拡張BDI論理 $\mathcal{TCMA}\mathcal{TCes}$ による協調行為のモデル化と応用

Modeling Cooperative Actions Using an Extended BDI Logic $\mathcal{TCMA}\mathcal{TCes}$

新出 尚之
NIDE, Naoyuki

奈良女子大学理学部
Faculty of Science, Nara Women's University
nide@ics.nara-wu.ac.jp

高田 司郎
Shiro Takata

近畿大学理工学部
School of Science and Engineering, Kinki University
shiro@info.kindai.ac.jp

藤田 恵
Megumi Fujita

奈良女子大学大学院 人間文化研究科
Graduate School of Humanities and Sciences, Nara Women's University
saboten@ics.nara-wu.ac.jp

keywords: BDI, logic, multiagent, formalization, cooperation

Summary

In multi-agent environments, to model cooperations among autonomous agents, many notions such as mutual beliefs and joint intentions, recognition of possibilities to achieve a goal with cooperation, and team formations, should be formally represented. In the traditional BDI logics, it is hard to treat them uniformly. We show the way to treat them uniformly using the fixed-point operator of the extended BDI logic $\mathcal{TCMA}\mathcal{TCes}$. We also give some examples to apply it to the proof of some behaviors of multi-agent systems.

1. はじめに

BDI モデルでは、合理的エージェントは、信念・願望・意図の3種類の心的状態の概念を明示的に持ち、これらを保持・更新することで意思決定を行い、目的達成に向けた振る舞いをする。これら心的状態やその時間的変化は、BDI logic という様相論理体系によって形式的に記述できる。これによって合理的エージェントの性質や振る舞いに関する形式的な議論が可能であることが、BDI モデルの主な利点の1つである。

しかし、BDI モデルの応用の進展に伴い、モデル内で使われる概念の拡張が試みられると、形式化可能という利点を崩さないために、論理体系の方にも拡張が求められる。その一環として我々は、強化学習 [Sutton 98] の BDI モデルへの取り込みや、マルチエージェント環境での相互信念や共同意図などを記述可能にするために、確率的状態遷移と不動点オペレータを導入した BDI logic の拡張体系、 $\mathcal{TCMA}\mathcal{TC}$ (Theory about Observations of Multi-Agents with Tense and Odds) を提案した [新出 08]。

けれども、従来の $\mathcal{TCMA}\mathcal{TC}$ には、心的状態オペレータ相互間の関係がまだ導入されておらず、3種類の心的状態は論理的には互いに無関係に存在していた。そのため、合理的エージェントに要請される性質として Bratman の

「意図の論理」で述べられている「心的状態の整合性」を扱うことができなかった。

例えば「 ϕ を可能な将来のいずれかで達成することを願望するには、その達成の可能性を信じていなければならない」(「非対称性テーゼ」[Bratman 87]の一部)や「 ϕ の達成を願望するなら、そう願望していることを信じている」(内省公理の1つ)は、BDI logic では $\text{DESIRE}\phi \supset \text{BELIEF}\phi$ および $\text{DESIRE}\phi \supset \text{BEL}\text{DESIRE}\phi$ と表現される。これら心的状態の整合性は、合理的エージェントにとって基本的な性質であるため、形式的にもこれらの妥当性を示せることが望まれる。我々は、従来の BDI logic のシーケント計算でこれらを証明可能な演繹体系を提示した [新出 03]。しかし、 $\mathcal{TCMA}\mathcal{TC}$ では心的状態同士に関連がなかったため、これら(に相当する論理式)を証明することはできなかった。

これらのうち特に非対称性テーゼを扱う上では、後に2.2.3節で示すように、イベントの選択に関する記述の導入が自然な役割を果たす。そこで、本論文では、我々は $\mathcal{TCMA}\mathcal{TC}$ にイベントの選択に関する構文を導入して拡張した $\mathcal{TCMA}\mathcal{TCes}$ ($\mathcal{TCMA}\mathcal{TC}$ with event selection) を提案し、また、上述した心的状態の整合性を証明できるような演繹体系を示す。

従来の BDI logic では、協調行為をモデル化するために必要な、相互信念、共同意図、目標の達成可能性の認識、チーム編成など、多くの概念の形式的な表現を、統一的かつ一貫した形で扱うことは難しかった。本論文では、 $\mathcal{TCMAS}$ の不動点オペレータを用いてこれらを統一的に表現できることを示すが、その際に、基本的な性質としての心的状態の整合性を扱えることは、3.2 節でも述べるように重要な役割を果たす。加えて、マルチエージェント環境での協調行為などに関する性質の記述や証明への応用の事例も示す。

なお、イベントの選択の導入は、強化学習の標準的な定式化である MDP[Puterman 94] を BDI モデルの論理的枠組みに取り込む上でも有用である。ただし我々は、4.2 節で述べる通り、これに関する議論については別論文[高田 10]に譲る。

2. 論理体系 $\mathcal{TCMAS}$

本節では $\mathcal{TCMAS}$ の構文・意味論および演繹体系を導入する。 $\mathcal{TCMAS}$ は点時刻分岐時相論理に、不動点オペレータと、マルチエージェント環境における個々のエージェントに関する心的状態オペレータを導入したものである。

2.1 構文

§1 論理式

まず $\mathcal{TCMAS}$ の論理式の定義を与える。以下では、単に「論理式」と言えば $\mathcal{TCMAS}$ の論理式を指すものとする。変数記号として、 x や y などは一階述語論理での通常の変数記号として用い、 $\mathfrak{x}$ や $\mathfrak{y}$ などは論理式を表現する変数記号として用いる。後者は以降「論理式変数記号」と呼称し、主として不動点オペレータ使用時の変数記号として用いる（論理式変数記号に対する限量の構文はない）。

一階言語 $\mathcal{L}$ 、論理式変数記号の集合 $\mathcal{V}$ 、イベント定数記号の集合 $\mathcal{E}$ 、および、エージェント定数記号の集合 $\mathcal{A}$ を各 1 つずつ適当に選んで与えておく。ただし $\mathcal{L}$ には 2 引数の述語記号として等号 $=$ を含むものとし、また $\mathcal{E}$ 、 $\mathcal{A}$ は有限集合、 $\mathcal{V}$ は無限集合とする。以下、 $\{p \mid p \in \mathbb{R}, 0 \leq p \leq 1\}$ を $[0, 1]$ と書く。

以下が $\mathcal{TCMAS}$ の構文の定義である。

- 一階述語論理の原始論理式は ($\mathcal{TCMAS}$ の) 論理式
- ϕ, ψ が論理式ならば $\phi \vee \psi, \neg \phi$ も論理式
- ϕ が論理式、 x が ($\mathcal{L}$ の) 変数記号ならば $\forall x \phi$ も論理式
- $e \in \mathcal{E}$ ならば $\text{pos}(e)$ は論理式
- $e \in \mathcal{E}$ 、 n が正整数、各 $i = 1, 2, \dots, n$ に関して ϕ_i が論理式、 $p_i \in [0, 1]$ 、 $r_i \in \{\geq, >\}$ ならば $X^e_{(r_1 p_1 \phi_1 \mid \dots \mid r_n p_n \phi_n)}$ も論理式。特に $n = 1$ の場合は $X^e_{(r_1 p_1 \phi_1)}$ の略記として $X^e_{r_1 p_1 \phi_1}$ を用いる

- ϕ が論理式、 $a \in \mathcal{A}$ ならば $\text{BEL}^a \phi, \text{DESIRE}^a \phi$ および $\text{INTEND}^a \phi$ も論理式
- $\mathfrak{x} \in \mathcal{V}$ ならば $\mathfrak{x}$ は論理式
- ϕ が論理式、 $\mathfrak{x} \in \mathcal{V}$ で、 $\mathfrak{x}$ が ϕ の中で $\neg$ の奇数段のネストの中に出現しないならば $\mu \mathfrak{x}.\phi$ は論理式。 μ は最小不動点オペレータ [Kozen 83] と呼ばれるものである

上の定義中、「 $\mathfrak{x}$ が ϕ の中で $\neg$ の n 段のネストの中に出現する」とは以下のように定義する。

- $\mathfrak{x}$ は $\mathfrak{x}$ の中で $\neg$ の 0 段のネストの中に出現する
- $\mathfrak{x}$ が ϕ の中で $\neg$ の n 段のネストの中に出現するならば、 $\phi \vee \psi, \psi \vee \phi, \forall x \phi, X^e(\dots \mid r_p \phi \mid \dots), \text{BEL}^a \phi, \text{DESIRE}^a \phi, \text{INTEND}^a \phi, \mu \mathfrak{y}.\phi$ (ここで $\mathfrak{y}$ は $\mathfrak{x}$ と異なる論理式変数記号) の中でも $\neg$ の n 段のネストの中に出現する。また、 $\neg \phi$ の中では $\neg$ の $n+1$ 段のネストの中に出現する

例えば $\mu \mathfrak{x}.\phi \vee \psi \wedge \text{AX} \mathfrak{x}$ は μ を用いた論理式の例で (ここで $\wedge$ および AX は後述の略記)、CTL* の $A(\psi \cup \phi)$ に相当する (不動点オペレータの正確な意味は 2.2.2 節で述べる)。他にもいくつかの μ の使用例を 2.1.3 節に示す。

なお、従来の $\mathcal{TCMAS}$ と比べての構文的拡張は、等号および pos の導入のみである。 $\text{pos}(e)$ は、直感的には「現時刻でイベント e が実行可能である」を表す。

この他、 $\wedge$ や $\vee$ や $\Leftrightarrow$ や $\exists$ を一般的な略記として導入する^{*1}。また、必要に応じて括弧で曖昧さを除去し、括弧がない場合の論理オペレータの結合順序は、単項オペレータ $\neg, \forall, \exists, \mu$ の順に先に結合するものとする。さらに、 $\wedge, \vee$ は左結合、 $\neg$ は右結合とする。

$\nu \mathfrak{x}.\phi$ は $\neg \mu \mathfrak{x}.\neg \phi$ の略記とする。 μ が最小不動点オペレータであるのに対し、 ν は最大不動点オペレータである。

