である．
  (3) $Player_i = P (i > 1)$ ならば，Arg_i は Arg_{i-1} を完全に打破する集合の包含関係に関して極小の論証である．
  (4) $Player_i = O$ ならば，Arg_i は Arg_{i-1} を打破

する．

- 対話木は次の条件を満たす手の有限の木である．
  - （1） 木の根から葉への各経路は対話である．
  - （2） $Player_i = P$ ならば，$move_i$ の子は Arg_i を打破する全ての論証からなる．
- $Player_j$ が手を出すことをできないとき，$Player_i(i \neq j)$ は対話に勝利する．また，対話木の根から葉のすべての経路の対話に $Player_i$ が勝利するとき，$Player_i$ は対話木に勝利する．
- A を論証とする．A を根に持つ対話木が存在し，かつ対話木に提案者が勝利するとき，A は証明可能的に正当化（provably justified）される．

さらに正当化論証に対する意味論的定義が存在し [Dung 95]，任意の証明可能的に正当化される論証は意味論的にも正当化されることが知られている [Prakken 97b].

5·2 妥協を伴う議論例

議論では任意のエージェント $Agent_i(i = 1, 2)$ はデフォルト理論 Γ_i を持ち，理論は議論の過程で変化しないことを仮定する．各 $Agent_i$ は Γ_i の要素または $Agent_j(j \neq i)$ が提示した論証の要素を用いて論証を構築する．そして対話木を形成することで根にある論証の正当性を評価する．議論例では，どの知識に対して妥協するか，議論のどの局面で妥協するかの指針は与えていない．この詳細は今後の課題である．

§1 規則に対する協調的妥協

各 $Agent_i$ は次のデフォルト理論 $\Gamma_i = \mathcal{F}_n^i \cup \mathcal{F}_c^i \cup \Delta^i$ を持つとする．

$\mathcal{F}_n^1 = \{camera(a), camera(c), overBudget(b),$
$compact(x) \wedge light(x) \wedge camera(x) \rightarrow buy(x)(= X_1),$
$overBudget(x) \rightarrow \neg buy(x), takeShoot(b, 200)\}$

$\mathcal{F}_c^1 = \{compact(a), userFriendly(c), battery(c, long),$
$compact(x) \wedge light(x) \rightarrow userFriendly(x)(= r_3),$
$takeShoot(x, y) \wedge > (300, y) \rightarrow \neg battery(x, long)$
$(= r_5)\}$

$\Delta^1 = \{\sim \neg light(a) \Rightarrow light(a)(= r_1)\}$

$\mathcal{F}_n^2 = \{camera(b), \neg inStock(a), resolution(x, high) \wedge$
$battery(x, long) \wedge camera(x) \rightarrow buy(x)(= X_2),$
$\neg inStock(x) \rightarrow \neg buy(x), price(b, \$200),$
$price(x, y) \wedge \geq (\$300, y) \rightarrow withinBudget(x)(= r_4)\}$

$\mathcal{F}_c^2 = \{resolution(b, high)\}$

$\Delta^2 = \{\sim \neg battery(b, long) \Rightarrow battery(b, long)(= r_2)\}$

議論には次式で表される議題が存在し，任意の対話木の根の論証 A に対して $CONC(A) \supseteq Issue\theta$ を満たす代入 θ が存在しなければならないとする．

- $Issue = \{buy(x), camera(x)\}$

論証の構築には，任意の演繹的推論，$DMP, < \mathcal{D}, \geq_{\mathcal{B}} >$ 上の協調的妥協に対する推論を使うことができるとする．以下では論証で使用される推論を可視化する目的で論証を証明木形式で記述する．演繹的推論を「—」，DMP

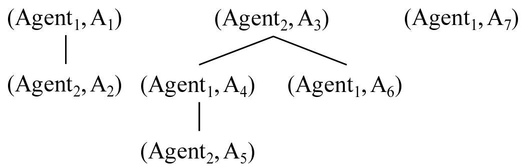


図 3 対話木

を「$\cdots$」，協調的妥協に対する推論を「= =」で表す．次の論証 A_1, A_2 はそれぞれ Γ_1, Γ_2 から生成可能な論証であり，図 3 の左端の対話木を構成する．

$$A_1 : \frac{\overset{r_1}{\overline{light(a)}} \quad compact(a) \quad cam(a) \quad X_1}{buy(a)}$$

$$A_2 : \frac{\neg inStock(a) \quad \neg inStock(x) \rightarrow \neg buy(x)}{\neg buy(a)}$$