また、 $X^e_{<p} \phi, X^e_{\leq p} \phi, X^e_{=p} \phi$ および $X^e_{\neq p} \phi$ はそれぞれ $\neg X^e_{\geq p} \phi, \neg X^e_{>p} \phi, X^e_{\geq p} \phi \wedge \neg X^e_{>p} \phi, X^e_{>p} \phi \vee \neg X^e_{\geq p} \phi$ の略記として導入する。さらに、 $\text{AX}^e \phi, \text{EX}^e \phi$ は各々 $X^e_{\geq 1} \phi, X^e_{>0} \phi$ の略記、 $\text{AX} \phi, \text{EX} \phi$ は各々 $\bigwedge_{e \in \mathcal{E}} (\text{pos}(e) \supset \text{AX}^e \phi), \bigvee_{e \in \mathcal{E}} (\text{pos}(e) \wedge \text{EX}^e \phi)$ の略記とする。特に、 $\text{AX} \phi, \text{EX} \phi$ は直感的にはそれぞれ「(可能なイベントによって遷移した) 次の時刻には必ず (確率 1 で) ϕ が成り立つ」および「(可能なイベントによって遷移した) 次の時刻のどれかで (0 より大きい確率で) ϕ が成り立つ」を表し、CTL での $\text{AX} \phi, \text{EX} \phi$ に相当するものである。

AX に相当するオペレータと不動点オペレータを持つため、 $\mathcal{TCMAS}$ は時相論理として CTL* より高い記述力を持つ [Manolios 00, Dam 90]。

§2 様相オペレータの直感的解釈

X^e オペレータは、CTL の next time オペレータ AX をイベント e に関する確率的状態遷移に拡張したものである。例えば、 $X^e_{(\geq .3 \phi_1 \mid \geq .5 \phi_2)}$ は直感的には「イベント

^{*1} $\neg$ が略記のため、例えば $X^e_{\leq 1} \mathfrak{x} \supset \psi$ の中で $\mathfrak{x}$ は $\neg$ の 1 段のネストの中に出現することに注意。

e を実行すると、1 時刻後に 0.3 以上の確率で ϕ_1 が成り立ち、この ϕ_1 が成立する状態とは排他的な関係にある 1 時刻後の状態において 0.5 以上の確率で ϕ_2 が成り立つ」と解釈される。一方、 $X_{\geq 0.3}^e \phi_1 \wedge X_{\geq 0.5}^e \phi_2$ は直感的には「イベント e を実行すると、1 時刻後に 0.3 以上の確率で ϕ_1 が成り立ち、かつ、0.5 以上の確率で ϕ_2 が成立する」と解釈される。図 1 のように、前者は、論理式 ϕ_1 が成り立つ 1 時刻後の状態と、論理式 ϕ_2 が成り立つ 1 時刻後の状態とをそれぞれ別々に (かつ、遷移確率がそれぞれ 0.3, 0.5 以上となるように) 取れることを要求しているが、後者はそのような制約はない。前者を用いて、例えば $X^e(\geq 0.3 \phi_1 \mid \geq 0.5 \phi_2 \mid \geq 0.2 \phi_3)$ のように書くことで、あるイベントによる確率的遷移を完全に記述できる。なお、本論文では心的状態オペレータによるエージェントの協調行為などの振る舞いの記述に焦点を当てるため、確率的遷移については詳しくは扱わない。

 図 1 X^e オペレータの直感的解釈

$BEL^a \phi, DESIRE^a \phi, INTEND^a \phi$ は、各々「エージェント a が ϕ という信念/願望/意図を持つ」を表す。現時点では、心的状態オペレータには確率を導入していない。

§3 不動点オペレータによる記述例

不動点オペレータを用いると、時間の経過や相互心的状態などに関するさまざまな概念を表現できる。

例えば $\nu \mathcal{X}.(\phi \wedge AXAX\mathcal{X})$ は (これは $\neg \mu \mathcal{X}.\neg(\phi \wedge AXAX\neg\mathcal{X})$ の略記である)「 ϕ が現在以降 1 時刻おきに成り立つ」を表す。また、イベント毎の next time オペレータがあるため「イベント e_1, e_2 を交互に実行し続ければいつか ϕ が成り立つ」といったことも $\mu \mathcal{X}.(\phi \vee AX^{e_1}(\phi \vee AX^{e_2}\mathcal{X}))$ のように書ける。さらに、 $\nu \mathcal{X}.\bigwedge_{a \in \{a_1, a_2, a_3\}} BEL^a(\phi \wedge \mathcal{X})$ は「 ϕ がエージェント a_1, a_2, a_3 の相互信念である」を表す。

不動点オペレータは、動的論理風的能力も提供する。大まかではあるが例を示す。いま、記号列 P と論理式 ϕ に対し、以下によって $M(P, \phi)$ が定義できる場合、 P を「プログラム」と呼ぶものとする。直感的には P はイベントを実行文、論理式を条件式とし、接続・選択・反復から構成されるプログラムである。

$$\begin{aligned}
 M(\epsilon, \phi) &= \phi \quad (\epsilon \text{ は空文を表す}) \\
 M(e, \phi) &= AX^e \phi \quad \text{if } e \in \mathcal{E} \\
 M(\alpha; \beta, \phi) &= M(\alpha, M(\beta, \phi))
 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
 M(\text{if } \psi \text{ then } \alpha \text{ else } \beta \text{ endif}, \phi) &= \\
 &\psi \wedge M(\alpha, \phi) \vee \neg \psi \wedge M(\beta, \phi) \\
 M(\text{while } \psi \text{ do } \alpha \text{ done}, \phi) &= \\
 &\nu \mathcal{X}.(\neg \psi \wedge \phi \vee \psi \wedge M(\alpha, \mathcal{X})) \\
 &(\mathcal{X} \text{ は } \phi, \psi \text{ に現れない論理式変数記号})
 \end{aligned}$$

このとき、 $M(P, \phi)$ は「プログラム P の実行後には ϕ が成り立つ」を表す論理式となる。例えば $M(\text{while } \psi \text{ do } e_1 \text{ done}, \phi) = \nu \mathcal{X}.(\neg \psi \wedge \phi \vee \psi \wedge AX^{e_1} \mathcal{X})$ で、これは「 ψ である間 e_1 を実行し続ける」というプログラムの実行後に ϕ が成り立つことを表す。

2.2 意味論

§1 BDI ストラクチャ

以下のものを定めておく。

- 可能世界の集合 $W (\neq \emptyset)$
- W の各要素 w に対し、state の集合 $St_w (\neq \emptyset)$
- W の各要素 w と St_w の各要素 $t \in St_w$ に対し、一階言語の解釈 (変数割り当てを含む) $i_{w,t}$ 。すなわち、領域 U 、および定数記号・述語記号・関数記号・変数記号の解釈の組。ただし、領域 U は全ての可能世界の全ての state に対して共通であること。また、 $=$ の解釈は等号の性質を満たすこと (i.e. 任意の項 T_1, T_2 に対し、 $i_{w,t}$ で $T_1 = T_2$ が真 iff $i_{w,t}$ での T_1 と T_2 の解釈が同じ)。
- W の各要素 w と St_w の各要素 $t \in St_w$ に対し、 $\mathcal{E}$ の空でない部分集合 $pos_{w,t}$
- W の各要素 w と $\mathcal{E}$ の各要素 e に対して、 St_w 上の serial な^{*2} 2 項関係 $R_w^e \subseteq St_w \times St_w$ 、および R_w^e から $[0, 1]$ への関数 $\mathcal{P}_w^e$ 。ただし、任意の $t \in St_w$ および任意の $e \in \mathcal{E}$ に対し、 $\sum_{t' \in \{t' \mid t R_w^e t'\}} \mathcal{P}_w^e(t, t') = 1$ であること
- $\mathcal{A}$ の各要素 a と $\bigcup_{w \in W} St_w$ の各要素 t に対し、集合 $\{w \mid t \in St_w\}$ 上の serial な 2 項関係 $\mathcal{B}_a^t, \mathcal{D}_a^t, \mathcal{I}_a^t$ であって、以下を満たすもの:
 - [i] $w \mathcal{B}_a^t w'$ を満たす任意の $w, w', w'' \in W$ に対し、 $R \in \{\mathcal{B}_a^t, \mathcal{D}_a^t, \mathcal{I}_a^t\}$ のそれぞれについて $w R w''$ iff $w' R w''$ 。特に、 $\mathcal{B}_a^t$ は transitive かつ Euclidean であることになる
 - [ii] $w'' \mathcal{B}_a^t w$ を満たす任意の $w'', w \in W$ に対し、 w のある subworld $w' \in W$ があって $w'' \mathcal{D}_a^t w'$ 。また、 $\mathcal{D}_a^t$ と $\mathcal{I}_a^t$ のペアについても同様の性質が成り立つこと

ただし、ここで w' が w の subworld であるとは、以下を満たすことと定義し、このとき $w \sqsupseteq w'$ と書く (w 自身も w の subworld の 1 つであることに注意)。

- $St_w = St_{w'}$

^{*2} 集合 S 上の 2 項関係 R が serial であるとは、任意の $s \in S$ に対し、 $s R s'$ となる $s' \in S$ が存在することをいう。また、 R が Euclidean であるとは、任意の $s, s', s'' \in S$ に対し、 $s R s'$ かつ $s R s''$ ならば $s' R s''$ となることをいう。

- 任意の $t \in St_w$ に対し $i_{w,t} = i_{w',t}$, $pos_{w,t} \supseteq pos_{w',t}$
- 任意の $t \in St_w$, $w'' \in W$ に対し $w B_a^t w''$ iff $w' B_a^t w''$. D_a^t, I_a^t についても同様
- 任意の $e \in \mathcal{E}$ について $R_w^e = R_{w'}^e$, $\mathcal{P}_w^e = \mathcal{P}_{w'}^e$

以上を組にしたものを, ここでは BDI ストラクチャと呼ぶ. 大まかには, state は時相論理の「点時刻」に相当し, 1 つの可能世界は時刻の木である. R_w^e は可能世界 w 内の時刻の前後関係で, $t R_w^e t'$ および $\mathcal{P}_w^e(t, t') = p$ は state t でイベント e を実行すると確率 p で次の時刻は state t' になることを表し, また, $pos_{w,t}$ は state t で実行可能なイベントの集合を表す. w の subworld とは, w と比べて, 各 state での実行可能なイベントだけが制限されたもので, それ以外は w と全く同じであるような世界である.

B_a^t, D_a^t, I_a^t は時刻 t における可能世界間の可視関係で, エージェント a の信念・願望・意図を表す.

図 2 に BDI ストラクチャの概略を示した (ただしこの図は, B_a^t などを全て表示したものではなく, B_a^t の serial 性などの性質も反映していない). state の丸の中に書かれているイベントはその state で可能なイベント, エッジに付いているイベントはそのイベントでの遷移であることを表す. w'_2 は w'_1 の, w''_2 は w'_1 の subworld である.

図 2 BDI ストラクチャの概略

ただ, R_w^e は serial としたため, 形式的には $pos_{w,t}$ の値の如何によらず, どの state からもどのイベントによる遷移も存在することになる (図 2 で言えば, 例えば w'_2 の t からの e_3 のイベントによる遷移も存在する). しかしこれは, 演繹体系を不要に複雑にしないための措置であり, 直感的解釈としては, $pos_{w,t} \not\ni e$ であれば実際には t からのイベント e による遷移は考慮しない (すなわち, イベント e は実行できないと考える) こととする. 例えば図 2 で w'_2 の t からの e_3 のイベントによる遷移は存在し

ないものとして考える^{*3}. 2.1.1 節での $AX\phi$, $EX\phi$ の略記の定義は, このような扱いを反映したものである.

§2 論理式の解釈

以後, $\{(w, t) \mid w \in W, t \in St_w\}$ を Swt と書く.

BDI ストラクチャ M , および $\mathcal{V}$ から 2^{Swt} への関数 $f_{\mathcal{V}}$ を 1 つ定めておく. 論理式 ϕ に対し, その解釈 $\llbracket \phi \rrbracket_{\langle M, f_{\mathcal{V}} \rangle}$ を以下のように定める ($\llbracket \phi \rrbracket_{\langle M, f_{\mathcal{V}} \rangle} \subseteq Swt$ である).

- ϕ が原始論理式のとき, $\llbracket \phi \rrbracket_{\langle M, f_{\mathcal{V}} \rangle} = \{(w, t) \mid M \text{ で } i_{w,t} \text{ で } \phi \text{ が真}\}$
- $\llbracket \phi \vee \psi \rrbracket_{\langle M, f_{\mathcal{V}} \rangle} = \llbracket \phi \rrbracket_{\langle M, f_{\mathcal{V}} \rangle} \cup \llbracket \psi \rrbracket_{\langle M, f_{\mathcal{V}} \rangle}$
- $\llbracket \neg \phi \rrbracket_{\langle M, f_{\mathcal{V}} \rangle} = Swt \setminus \llbracket \phi \rrbracket_{\langle M, f_{\mathcal{V}} \rangle}$
- $\llbracket \forall x \phi \rrbracket_{\langle M, f_{\mathcal{V}} \rangle} = \bigcap_{u \in U} \llbracket \phi \rrbracket_{\langle M^u, f_{\mathcal{V}} \rangle}$ ここで, M^u は M での x の解釈を u に変更して得られる BDI ストラクチャとする
- $\llbracket pos(e) \rrbracket_{\langle M, f_{\mathcal{V}} \rangle} = \{(w, t) \mid pos_{w,t} \ni e\}$
- $\llbracket X^e(r_{1p_1} \phi_1 \mid \dots \mid r_{np_n} \phi_n) \rrbracket_{\langle M, f_{\mathcal{V}} \rangle} = \{(w, t) \mid \text{各 } i = 1, \dots, n \text{ について } T_i \subseteq \{t' \mid (w, t') \in \llbracket \phi_i \rrbracket_{\langle M, f_{\mathcal{V}} \rangle}\} \text{ かつ } (\sum_{t' \in T_i} \mathcal{P}_w^e(t, t')) r_i p_i \text{ を満たすような } \{t' \mid t R_w^e t'\} \text{ の互いに素な部分集合 } T_1, \dots, T_n \text{ が存在する}\} (r_i \text{ は } >, \geq \text{ のいずれかであることを注意})$
- $\llbracket BEL^a \phi \rrbracket_{\langle M, f_{\mathcal{V}} \rangle} = \{(w, t) \mid w B_a^t w' \text{ なる任意の世界 } w' \text{ に対して } (w', t) \in \llbracket \phi \rrbracket_{\langle M, f_{\mathcal{V}} \rangle}\}$
- $\llbracket DESIRE^a \phi \rrbracket_{\langle M, f_{\mathcal{V}} \rangle}, \llbracket INTEND^a \phi \rrbracket_{\langle M, f_{\mathcal{V}} \rangle}$ については同様
- $\mathcal{X} \in \mathcal{V}$ のとき, $\llbracket \mathcal{X} \rrbracket_{\langle M, f_{\mathcal{V}} \rangle} = f_{\mathcal{V}}(\mathcal{X})$

また, 以上の定義からは, 論理式変数記号 $\mathcal{X}$ の自由な出現を持つ (持たなくても) 論理式 ϕ を, $\mathcal{X}$ の解釈を受け取って ϕ の解釈を返す関数 $f_{\phi}: 2^{Swt} \rightarrow 2^{Swt}$ と捉え直すことができる. そこで,

• $\llbracket \mu \mathcal{X}. \phi \rrbracket_{\langle M, f_{\mathcal{V}} \rangle}$ は, f_{ϕ} の最小不動点である
と定義する. この場合, 定義から f_{ϕ} は単調関数となるので, 最小不動点の存在は保証される [Tarski 55].

$\llbracket \phi \rrbracket_{\langle M, f_{\mathcal{V}} \rangle}$ は, ϕ の成り立つ世界と state のペア (w, t) の集合と見ることができる. $\llbracket \phi \rrbracket_{\langle M, f_{\mathcal{V}} \rangle} \ni (w, t)$ であるとき, 世界 w の state t で ϕ が成り立つという. 論理式 ϕ が, 任意の $M, \mathcal{V}$ に対し $\llbracket \phi \rrbracket_{\langle M, f_{\mathcal{V}} \rangle} = Swt$ を満たすとき, ϕ は恒真であるという.

§3 subworld の制限とイベント選択の導入の利点

BDI ストラクチャに設けた subworld の制限は, エージェントの意思決定の過程を自然に表現していると考えられる. エージェントはまず, 信念として持っている可能な状態 (時間) 遷移の中から, 望ましいイベント列を伴うものを選択して, 願望の可能世界を subworld として形成し, さらに (図 2 には示していないが) その世界の状態遷移のうち現状で最も合理的と考えられるイベント遷

^{*3} $\mathcal{TOMATO}$ では, 「死状態」を表す特別な原始論理式 $dead$ を設け, 「実行可能なイベント以外では死状態に遷移する」とすることで, これに相当することを表現していた. ただしこの方法では, 構文的には特別ではない $dead$ を意味論上特別扱いする必要があり, また, 4.2 節に述べるようなイベントの選択確率導入への拡張はこの方法ではできない難点がある.

移列を意図とすることで、意思決定を行う。Rao らによる BDI logic でのモデル化にもこの考えは現れていたが [Rao 97], 我々の体系では、イベントの選択可能性を信念・願望・意図の順に狭めていくという形で、意思決定の過程をより明確化することができる。

また、非対称性テーゼの恒真性も、この subworld の制限によって実現される。図 2 では、世界 w の state t で $\text{DESIRE}^a \text{EX} p$ が成り立つなら (つまり、 w'_2, w''_2, w'''_2 の全てで、state t の次の時刻のどれかで p が成り立つなら)、 $\text{BEL}^a \text{EX} p$ も成り立っている—すなわち、 $\text{DESIRE}^a \text{EX} p \supset \text{BEL}^a \text{EX} p$ が成り立つ。(なお、内省は BDI ストラクチャの $\mathcal{B}_a^t, \mathcal{D}_a^t, \mathcal{I}_a^t$ に入れた制限 [i] によって成り立っている)

なお、ここで願望におけるイベントの選択に確率を設けると (例えば図 2 の w'''_2 の t において、イベント e_1 と e_4 の選択確率を 0.7 と 0.3 にする。特定のイベントによる確率的遷移とは異なる話であることに注意—例えばイベント e_1 で遷移した結果図 2 の t_4 に行く確率は 1 のままである)、これは、エージェントが行為選択を確率的に行うことをモデル化していることになる。イベントによる確率的遷移と合わせると、1 章で触れた MDP の BDI モデルへの取り込みも可能となる。ただし、4.2 節でも述べる通り、本論文ではイベント選択への確率の導入についての議論には立ち入らない。

2.3 演 繹 体 系

本節では $\mathcal{TCMAS}\mathcal{TCes}$ のシーケント計算による演繹体系を与える。なお、文中ではシーケントの範囲を明示するために、シーケント全体を $[]$ でくくることがある。

以降、 Σ, Δ などギリシャ文字の大文字 (「 $'$ 」付きの Σ' など含む) は論理式 0 個以上の並びとする。ただし Θ のみ、論理式 0 個または 1 個を表すとする。また、論理式の並び Γ と単項論理オペレータ K に対し、 $K\Gamma$ は Γ の各論理式に K を前置して得られる論理式の並びを表す。

本体系では、 α 同値な論理式を同一視する。また、シーケントの「 $\rightarrow$ 」の左右は論理式の multi set とする (従って Exchange の規則がない)。ただし、シーケント内の論理式中、 $\text{pos}(e)$ の形の部分論理式の各出現には、 $^\varepsilon, ^\dagger, ^\ddagger$ のうちのいずれか 1 つのマークが付く (その他の論理式には付かない)。マークは以下の条件を満たさねばならない。