次の論証 A_4, A_6 は Γ_1 から，A_3, A_5 は Γ_2 から生成可能な論証であり，図 3 の中央の対話木を構成する．

$$A_3 : \frac{\overset{r_2}{\overline{battery(b, l)}} \quad resolution(b, h) \quad cam(b) \quad X_2}{buy(b)}$$

$$A_4 : \frac{\sim withinBudget(b) \Rightarrow \neg buy(b)}{\neg buy(b)}$$

$$A_5 : \frac{price(b, \$200) \quad \geq (\$300, \$200) \quad r_4}{withinBudget(b)}$$

$$A_6 : \frac{takeShoot(b, 200) \quad > (300, 200) \quad r_5}{\neg battery(b, long)}$$

次の論証 A_7 は Γ_1 と A_3 で使われた X_2 から生成可能な論証である．図 3 の右端の対話木を構成する．

$$A_7 : \frac{\dfrac{X_1 \quad X_2 \quad r_3}{Z} \quad userF(c) \quad battery(c, l) \quad cam(c)}{buy(c)}$$

X_1, X_2, Z は例 3 と同じものである．A_7 は証明可能的に正当化論証である．$\Gamma_1 \cup \Gamma_2$ から $buy(c)$ を結論に持つ論証は演繹的には構築できないことに留意されたい．

§2 最終結論に対する協調的妥協

目的から手段を決定する推論は実践的推論と呼ばれ，一般にアブダクティブな形式を持つ [Walton 08]．次の例では言語が実践的であることを非形式的に仮定し，原子式 A を「A が実現される」と読むことにする．各 $Agent_i$ の願望を $\mathcal{D}^i \subseteq \mathcal{F}_n^i$ で表す．各 $Agent_i$ は次のデフォルト理論を持つとする．

$\mathcal{F}_n^1 = \mathcal{D}^1 = \{buyClothes, seeMovie\}$

$\mathcal{F}_c^1 = \{goShopping \rightarrow buyClothes(= S \rightarrow Cl),$
$goCinema \rightarrow seeMovie(= Ci \rightarrow M)\}$

$\mathcal{F}_n^2 = \mathcal{D}^2 = \{saveMoney, haveDinner\}$

$\mathcal{F}_c^2 = \{goShopping \rightarrow \neg saveMoney(= S \rightarrow \neg M),$
$goRestaurant \rightarrow haveDinner(= R \rightarrow D)\}$

論証の構築には任意の演繹的推論，アブダクティブな推論，$< \mathcal{L}, \models >$ 上の協調的妥協に対する推論を使えるもの

とし，アブダクティブな推論を「- - -」で表記する．次の論証 A_1, A_2 はそれぞれ Γ_1, Γ_2 から生成可能である．

$$A_1:\quad \dfrac{\dfrac{Cl \quad S\rightarrow Cl}{S} \qquad \dfrac{M \quad Ci\rightarrow M}{Ci}}{S\wedge Ci}$$

$$A_2:\quad \dfrac{\dfrac{M \quad S\rightarrow \neg M}{\neg S} \qquad \dfrac{D \quad R\rightarrow D}{R}}{\neg S\wedge R}$$

次の論証 A_3 は証明可能的に正当化される論証である．

$$A_3:\quad \dfrac{A_1 \quad A_2}{Ci\wedge R}$$

A_3 の結論は A_1 の結論と A_2 の結論から演繹可能でもある．しかし，これは爆発原理に因るものであり，全論理式の中の一つに過ぎない．一方，提案した推論はある統一的基準の下で矛盾からの合理的推論の在り方を与える．$S\wedge R, T\wedge\neg S$ のいずれも A_1, A_2 から提案した推論によっては導出できず，また A_1, A_2 のいずれも A_3 を打破できないことに留意されたい．

6. 関 連 研 究

本章では提案した協調的妥協に対する推論と種々の推論の型及び，既存の議論研究を対比する．

6·1 他の推論方式

協調的妥協に対する推論と比較するときの帰納推論の特徴は仮説が事後十分性を満たすことである．すなわち，任意の仮説はすべての正例を説明する．これに対して，提案した推論が求める仮説は定義 1，定義 2 の不十分性にあるように，各正例を説明しない．この十分性と不十分性の関係はアブダクションとの間にも同様に成り立つ．

提案した推論の結論は必ずしも演繹的に導出されるとは限らないという点で演繹推論とも異なる．例えば，例 3 では，Z は X_1, X_2 の間の協調的妥協であるが $\mathcal{B}, X_1, X_2$ からの意味論的帰結ではない．これは提案した推論及び協調的妥協が抽象的な束に対して与えられることに起因している．ただし，もし束の順序関係を充足関係とする場合には任意の協調的妥協は前提からの意味論的帰結となる．しかし，この結果があるとしても協調的妥協に対する推論は重要であると考える．なぜなら，古典論理，様相論理などの爆発原理を有する体系における演繹的推論は矛盾からすべての論理式が導出されるという意味において，矛盾からの合理的な推論には関心を持たない．それに対して $<\mathcal{L}, \models>$ 上の協調的妥協に対する推論は $\{X_i \in \mathcal{L} \mid 1\leq i\leq n\}$ が矛盾する状況において各 X_i が充足可能であるという条件下で，矛盾 $\{X_i \mid 1\leq i\leq n\}$ からの合理的推論を可能とする．このことは定義 3 の条件 (1) により $\{X_i \mid 1\leq i\leq n\}$ ではなく，各 X_i が演繹の仮定となることが保証され，また (2) より X_i からの演繹 Y_i に対して，$Y_1\wedge\cdots\wedge Y_n$ の計算が行われることに起因する．例 2 は提案した推論による合理的な推論結果の一例である．

6·2 他の議論研究

[Sawamura 03] はヘーゲルの弁証法といわれるもののうち矛盾の許容，否定の否定の法則を形式的論理として捉えることを試みた弁証法論理 DL, DM [Routley 76] に対して，次の 7 つの弁証法的推論規則を導入している．

1. $A, \neg A \Rightarrow A$
2. $A, \neg A \Rightarrow \neg A$
3. $A\wedge B, \neg B \Rightarrow A$
4. $A\wedge B, \neg B \Rightarrow B$
5. $A\wedge B, \neg B \Rightarrow A\wedge\neg B$
6. $A\wedge\neg B, \neg A\wedge B \Rightarrow A\wedge B$
7. $A(a), \neg A(a) \Rightarrow A(a)\wedge\neg A(b)$

DL, DM は爆発原理を有さないので矛盾からすべての論理式が導出されることはなく，7 つの推論規則は譲歩や妥協として矛盾からの推論を形式論理において実現している．しかし，7 つの推論規則はそれを支配する統一的な基準が示されておらず，また推論の前提が論理的矛盾に限定されるという欠点を持つ．これに対して本稿は抽象的な束の上に統一的基準の下で推論モデル及び妥協を定義しており，また哲学的知見 [Sabre 91] に基づき，推論の前提を論理的矛盾に限定せず，ある条件を満たす任意の論理式とする．例 3 はその一例である．一方，提案した推論モデルは 7 つの推論規則のうち，3 しか推論する能力を持たない．これは 1, 2, 5, 7 に関しては，これらが譲歩を推論目的とするため，妥協を対象とする本稿では対象外であることに起因し，4 に関しては，その推論結果が定義 2 で課せられる関連性を満たさないこと，6 に関しては，その推論結果が妥協であるが，協調性を満たさないことに起因する．しかし，5·2 節の最終結論の協調的妥協にみられるように提案した推論は 7 つの推論規則が導出できない論理式を導出する．

[Amgoud 08] は議論に基づく交渉の抽象的な形式化を与え，交渉に重要な概念として「譲歩」を導入している．ここでの譲歩は，所与の提案のうち議論によって準最適とみなされた提案を指すものであり，提案した推論が対象とするような推論によって導出されるものではない．また [Bench-Capon 06] は実践的三段論法を論証に組み込んでいる．ここでは自身の目的からそれを実現する最適な手段を明らかにすることが狙いであり，妥協といった概念は扱われていない．