- 1 つの論理式の部分論理式に、マークの異なるものが混在してはならない
 - 心的状態様相オペレータ $\text{BEL}^a, \text{DESIRE}^a$ および INTEND^a のスコープ内部には $^\dagger, ^\ddagger$ は付かない
- $^\varepsilon$ 付きの $\text{pos}(e)^\varepsilon$ は、マークなしの $\text{pos}(e)$ と同一視する。他の 2 つのマークの直感的解釈は、「その論理式が subworld で真になる」である。

シーケント $[\Sigma \rightarrow \Delta]$ が世界 w の state t で偽であるのは、 $w \sqsupseteq w' \sqsupseteq w''$ なる $w', w'' \in W$ が存在し、 Σ のうちマーク ‡ の現れる論理式が w'' において、 † の現れる論

理式が w' において、その他の論理式が w において state t で真、かつ Δ のうち ‡ の現れる論理式が w'' において、 † の現れる論理式が w' において、その他の論理式が w において state t で偽である場合と定義する。大まかに言い替えると、あるシーケントが真となるのは、「 $\rightarrow$ 」の左の論理式が全て真ならば $\rightarrow$ の右の論理式が 1 つ以上真 (ただし、マークのある論理式は subworld で真偽を考える)」が成り立つ場合である。 $\{(w, t) \mid (w, t) \text{ でシーケント } S \text{ が真}\}$ を、2.2.2 節と同じ記号を用いて $[S]_{\langle M, f_V \rangle}$ と書く。

§1 推論規則

推論規則を図 3 に挙げる。ただし「 $\rightarrow$ 」の左の X^e オペレータに関する推論規則は図 3 には示していない。これについては別途 2.3.3 節で述べる。なお、 ϕ 中に出現するマーク $^\varepsilon$ (ただし $\text{BEL}^a, \text{DESIRE}^a, \text{INTEND}^a$ のスコープ内を除く) を全て † に変えたものを $\phi^\dagger$, ‡ に変えたものを $\phi^\ddagger$ と書く。 Γ に対する $\Gamma^\dagger, \Gamma^\ddagger$ も同様に定義する。 $(^\dagger$ や ‡ が論理式につく場合、論理オペレータよりも先に結合するものとする。例えば $\text{EX}\phi^\dagger$ は $(\text{EX}\phi^\dagger)$ でなく $\text{EX}(\phi^\dagger)$ を表す)

$\mathcal{TCMAS}\mathcal{TC}$ と比べて追加・変更となった規則は、等号に関するものを除くと、 evAll など pos オペレータ関連の (名前に ev がつく) 3 つと、 BEL-KD45-DI および DESIRE-KD-I である。それらの意義については 2.3.2 節で簡単に説明する。

規則 Initial の $\rightarrow$ の両側の ϕ は、マーク (あれば) まで含めて一致していなければならない。また、マークの種類は、特記のある場合を除き、推論規則の適用によって変更されない。(よって、例えば $\phi = \text{pos}(e)^\dagger$, $\psi = \text{pos}(e) = \text{pos}(e)^\varepsilon$ のとき、 $\vee$ 左を順向きに適用はできない。 $\phi \vee \psi$ に異なるマークが混在するためである。また、 $\Gamma \ni \text{pos}(e)^\dagger$ のとき、 $\Gamma \rightarrow \Theta$ に INTEND-KD を順向きに適用はできない。 † が INTEND^a のスコープ内に入るためである)

規則 $\forall$ 左、 $=, =$ 左、 $=$ 右の t, t' は任意の項、 $\forall$ 右の y は結論に現れない新しい変数記号とする。これらの規則と重ね左・右の規則は、命題論理に制限する場合は使われない。特に $=, =$ 左、 $=$ 右は、等号を導入するための規則である。また、規則 evAll で、 $\{e_1, \dots, e_n\}$ は $\mathcal{E}$ と等しくなければならない。

推論規則 X_{excl} は、「前提に書かれている形の部分論理式がシーケント中に現れれば、その部分を結論に書かれている式に置き換えてよい」ことを表す。ただし $n \geq 2$ で、各 i に対し ψ_i は $\neg X_1 \wedge \dots \wedge \neg X_{i-1} \wedge X_i \wedge \neg X_{i+1} \wedge \dots \wedge \neg X_n$ の形 (ここで $X_1, \dots, X_n$ は規則の結論に自由に出現しない論理式変数記号) である。これと $X_{>}$ 右は、逆向きに適用することで、 X^e オペレータをトップレベルに持つ式を、 $\rightarrow$ の左の $X_{rp}^e \phi$ の形のもののみにすることができ、それによって 2.3.3 節で述べる X^e オペレータに関する規則を適用できるようにするための規則である。

$$\begin{array}{c}
\frac{}{\phi \rightarrow \phi} \text{Initial} \quad \frac{\Sigma \rightarrow \Delta}{\Sigma, \Sigma' \rightarrow \Delta, \Delta'} \text{Weak} \quad \frac{\Sigma, \phi, \phi \rightarrow \Delta}{\Sigma, \phi \rightarrow \Delta} \text{重ね左} \quad \frac{\Sigma \rightarrow \Delta, \phi, \phi}{\Sigma \rightarrow \Delta, \phi} \text{重ね右} \quad \frac{}{\rightarrow t = t} = \\
\frac{\Sigma, \phi[x := t], t = t' \rightarrow \Delta}{\Sigma, \phi[x := t'] \rightarrow \Delta} = \text{左} \quad \frac{\Sigma, t = t' \rightarrow \Delta, \phi[x := t]}{\Sigma \rightarrow \Delta, \phi[x := t']} = \text{右} \quad \frac{\Gamma, \phi[x := \mu x. \phi] \rightarrow \Delta}{\Gamma, \mu x. \phi \rightarrow \Delta} \mu \text{左} \quad \frac{\Gamma \rightarrow \Delta, \phi[x := \mu x. \phi]}{\Gamma \rightarrow \Delta, \mu x. \phi} \mu \text{右} \\
\frac{\Gamma \rightarrow \Delta, \text{pos}(e_1)^\dagger}{\Gamma \rightarrow \Delta, \text{pos}(e_1)} \text{ev}^\varepsilon \quad \frac{\Gamma \rightarrow \Delta, \text{pos}(e_1)^\ddagger}{\Gamma \rightarrow \Delta, \text{pos}(e_1)^\dagger} \text{ev}^\dagger \quad \frac{}{\rightarrow \text{pos}(e_1)^\ddagger, \dots, \text{pos}(e_n)^\ddagger} \text{evAll} \quad \frac{\Sigma \rightarrow \Delta, \phi}{\Sigma, \neg \phi \rightarrow \Delta} \neg \text{左} \quad \frac{\Sigma, \phi \rightarrow \Delta}{\Sigma \rightarrow \Delta, \neg \phi} \neg \text{右} \\
\frac{\Sigma, \phi \rightarrow \Delta \quad \Sigma, \psi \rightarrow \Delta}{\Sigma, \phi \vee \psi \rightarrow \Delta} \vee \text{左} \quad \frac{\Sigma \rightarrow \Delta, \phi, \psi}{\Sigma \rightarrow \Delta, \phi \vee \psi} \vee \text{右} \quad \frac{\Sigma, \phi[x := t] \rightarrow \Delta}{\Sigma, \forall x \phi \rightarrow \Delta} \forall \text{左} \quad \frac{\Sigma \rightarrow \Delta, \phi[x := y]}{\Sigma \rightarrow \Delta, \forall x \phi} \forall \text{右} \\
\frac{\Gamma, X_{\geq 1-p}^e \neg \phi \rightarrow \Delta}{\Gamma \rightarrow \Delta, X_{\geq p}^e \phi} X_{\geq \text{左}} \quad \frac{\Gamma, X_{\geq 1-p}^e \neg \phi \rightarrow \Delta}{\Gamma \rightarrow \Delta, X_{> p}^e \phi} X_{> \text{左}} \quad \frac{\dots X_{r_1 p_1}^e (\phi_1 \wedge \psi_1) \wedge \dots \wedge X_{r_n p_n}^e (\phi_n \wedge \psi_n) \dots}{\dots X_{(r_1 p_1 \phi_1 \mid \dots \mid r_n p_n \phi_n)}^e \dots} X_{\text{excl}} \\
\frac{\text{BEL}^a \Gamma, \Gamma, \text{DESIRE}^a \Gamma', \Gamma'^\dagger, \text{INTEND}^a \Gamma'', \Gamma''^\ddagger \rightarrow \text{BEL}^a \Delta, \Theta, \text{BEL}^a \Theta, \text{DESIRE}^a \Delta', \text{INTEND}^a \Delta''}{\text{BEL}^a \Gamma, \text{DESIRE}^a \Gamma', \text{INTEND}^a \Gamma'' \rightarrow \text{BEL}^a \Delta, \text{BEL}^a \Theta, \text{DESIRE}^a \Delta', \text{INTEND}^a \Delta''} \text{BEL-KD45-DI} \\
\frac{\Gamma, \Gamma'^\dagger \rightarrow \Theta}{\text{DESIRE}^a \Gamma, \text{INTEND}^a \Gamma' \rightarrow \text{DESIRE}^a \Theta} \text{DESIRE-KD-I} \quad \frac{\Gamma \rightarrow \Theta}{\text{INTEND}^a \Gamma \rightarrow \text{INTEND}^a \Theta} \text{INTEND-KD}
\end{array}$$

図3 $\mathcal{JCMATOCes}$ の推論規則

§2 $\mathcal{JCMATOC}$ から変更した推論規則とその意義

各規則は、結論が恒真でない(ある世界のある state で偽となる)とき、前提を偽とする state を作れるようになっている。特に、規則 BEL-KD45-DI は、結論が世界 w の state t で偽 ($\rightarrow$ の左辺が全て真、右辺が全て偽) のとき、 $w \mathcal{B}_a^t w'$ かつ (w', t) で前提が偽になるような (w', t) を作るためにある。