7. 結論と今後の課題

我々は妥協及び協調的妥協を抽象的な束の上に定義し，協調的妥協に対して健全かつ完全な推論モデルを示した．そして推論モデルの具体化として確定節言語と一般化包摂を対象に協調的妥協に関して健全な推論アルゴリズムを定義した．また，定義した議論システムの下で提案した推論が議論の対立の解決に有効であることを例示した．

提案した推論アルゴリズムでは種々のバイアスを扱っ

ていない．帰納推論で与えられる探索バイアスや言語バイアスによってアルゴリズムを実際的な問題へ適用可能なものに詳細化する必要がある．また近年，種々の推論を論証に組み込むことが行われている [Bench-Capon 06]．しかし，本稿を含めて議論の局面と使用する推論の関係に触れているものは少ない．特に，本稿が対象とした妥協などは合意形成の最終局面で扱われるべきである．今後，議論の適切な局面での適切な推論の扱いを可能にしていく必要がある．他方，Dung の抽象的議論フレームワーク [Dung 95] や Prakken の対話 [Prakken 97b] を拡張することも今後の課題である．現状では妥協は論証構築に使われる一つの推論であり，論証に対する返答の手段ではない．打破と妥協という手段が存在するときに議論の結論がどのように決定されるのかについて今後，意味論的かつ構文論的に考察していく計画である．

◇ 参　考　文　献 ◇

[Amgoud 08]　Amgoud, L., Dimopoulos, Y., and Moraitis, P.: A General Framework for Argumentation-Based Negotiation, in *Proc. of The 4th International Workshop on Argumentation in Multi-Agent Systems (ArgMAS 2007)*, pp. 1–17 (2008)

[Bench-Capon 06]　Bench-Capon, T. J. M. and Prakken, H.: Justifying Actions by Accruing Arguments, in *Proc. of The First International Conference on Computational Models of Argument (COMMA 2006)*, pp. 247–258 (2006)

[Buntine 88]　Buntine, W.: Generalized Subsumption and Its Applications to Induction and Redundancy, *Artificial Intelligence*, Vol. 36, pp. 146–176 (1988)

[Carnielli 07]　Carnielli, W., Coniglio, M. E., and Marcos, J.: *Logics of Formal Inconsistency*, Vol. 14, pp. 1–93, Springer, handbook of philosophical logic, 2nd edition (2007)

[Dung 95]　Dung, P. M.: On the acceptability of arguments and its funedamental role in nonmonotonic reasoning, logic programming, and n-person games, *Artificial Intelligence*, Vol. 77, pp. 321–357 (1995)

[Dung 08]　Dung, P. M., Thang, P. M., and Toni, F.: Towards argumentation-based contract negotiation, in *Proc. of The Second International Conference on Computational Models of Argument (COMMA 2008)*, pp. 134–146 (2008)

[Emden 76]　Emden, M. H. V. and Kowalski, R. A.: The Semantics of Predicate Logic as a Programming Language, *Journal of the Association for Computing Machinery*, Vol. 23, pp. 733–742 (1976)

[Kowalski 94]　Kowalski, R. A. and Toni, F.: Argument and Reconciliation, in *Proc. of The Fifth Generation Computer Systems Workshop on Application of Logic Programming to Legal Reasoning*, pp. 9–16 (1994)

[Mitroff 82]　Mitroff, I. I. and Mason, R. O.: On the structure of dialectical reasoning in the social and policy sciences, *Theory and Decision*, Vol. 14, No. 4, pp. 331–350 (1982)

[Modgil 09]　Modgil, S. and Luck, M.: Argumentation Based Resolution of Conflicts between Desires and Normative Goals, in *Proc. of The Fifth International Workshop on Argumentation in Multi-Agent Systems (ArgMAS 2009)*, pp. 19–36 (2009)

[Nienhuys-Cheng 97]　Nienhuys-Cheng, S.-H. and Wolf, de R.: *Foundation of Inductive Logic Programming*, Springer (1997)

[Nisbett 03]　Nisbett, R. E.: *The Geography of Thought: How Asians and Westerners Think Differently ... and Why*, FREE PRESS (2003)

[Prakken 97a]　Prakken, H.: *Logical Tools for Modelling Legal Argument: A Study of Defeasible Reasoning in Law*, Kluwer Academic Publishers (1997)