このとき、 $\mathcal{B}_a^t, \mathcal{D}_a^t, \mathcal{I}_a^t$ に関する制限 [i] および [ii] (2.2.1 節) を満たす必要がある。この規則の前提に $\text{DESIRE}^a \Gamma'$ や $\text{DESIRE}^a \Delta'$ などが現れるのは、[i] を満たすためである。いま、 (w, t) でこの規則の結論が偽とすると、 $\text{DESIRE}^a \Gamma'$ が真になる(図4左上)。ここで、前述の w' を作る際は、 (w', t) で $\text{DESIRE}^a \Gamma'$ を真とせねばならない。なぜなら、 $w' \mathcal{D}_a^t w''$ を満たす世界 w'' は $w \mathcal{D}_a^t w''$ を満たさねばならず、 (w'', t) では Γ' が成り立つ必要があるからである(同図右下)。従って、規則の前提の $\rightarrow$ の左辺に $\text{DESIRE}^a \Gamma'$ を要する。 $\text{DESIRE}^a \Delta'$ などについても同様である。なお、これにより内省公理 $\text{DESIRE}^a \phi \supset \text{BEL}^a \text{DESIRE}^a \phi$ などが証明可能になる。

図4 内省公理と BDI ストラクチャ

また、同規則 (DESIRE-KD-I でも同様) の前提に $\Gamma'^\dagger$ や $\Gamma''^\ddagger$ が現れるのは、同様に [ii] を満たすためである。いま、 (w, t) で $\text{DESIRE}^a \Gamma'$ が真とする(図5左上)と、前述の w' を作る際は、 $w \mathcal{D}_a^t w'''$ を満たす w' の subworld w''' も作らねばならず、 (w''', t) では Γ' の成立を要する。従って、 (w', t) で $\Gamma'^\dagger$ を成り立たせねばならない(同図右下)。このため、規則の前提の $\rightarrow$ の左辺に $\Gamma'^\dagger$ を要する。 $\Gamma''^\ddagger$ についても同様である(同図では略しているが、 $w \mathcal{I}_a^t w''''$ を満たす w' の subworld w'''' も作り、そこで Γ'' を成り立たせねばならない)。非対称テーゼ $\text{DESIRE}^a \text{EF} \phi \supset \text{BEL}^a \text{EF} \phi$ など(ここで $\text{EF} \phi$ は $\mu x. (\phi \vee \text{EX} x)$ の略記として導入される) はこれにより証明できる(3.2 節参照)。

図5 非対称テーゼと BDI ストラクチャ

規則 $\text{ev}^\varepsilon, \text{ev}^\dagger$ は、あるイベントが世界 w の subworld において state t で実行可能ならば w 自身でもそうであること、 evAll は、各 world (subworld も含む) の各 state で実行できるイベントが最低 1 つあることを反映させるためのものである。

§3 X^e オペレータに関する推論規則

図 3 の他に、 X^e オペレータに関する推論規則があり、それを本節で述べる。これは確率的状态遷移に関する推論規則であり、本論文では協調行為など心的状態を用いて説明される概念の方に焦点を当てるため、この規則については概略を述べ、詳細は [NIDE 09] に譲る。

$\Gamma = \{X_{r_1 p_1}^e \psi_1, \dots, X_{r_n p_n}^e \psi_n\}$ とし (ただし各 $r_1, \dots, r_n$ は $\geq$ または $>$)、 $\Omega = \{\psi_1, \dots, \psi_n\}$ とする。

集合 $Z = \{Q_1, \dots, Q_m\}$ (ここで各 $Q_j \subseteq \Omega$ とする) が Γ の要充足集合であるとは、 m 変数連立線形不等式

$$\begin{cases} \sum_{1 \leq j \leq m} x_j = 1 \\ x_j > 0 & (\text{for } 1 \leq j \leq m) \\ (\sum_{1 \leq j \leq m, \psi_i \in Q_j} x_j) r_i p_i & (\text{for } 1 \leq i \leq n) \end{cases} \quad (1)$$

が解を持つ場合をいう。

Γ の要充足集合 Z のどの要素も充足可能である場合、 Z は充足可能であるという。すると、 Γ が充足可能であることと、 Γ の充足可能な要充足集合が存在することは同値である。例として $\Gamma = \{X_{\geq 0.3}^{e_1} \psi_1, X_{\geq 0.4}^{e_1} \psi_2, X_{\geq 0.6}^{e_1} \psi_3\}$ のとき、 $Z = \{\{\psi_1, \psi_2\}, \{\psi_3\}\}$ は ($x_1 = 0.4, x_2 = 0.6$ という解があるため) 要充足集合であるが、これが充足可能ならば、例えば図 2 の (w, t_1) で ψ_3 を、 (w, t_2) で ψ_1, ψ_2 を成り立たせることで、 (w, t) で Γ を充足できる。

要充足集合 $Z, Z' \subseteq 2^\Omega$ に対し、ある $Q \in Z$ と $Z'' \subseteq 2^\Omega$ があって $Z' = (Z \cup Z'') \setminus \{Q\}$ を満たす場合、 $Z \succ Z'$ と書く。 Z が充足可能なら Z' も充足可能である (Q も、従って Z'' のどの要素も充足可能だからである)。

Z が Γ の要充足集合であり、 $Z \succ Z'$ を満たす Γ の要充足集合 Z' が存在しない場合、 Z を Γ の本質的な要充足集合という。 Γ の任意の要充足集合 Z に対し、 $Z = Z_0 \succ Z_1 \succ \dots \succ Z_k = Z'$ を満たす本質的な要充足集合 Z' が必ず存在する。従って、 Γ が充足可能であることと、 Γ の本質的で充足可能な要充足集合が存在することは同値である。

よって、 Γ が充足可能でないことを示すには、 Γ の要充足集合が全て充足可能でないことを示す代わりに、 Γ の本質的な要充足集合が全て充足可能でないことを示せばよい*⁴、言い替えれば「 Γ の本質的な要充足集合のどれにも充足可能でない要素がある」ということを示せばよい。

Γ の本質的な要充足集合全ての列挙を $Z_1 = \{Q_{1,1}, \dots, Q_{1,m_1}\}, \dots, Z_k = \{Q_{k,1}, \dots, Q_{k,m_k}\}$ とする。このとき、任意の整数列 $j_1, \dots, j_k$ (ただし $1 \leq j_1 \leq m_1, \dots, 1 \leq j_k \leq m_k$) について、次の規則は $\mathcal{ITC}MAS\mathcal{ITCes}$ の推論規則である。

$$\frac{Q_{1,j_1} \rightarrow \dots Q_{k,j_k} \rightarrow}{\Gamma \rightarrow} \text{X-KD}$$

この推論規則は「タブロー法によってシーケント $[\Gamma \rightarrow]$

が証明できるためには、 Γ が充足可能でないことを示せばよく、それには Γ の本質的な要充足集合のどれにも少なくとも 1 つ充足可能でない要素があることを示せばよい」ということを反映している。

$p_1, \dots, p_n$ が具体的に与えられていれば、集合 $Z \subseteq 2^\Omega$ が Γ の要充足集合であるかどうかは、線形連立不等式 (1) が解ければ (解の有無が判定できれば) わかるので、全解探索により Γ の本質的な要充足集合を列挙することはできる。しかし、本質的な要充足集合を求める効率的なアルゴリズムの構築は今後の課題である。

§4 証明可能性の定義

以下のいずれかが成り立つとき、シーケント S はシーケントの集合 L から導出可能であるという。

(1) $S \in L$

(2) 推論規則 $\frac{S_1, \dots, S_n}{S}$ ($n \geq 0$) が存在し、 $S_1, \dots, S_n$ が全て証明可能または L から導出可能

また、以下のいずれかが成り立つとき、シーケント S は証明可能であるという。ただしここで $\phi^n(x)$ は以下のように定義される: $\phi^0(x) = x, \phi^n(x) = \phi[x := \phi^{n-1}(x)]$ 。

(a) S は $\emptyset$ から導出可能

(b) $S = [\Sigma, \mu x. \phi \rightarrow \Delta]$ (ただし x は Σ, Δ に自由に出てこない) であり、かつある正の整数 n が存在して、 $[\Sigma, \phi^n(x) \rightarrow \Delta]$ が $\{[\Sigma, x \rightarrow \Delta]\}$ から導出可能

シーケント $[\rightarrow \phi]$ が証明可能であるとき、論理式 ϕ は証明可能であるという。

§5 健全性

$\mathcal{ITC}MAS\mathcal{ITCes}$ の健全性は比較的容易に示せる。各推論規則がシーケントの恒真性を保持することは示せるので、証明可能性の定義 (b) における S が恒真であることを示せばよい。いま、2.2.2 節の関数 f_ϕ と ordinal α に対し、関数 $f_\phi^\alpha : 2^{Swt} \rightarrow 2^{Swt}$ を以下のように定める。

$$f_\phi^0(x) = x$$

$$f_\phi^{\alpha+1}(x) = f_\phi(f_\phi^\alpha(x))$$

$$f_\phi^\lambda(x) = \bigcup_{\alpha < \lambda} \{f_\phi^\alpha(x)\} \quad (\lambda \text{ が limit ordinal のとき})$$

すると、もし $[\Sigma, \phi^n(x) \rightarrow \Delta]$ が $\{[\Sigma, x \rightarrow \Delta]\}$ から導出可能ならば、任意の BDI ストラクチャと任意の論理式 ψ に対し、 $\vdash \mathcal{G} \subseteq \llbracket \Sigma, \psi \rightarrow \Delta \rrbracket_{\langle M, f_\psi \rangle}$ ならば $f_\phi^n(\mathcal{G}) \subseteq \llbracket \Sigma, \phi^n(\psi) \rightarrow \Delta \rrbracket_{\langle M, f_\psi \rangle}$ が示せる。ここで特に $\psi = \mu x. \phi$ とおくと、 ψ と $\phi^n(\psi)$ の解釈が一致すること、また、ある α が存在して、 $f_\phi^\alpha(\emptyset)$ が $\mu x. \phi$ の解釈と一致することから、 $\llbracket \mu x. \phi \rrbracket_{\langle M, f_\psi \rangle} \subseteq \llbracket \Sigma, \mu x. \phi \rightarrow \Delta \rrbracket_{\langle M, f_\psi \rangle}$ を得る。一方、 $\mu x. \phi$ が偽となる state では $[\Sigma, \mu x. \phi \rightarrow \Delta]$ は真となることから、結局 $[\Sigma, \mu x. \phi \rightarrow \Delta]$ は恒真となる。

§6 完全性の証明に向けて

現在我々は、 $\mathcal{ITC}MAS\mathcal{ITCes}$ の少なくとも命題論理に限った完全性の成立を予想し、その証明の途上である。証明の基本方針は、[NIDE 09] で示した $\mathcal{ITC}MAS\mathcal{ITC}$ の命題

*⁴ この意味で我々は「本質的」という語を用いている。

論理での完全性の証明のスケッチ (†) をもとに、心的状態の整合性に関する部分で [新出 03] と同様の修正を行うというものである。しかし、(†) のスケッチで省いた部分にいくつかの技術的問題が判明している。

(†) は、様相論理の完全性の証明では一般的な「証明不能な任意のシーケントに対して、それを偽とする BDI ストラクチャの存在を示す」という手法による。ここで、証明不能なシーケント S を偽とする世界を作るには、様相オペレータに関する推論規則によって S を導けるシーケントに対し、それを偽とする世界とその世界への可視関係を再帰的に作る (例えば INTEND-KD で S を導ける S' があれば、 S' を偽にする世界とその世界への I_a^t 可視関係を設ける)。この作業は有限で止まるよううまく制限でき、このことが証明上重要である。

しかし、有限停止性の保証のため、この作業では時刻遷移と心的状態の可視関係を区別しておらず、従って、これで作られる構造は、state と可能世界の区別がない「平板な」構造であり、図 6 のように、例えば異なる時刻同士が I_a^t で到達可能になる可能性を否定できない。このため、このままでは BDI ストラクチャの定義を満たさない。これを有限の手間で BDI ストラクチャに変換できることを保証する必要がある、この部分が問題として残っている。

図 6 「平板な」構造の例

一方、心的状態の整合性を考慮した修正としては、例えば BEL-KD45-DI で S を導ける S' がある場合に、 S' を偽にする世界とその世界への B_a^t 可視関係のみならず、その subworld も (図 5 の w''' のように) 設けるようにする。この際、各可視関係は serial B_a^t はそれに加え transitive かつ Euclidean と、要求される性質がそれぞれ異なるため、それらが満たされることを保証すべき点も問題となる。

これらの問題の解決によって、完全性の証明ができるものと予想している。

3. マルチエージェント協調の記述への応用

本節では、マルチエージェント環境での協調行為などに関する性質の記述や証明への応用の実例を示す。

3.1 不動点オペレータと等号による共同能力の記述

拡張 BDI logic の 1 つである $LORA$ [Wooldridge 00] では、協調行為に関する記述において、 $J\text{-Can}^0$ や $J\text{-Can}$ というオペレータが部品として用いられる。 $LORA$ の ($J\text{-Can}^0 g \phi$) は「エージェント群 g があるアクション

(イベント) 列によって ϕ を直接達成でき、かつそのことを相互信念として持つ」を表し、また ($J\text{-Can} g \phi$) は $\bigvee_{n \geq 0} (J\text{-Can}^n g \phi)$ という無限論理和 (ここで ($J\text{-Can}^n g \phi$) $\equiv (J\text{-Can}^{n-1} g (J\text{-Can}^0 g \phi))$ とする)、すなわち何段階かを経ての間接的な達成可能性 (相互信念を伴う) を表す。

我々はそれらのオペレータと同等のものを $\mathcal{JCAMATG}$ で記述し、 $J\text{-Can}^0$ の性質に関する証明の例を示した [新出 08]。この部分は $\mathcal{JCAMATG}_{es}$ でその先の議論を進めるにあたって必要であることと、 $\mathcal{JCAMATG}$ での扱いに若干不十分な点があったのを $\mathcal{JCAMATG}_{es}$ で補うことができるため、本節で概観する。

まず、論理式

$$\mu \mathcal{X}. (\phi \vee \bigvee_{e \in \mathcal{E}, a \in \mathcal{A}} (\text{Agt}(e, a) \wedge \text{member}(a, g) \wedge \text{AX}^e \mathcal{X}))$$

を $\text{AgtAchvs}(g, \phi)$ と略記すると、これは「エージェント群 g があるアクション (イベント) 列によって ϕ を達成できる」を表す。ただし、 $\text{Agt}(e, a)$ はエージェント a がイベント e を実行できる場合に真となるよう解釈される原始論理式とし (エージェント定数記号やイベント定数記号を一階言語の定数記号としても適宜用いている)、また、エージェント群はエージェントのリストで表現して、member 述語を、Prolog での一般的な定義と同じ意味の nonlogical axiom

$$\text{member}(a, [a'|g]) \Leftrightarrow a = a' \vee \text{member}(a, g)$$

で導入している。

しかし、厳密にはここで等号の扱いが必要であるが、 $\mathcal{JCAMATG}$ には等号がなかったため、[新出 08] では member は上記と同じ意味に解釈されるように別途与えられている述語として扱うほかなかった。これに対し、等号を導入した $\mathcal{JCAMATG}_{es}$ ではこの部分も含めて正しく扱える。

また、 $\mathcal{JCAMATG}_{es}$ では上記の $\text{Agt}(e, a)$ に相当する原始論理式を $\text{Agt}'(e, a)$ と書き、 $\text{Agt}(e, a)$ を $\text{Agt}'(e, a) \wedge \text{pos}(e)$ の略記と定義し直すことで、 $\text{Agt}(e, a)$ にイベント e の実行が実際に可能であることの保証を含ませることができる。 $\mathcal{JCAMATG}$ での定義ではこの保証を明確に扱えていなかった。

次いで、 $\bigwedge_{a \in \mathcal{A}} (\text{member}(a, g) \supset \text{BEL}^a \psi)$ を $B^g \psi$ と略記し、さらに $\nu \mathcal{X}. (\phi \wedge B^g \mathcal{X})$ を $E\text{-Know}^g \phi$ と略記すると、これは「 ϕ が成り立ち、かつそれがエージェント群 g の相互信念である」を表す。こうすると、 $E\text{-Know}^g \text{AgtAchvs}(g, \phi)$ が「エージェント群 g があるアクション (イベント) 列によって ϕ を達成でき、かつそのことを相互信念として持つ」を表し、 $LORA$ の ($J\text{-Can}^0 g \phi$) に相当する (以後は $J\text{-Can}^0(g, \phi)$ と表記する)。さらに、 $\mu \mathcal{X}. (J\text{-Can}^0(g, \phi) \vee J\text{-Can}^0(g, \mathcal{X}))$ で $J\text{-Can}(g, \phi)$ を表現できる。[新出 08] ではここまでを扱った。

$$\begin{array}{c}
 \vdots \\
 \hline
 \text{BEL}^a \neg \phi, \text{DESIRE}^a \text{EF} \phi, \text{BEL}^a \text{J-Can}(y, \phi), \text{BEL}^a \neg \text{Can}(a, \phi), \neg \phi, \text{J-Can}(y, \phi), \neg \text{Can}(a, \phi), (\text{EF} \phi)^\dagger \rightarrow \text{BEL}^a \text{PfC}(a, \phi), \text{PfC}(a, \phi) \\
 \hline
 \text{BEL}^a \neg \phi, \text{DESIRE}^a \text{EF} \phi, \text{BEL}^a \text{J-Can}(y, \phi), \text{BEL}^a \neg \text{Can}(a, \phi) \rightarrow \text{BEL}^a \text{PfC}(a, \phi) \\
 \uparrow \\
 \vdots (\text{略}) \\
 \hline
 \text{BEL}^a \neg \phi, \text{DESIRE}^a \text{EF} \phi, \text{BEL}^a \text{J-Can}(y, \phi), \text{INTEND}^a \neg \text{AgtAchvs}(a, \phi) \rightarrow \text{BEL}^a \text{PfC}(a, \phi) \\
 \hline
 \vdots \\
 \hline
 \text{BEL}^a \neg \phi, \text{DESIRE}^a \text{EF} \phi, \exists x \text{BEL}^a \text{J-Can}(x, \phi), \text{BEL}^a \neg \text{Can}(a, \phi) \vee \text{INTEND}^a \neg \text{AgtAchvs}(a, \phi) \rightarrow \text{BEL}^a \text{PfC}(a, \phi) \\
 \hline
 \vdots \\
 \hline
 \rightarrow \text{PfC}(a, \phi) \supset \text{BEL}^a \text{PfC}(a, \phi)
 \end{array}$$

図7 証明の例1

$$\begin{array}{c}
 \frac{\text{pos}(e_1)^\dagger \rightarrow \text{pos}(e_1)^\dagger \quad \mathfrak{X} \rightarrow \text{EF} \phi}{\vdots} \quad \frac{\text{pos}(e_n)^\dagger \rightarrow \text{pos}(e_n)^\dagger \quad \mathfrak{X} \rightarrow \text{EF} \phi}{\vdots} \\
 \hline
 \phi \rightarrow \phi \quad \text{pos}(e_1)^\dagger \wedge \text{EX}^{e_1} \mathfrak{X} \rightarrow \text{pos}(e_1) \wedge \text{EX}^{e_1} \text{EF} \phi \quad \dots \quad \text{pos}(e_n)^\dagger \wedge \text{EX}^{e_n} \mathfrak{X} \rightarrow \text{pos}(e_n) \wedge \text{EX}^{e_n} \text{EF} \phi \\
 \hline
 \vdots \\
 \hline
 \frac{\phi \vee (\text{EX} \mathfrak{X})^\dagger \rightarrow \phi \vee \text{EX} \text{EF} \phi}{\phi \vee (\text{EX} \mathfrak{X})^\dagger \rightarrow \text{EF} \phi} \quad \frac{(\text{EF} \phi)^\dagger \rightarrow \text{EF} \phi}{\text{DESIRE}^a \text{EF} \phi, (\text{EF} \phi)^\dagger \rightarrow \text{BEL}^a \text{EF} \phi, \text{EF} \phi} \\
 \hline
 \text{DESIRE}^a \text{EF} \phi \rightarrow \text{BEL}^a \text{EF} \phi \\
 \hline
 \text{BEL}^a \neg \phi, \text{DESIRE}^a \text{EF} \phi, \exists x \text{BEL}^a \text{J-Can}(x, \phi), \text{BEL}^a \neg \text{Can}(a, \phi) \vee \text{INTEND}^a \neg \text{AgtAchvs}(a, \phi) \rightarrow \text{BEL}^a \text{EF} \phi \\
 \hline
 \vdots \\
 \hline
 \rightarrow \text{PfC}(a, \phi) \supset \text{BEL}^a \text{EF} \phi
 \end{array}$$