[Prakken 97b]　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)

[Rahwan 05]　Rahwan, I., Sonenberg, L., and McBurney, P.: Bargaining and Argument-based Negotiation: Some Preliminary Comparisons, in *Proc. of The First International Workshop on Argumentation in Multi-Agent Systems (ArgMAS 2004)*, pp. 176–191 (2005)

[Reiter 80]　Reiter, R.: A Logic for Default Reasoning, *Artificial Intelligence*, Vol. 13, pp. 81–132 (1980)

[Routley 76]　Routley, R. and Meyer, R. K.: Dialectical logic, classical logic, and the consistency of the world, *Studies in East European Thought*, Vol. 16, No. 1-2, pp. 1–25 (1976)

[Sabre 91]　Sabre, R. M.: An alternative logical framework for dialectical reasoning in the social and policy sciences, *Theory and Decision*, Vol. 30, No. 3, pp. 187–211 (1991)

[Sawamura 03]　Sawamura, H., Yamashita, M., and Umeda, Y.: Applying Dialectic Agents to Argumentation in E-Commerce, *Electronic Commerce Research*, Vol. 3, No. 3-4, pp. 297–313 (2003)

[Thomas 92]　Thomas, K. W.: Conflict and conflict management: Reflections and update, *Journal of Organizational Behavior*, Vol. 13, pp. 265–274 (1992)

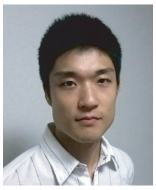
[Walton 08]　Walton, D.: *Witness Testimony Evidence: Argumentation, Artificial Intelligence, and Law*, Cambridge University Press (2008)

[Wells 06]　Wells, S. and Reed, C.: Knowing When To Bargain, in *Proc. of The First International Conference on Computational Models of Argument (COMMA 2006)*, pp. 235–246 (2006)

〔担当委員：桜井　成一朗〕

2010 年 3 月 25 日　受理

著　者　紹　介



木藤　浩之（学生会員）

2005 年新潟大学工学部情報工学科卒業．2007 年北海道大学大学院情報科学研究科コンピュータサイエンス専攻修士課程修了．2007–2008 年三菱電機株式会社情報技術総合研究所勤務．ネットワークシステムに関する研究開発に従事．2008 年東京工業大学大学院総合理工学研究科知能システム科学専攻博士課程入学．現在に至る．非演繹的推論，数理議論学，ゲーム理論の研究に従事し，マルチエージェントシステム，セマンティックウェブへの展開に興味を持つ．

栗原　正仁（正会員）

1978 年北海道大学工学部電気工学科卒業．1980 年同大学院工学研究科情報工学専攻修士課程修了．同年，北海道大学助手．その後，講師，助教授，および北海道工業大学教授を経て，2002 年北海道大学大学院工学研究科コンピュータサイエンス専攻教授．現在，同大学院情報科学研究科複合情報学専攻教授．工学博士．人工知能およびソフトウェア科学の研究に従事．情報処理学会，電子情報通信学会，日本ソフトウェア科学会，日本知能情報ファジィ学会各会員．

片上　大輔（正会員）

2002 年東京工業大学大学院博士後期課程修了．博士（工学）．同年東京工業大学大学院総合理工学研究科助手．2006 年ハートフォードシャー大学客員研究員およびチューリヒ大学客員研究員．2007 年東京工業大学大学院総合理工学研究科助教．2010 年東京工芸大学工学部准教授．現在に至る．ヒューマンエージェントインタラクションに関する研究に従事し，知的エージェントを用いた集団適応ならびに関係性の可視化に興味を持つ．日本知能情報ファジィ学会，IEEE 各会員．

新田　克己（正会員）

1975 年東京工業大学工学部電子工学科卒業．1977 年，1980 年，同大学院修士課程と博士課程をそれぞれ修了．1980 年電子技術総合研究所に入所．1989 年から 1993 年まで（財）新世代コンピュータ技術開発機構に出向．1996 年東京工業大学大学院総合理工学研究科教授，現在に至る．工学博士．法的推論システム，ヒューマンインタフェース，マルチエージェントシステムなどの研究に従事．情報処理学会，電子情報通信学会，ヒューマンインタフェース学会，言語処理学会，情報ネットワーク法学会，IEEE 各会員．