 図8 証明の例2 (ここで $\mathcal{E} = \{e_1, \dots, e_n\}$ とする)

$\mathcal{LORA}$ でも, J-Can^0 や J-Can は既存オペレータを用いた略記で定義されている。しかし, どちらの定義にも無限論理和や無限論理積が用いられているため, $\mathcal{LORA}$ で有限には記述できず, 厳密には新たなオペレータの導入を要することになってしまう (3.2 節の Can^0 や Can も同様で, $\mathcal{LORA}$ では厳密には新オペレータの導入を要する)。これに対し $\mathcal{JOMATOLes}$ では, 不動点オペレータを用いて, 論理の範囲を逸脱することなくそれらを統一的に扱える。

3.2 心的状態の整合性を用いた証明例

本節以降は, $\mathcal{JOMATOLes}$ で心的状態の整合性やイベントの選択可能性が記述できることを利用した, さらに進んだ記述例を示す。

J-Can の導入に続いて, $\mathcal{LORA}$ では, 協調が発生するための条件として「エージェント a が ϕ を単独ではなく他エージェントと共同で達成できると考えている」を表す「 $(\text{PfC } a \phi)$ 」という論理式を導入している (PfC は Potential for Cooperation の略)。 $\mathcal{JOMATOLes}$ ではこれに相当することを以下のように表現できる。

まず, $\mu \mathfrak{X}.(\phi \vee \bigvee_{e \in \mathcal{E}} (\text{Agt}(e, a) \wedge \text{AX}^e \mathfrak{X}))$ を表す略記 $\text{AgtAchvs}(a, \phi)$ を導入すると, これは「(エージェント群でなく) 単体エージェント a があるアクション列で ϕ を達成できる」を表す。さらに $\text{AgtAchvs}(a, \phi) \wedge \text{BEL}^a \text{AgtAchvs}(a, \phi)$ を $\text{Can}^0(a, \phi)$ と略記すると, エージェント a が ϕ を達成できることを表す式 $\text{Can}(a, \phi)$ を, $\mu \mathfrak{X}.(\text{Can}^0(a, \phi) \vee \text{Can}^0(a, \mathfrak{X}))$ の略記として導入できる。

ここで, 以下の式

$$\begin{array}{l}
 \text{BEL}^a \neg \phi \wedge \text{DESIRE}^a \text{EF} \phi \wedge \\
 \exists x \text{BEL}^a \text{J-Can}(x, \phi) \wedge \\
 (\text{BEL}^a \neg \text{Can}(a, \phi) \vee \text{INTEND}^a \neg \text{AgtAchvs}(a, \phi))
 \end{array}$$

を $\text{PfC}(a, \phi)$ と略記すると, これが「 a は ϕ が現在実現していないことを信じ, その将来の達成を願望し, さらにそれを達成可能なエージェント群の存在を信じるが, 自分ではできない, あるいはしたくないと思っている」を表し, $\mathcal{LORA}$ での PfC にあたる。

ただし, $\mathcal{LORA}$ での定義とは細かな違いがいくつかある。まず, PfC の定義の $\text{BEL}^a \neg \text{Can}(a, \phi)$ の箇所が $\mathcal{LORA}$ では $\neg \text{Can}(a, \phi)$ になっているが, これだと, 後述の $\text{PfC}(a, \phi) \supset \text{BEL}^a \text{PfC}(a, \phi)$ という式を証明するためには, 別途 $\neg \text{Can}(a, \phi) \supset \text{BEL}^a \neg \text{Can}(a, \phi)$ という式 (この式は証明可能ではない) を仮定に入れる必要がある ([Wooldridge 00] はそうしている)。上の定義ならその必要がない。

また $\mathcal{LORA}$ では他にも, PfC の定義の最初の部分が $\text{DESIRE}^a \text{EF} \phi$ でなく $\text{DESIRE}^a \phi$ に相当するものになっているが, これは適切とは思われない。さらにこの他, 最後の「自分ではしたくないと思っている」の箇所の表現もやや異なり, $\mathcal{LORA}$ ではアクション式 α と全称限量 $\forall$ を用いた「 a にとって実行可能でかつ ϕ を達成するいかなるアクション列 α も, a はそれを実行するまいと意図している」という形の式になっているが, $\mathcal{JOMATOLes}$ では, イベントによる遷移と不動点オペレータによる AgtAchvs の定義からわかる通り, アクション式を用いずに同等のことが書けている。以上が本論文と $\mathcal{LORA}$ での PfC の

定義の違いである．

この後， $\mathcal{LORA}$ では $\text{PfC}(a, \phi) \supset \text{BEL}^a \text{PfC}(a, \phi)$ という性質を（意味論的議論で）証明している．これは自身の心的状態についての信念に関する性質なので，証明には DESIRE や INTEND に関する内省 $\text{DESIRE}^a \phi \supset \text{BEL}^a \text{DESIRE}^a \phi$ などの成立を要し， $\mathcal{TCMAS}$ では扱えなかった． $\mathcal{TCMAS}$ では図 7 のように証明できる．

また， $\mathcal{LORA}$ では $\text{PfC}(a, \phi) \supset \text{BEL}^a \text{EF} \phi$ という性質も示しているが，それには PfC の定義中の $\exists x \text{BEL}^a \text{J-Can}(x, \phi)$ の部分を使っている．しかし，本論文での PfC の定義には $\text{DESIRE}^a \text{EF} \phi$ という部分があるため，非対称性テーゼを使って，上記の性質をより自然に示すことができる．この方法による $\mathcal{TCMAS}$ での上記の性質の証明を図 8 に示す（簡単のため， ϕ には $\text{pos}(e)$ の形の部分論理式はないものと仮定した）．図 8 の左上半分から右下半分への過程は，証明可能性の定義 (b) を使っている．証明が，非対称テーゼ（に相当するシーケント） $\text{DESIRE}^a \text{EF} \phi \rightarrow \text{BEL}^a \text{EF} \phi$ の証明に帰着されていることに注意．

以後同様に，心的状態の整合性を扱える $\mathcal{TCMAS}$ では，協調行為などの高度なエージェントの振る舞いについて，さらに立ち入った形式的議論が行える．

3.3 チーム形成に向けたエージェントの行為

$\mathcal{LORA}$ ではこの後さらに「エージェント a がエージェント g に向けて， ϕ を達成しようと呼びかける行為 α を実行する」というアクションを表す $\{\text{FormTeam } a \ g \ \alpha \ \phi\}$ というアクション式を導入し，

($\text{PfC } a \ \phi$) が成り立てば，エージェント a は必ず，あるエージェント群 g に対してある
行為 α によって $\{\text{FormTeam } a \ g \ \alpha \ \phi\}$ を行う (2)

という意味の論理式の成立が仮定できる，としている．ただし，これは恒真論理式としては導入されておらず，エージェントの振る舞いに対する要請と見るべきものである．

$\{\text{FormTeam } a \ g \ \alpha \ \phi\}$ は，2 つのアクション $\{\text{Inform } a \ g \ \alpha \ (\text{J-Can } g \ \phi)\}$ と $\{\text{RequestTh } a \ g \ \alpha \ \phi\}$ の逐次合成として定義されている．この 2 つはそれぞれ「 g に対して g が共同で ϕ を達成できることを行為 α によって知らせる」「 g に対して ϕ の達成を行為 α によって要請する」の意である．ここで， $\{\text{Inform } a \ g \ \alpha \ \xi\}$ は $\{\text{Attempt } a \ \alpha \ (\text{M-BEL } g \ \xi) \ (\text{M-BEL } g \ \text{INTEND}^a \text{M-BEL } g \ \xi)\}$ の略記として定義され (M-BEL は相互信念を表す)，さらに $\{\text{Attempt } a \ \alpha \ \zeta \ \eta\}$ は大まかには「 a が ζ を達成するという願望を持ち， η を達成するという意図を持って α を実行する」という意味のアクション式の略記で定義される．

上記の (2) と同等のことは， $\mathcal{TCMAS}$ では行為 α への言及を用いることなく，以下のように書ける．ただし，[Wooldridge 00] による上記の FormTeam の定義では，簡単のため， Inform と RequestTh で同じ行為 α を

用いるとしている．しかし，両者は異なる呼び掛けであるから，同じ行為を用いるという単純化は不自然に思われる．そこで，以降では両者で同じ行為を用いるという仮定を置かない．

まず，3.1 節の B^g を用いた $\nu x.(B^g \phi \wedge B^g x)$ を $\text{M-B}^g \phi$ と略記すると，これが「エージェント群 g が ϕ を相互信念とする」を表す．さらに，3.2 節の AgtAchvs を用いた

$$\text{DESIRE}^a \text{AgtAchvs}(a, \text{M-B}^g \xi) \wedge \text{INTEND}^a \text{AgtAchvs}(a, \text{M-B}^g \text{INTEND}^a \text{M-B}^g \xi)$$

を $\text{Inform}(a, g, \xi)$ と略記すると，これは「 a は ξ が g の相互信念となること (①) を達成するという願望を持ち，さらに，自身が①を意図しているということを g に信じてもらおうと (g の相互信念とすることを達成しよう) 意図する」を表し，(これは論理式なので，アクションである $\mathcal{LORA}$ の $\{\text{Inform } a \ g \ \alpha \ \xi\}$ と全く同じものではないが) $\{\text{Inform } a \ g \ \alpha \ \xi\}$ の効果に相当することが記述できている．別途 (同様に記述できるので過程は省略するが)， $\text{RequestTh}(a, g, \zeta)$ も記述できる．

しかし，このままでは 2 つのアクションの逐次合成にあたることが書けない．そこで， Inform の定義を 1 箇所変更した

$$\text{DESIRE}^a \text{AgtAchvs}(a, \text{M-B}^g \xi \wedge \eta) \wedge \text{INTEND}^a \text{AgtAchvs}(a, \text{M-B}^g \text{INTEND}^a \text{M-B}^g \xi)$$

を $\text{Inform-then}(a, g, \xi, \eta)$ と略記すると，これは「 a は ξ を g に inform した上でさらに η が達成されることを願望する」に相当するので，結局 $\text{Inform-then}(a, g, \text{J-Can}(g, \phi), \text{RequestTh}(a, g, \phi))$ によって FormTeam の効果に相当することが表現できる．これを $\text{FormTeam}(a, g, \phi)$ と略記する．

すると，(2) は $\text{PfC}(a, \phi) \supset \exists g \text{FormTeam}(a, g, \phi)$ という $\mathcal{TCMAS}$ の論理式で書けることになる． $\mathcal{LORA}$ の場合と同様，これは恒真論理式ではなく，エージェントはこのように振る舞わないこともできる ($\text{PfC}(a, \phi)$ が成り立っても，エージェント a は特に何もせず，他のエージェントに何も呼びかけないことも考えうる) が，もしエージェントがこの式を成り立たせるように振る舞うならば， $\text{PfC}(a, \phi)$ が成り立ったとき，(FormTeam の定義から) エージェント a は実際に $\text{INTEND}^a \text{AgtAchvs}(a, \text{M-B}^g \text{INTEND}^a \text{M-B}^g \text{J-Can}(g, \phi))$ を成り立たせる，すなわちこのような意図を形成することになる．

また，これは a の意図を表す可能世界で $\text{AgtAchvs}(a, \text{M-B}^g \text{INTEND}^a \text{M-B}^g \text{J-Can}(g, \phi))$ が成り立つことを意味する． AgtAchvs の定義，および 3.1 節で述べた $\mathcal{TCMAS}$ での Agt の性質 (イベントの実行可能性を保証) から，その可能世界で $\text{M-B}^g \text{INTEND}^a \text{M-B}^g \text{J-Can}(g, \phi)$ を達成するアクション列が存在することが保証される．従って，エージェント a はそのようなアクション列の

うちの 1 つを意図とし、その先頭のアクションを(「基本行為を現在の意図とした場合、それを実際に実行する」という合理的エージェントの性質に則って)実行することになろう。すなわち、エージェントは何らかの方法で、 $M-B^g \text{INTEND}^a M-B^g \text{J-Can}(g, \phi)$ を実際に達成しようとする($\text{J-Can}(g, \phi)$ を自分が知らしめようとしているということとを伝えようとする)ことになる。

以上のように、チーム形成に向けたエージェントの動きを $\mathcal{JCMATG}_{es}$ で記述し、それがエージェントの実際の行動につながる部分を論じることができた。

4. ま と め

4.1 考 察

本論文で導入した $\mathcal{JCMATG}_{es}$ により、 $\mathcal{LORA}$ では新たなオペレータを導入して表現するしかなかった、同意図や協調の記述に用いるさまざまな性質 (J-Can , 共同での達成可能性 (Pfc) など) を不動点オペレータという一つの道具で統一的に扱える。さらに心的状態の整合性も扱えることから、マルチエージェント環境での協調行為などに関する、より立ち入った形式的議論が行えることを例示した。また、イベントの選択の導入は、学習を BDI の論理モデルに取り込むことにも道を開く。

エージェント群のコミット戦略の記述の試み [Montagna 05] など、マルチエージェントの BDI 論理モデルは多数提案がある。また確率的遷移の扱いも、PCTL [Brázdil 08] や MDP の表現に特化した論理の試み [Jamroga 08] などがある。しかし $\mathcal{JCMATG}_{es}$ では、それらの概念を単一の論理モデルで同時に議論できるため、学習との結合などエージェントの能力の拡張の検討に有用と考えられる。また、シーケント計算による演繹体系を持つ点も有利である。

4.2 イベントの選択確率の導入

我々が $\mathcal{JCMATG}_{es}$ にイベントの選択を導入する目的のもう 1 つとしては、強化学習の BDI モデルへの取り込みもある。

従来の $\mathcal{JCMATG}$ では、あるイベントを選択した場合の状態遷移に対する確率は記述できるが、どのイベントをどれだけの確率で選択するか、といったことは記述できなかった。例えば「イベント e を実行すると確率 0.7 以上で ϕ が成り立つ」は論理式 $X_{\geq 0.7}^e \phi$ で記述できるが、「エージェントはイベント e_1 および e_2 の実行を選択でき、それぞれを確率 0.7, 0.3 で選択する」は $\mathcal{JCMATG}$ では記述できない。強化学習で用いられる確率的状態遷移の記述は前者でできるが、それを含め、強化学習の標準的な定式化である MDP を扱うには、後者もできる必要がある*5。

後者を扱う上でも、本論文で行ったイベントの選択の導入は、十分ではないが必要であり、 $\mathcal{JCMATG}_{es}$ に対してさらに、イベントの選択に対する確率パラメータの記述を導入して拡張することによって、後者を扱う道が開ける。そのように $\mathcal{JCMATG}_{es}$ を拡張して、強化学習を BDI モデルに取り込むことに関する議論については、別途 [高田 10] で行う。

ただし、我々はそのように $\mathcal{JCMATG}_{es}$ を拡張した上での演繹体系はまだ提示していない。本論文では、主に協調行為などの記述に絞って議論するため、またそれらに関する演繹体系を用いた証明を例示するために、イベント選択の導入までにとどめ、イベント選択への確率パラメータの導入までは行わなかった。

4.3 今後の課題

今後の課題としては、少なくとも、命題論理での演繹体系の完全性の証明、および述語論理での完全性の成否に関する検討がまず挙げられる。加えて、証明系の実装を考えると、本質的な要充足集合を求める効率的なアルゴリズムの構築も重要な課題である。

また、4.2 節で述べたイベントの選択確率の導入に関しても、演繹体系の構築などを含め検討課題が残されている。

この他、現時点では行っていない心的状態オペレータへの確率の導入の検討も課題として挙げられる。さらには、我々の体系を実際の BDI エージェントの学習との論理ベースでの結合、協調などに応用し、論理の有用性を示すことも目指していきたい。

◇ 参 考 文 献 ◇

- [Bratman 87] Bratman, M. E.: *Intention, Plans, and Practical Reason*, Harvard University Press (1987), (門脇俊介, 高橋久一郎 (訳). 意図と行為—合理性、計画、実践的推論—, 産業図書, 1994)
- [Brázdil 08] Brázdil, T., Forejt, V., Křetínský, J., and Kučera, A.: The Satisfiability Problem for Probabilistic CTL, in *Proc. of 23rd Annual IEEE Symposium on Logic in Computer Science*, pp. 391–402 (2008)
- [Dam 90] Dam, M.: Translating CTL into the modal μ -calculus, Technical Report ECS-LFCS-90-123, Laboratory for Foundations of Computer Science, Department of Computer Science, University of Edinburgh (1990)
- [Jamroga 08] Jamroga, W.: A Temporal Logic for Multi-Agent MDP's, in *Proc. of the AAMAS Workshop on Formal Models and Methods for Multi-Robot Systems*, pp. 29–34 (2008)
- [Kozen 83] Kozen, D.: Results on the propositional μ -calculus, *Theoretical Computer Science*, Vol. 27, pp. 333–354 (1983)
- [Manolios 00] Manolios, P.: *Mu-Calculus Model-Checking*, in *Computer-Aided reasoning: ACL2 case studies*, pp. 93–111, Kluwer Academic Publishers (2000)
- [Montagna 05] Montagna, R., Delzanno, G., Martelli, M., and Mascardi, V.: BDI^{ATL}: An Alternating-time BDI Logic for Multiagent Systems, in *Proc. of EUMAS 05*, pp. 214–223 (2005)
- [NIDE 09] NIDE, N., Takata, S., and Fujita, M.: BDI logic with probabilistic transition and fixed-point operator, in *Proc. of CLIMA '09*,

*5 MDP では、イベントの選択と状態遷移という 2 つの確率的選択があるが、前者は行為者の意思で選択でき、後者はできない

いという本質的差異があるため、「状態遷移の結果 ϕ が成立したらイベント e を実行する」のように両者を 1 つの選択でまとめて表現することは適切でない。

- pp. 71–86 (2009)
- [Puterman 94] Puterman, M. L.: *Markov Decision Processes: Discrete Stochastic Dynamic Programming*, John Wiley & Sons (1994)
- [Rao 97] Rao, A. S. and Georgeff, M. P.: Modeling Rational Agents within a BDI-Architecture, in Huhns, M. N. and Singh, M. P. eds., *Reading in Agents*, pp. 317–328, Morgan Kaufmann, San Francisco (1997)
- [Sutton 98] Sutton, R. S. and Barto, A. G.: *Reinforcement Learning: An Introduction*, The MIT Press (1998), (三上貞芳, 皆川雅章 (共訳). 強化学習, 森北出版, 2002)
- [Tarski 55] Tarski, A.: A Lattice-Theoretical Fixpoint Theorem and its Application, *Pacific Journal of Mathematics*, Vol. 5, pp. 285–309 (1955)
- [Wooldridge 00] Wooldridge, M.: *Reasoning about Rational Agents*, The MIT Press (2000)
- [高田 10] 高田 司郎, 新出 尚之, 藤田 恵: 拡張 BDI 論理 $\mathcal{ITC.M.A.Tes}$ を用いた強化学習のモデル化について, 人工知能学会論文誌, Vol. 26, No. 1, pp. 156–165 (2011)
- [新出 03] 新出 尚之, 高田 司郎, 櫛 庸之: 合理的エージェントの心的状態に関する整合性の実現と応用について, 電子情報通信学会論文誌, Vol. J86-D-I, No. 8, pp. 514–523 (2003)
- [新出 08] 新出 尚之: 確率的遷移と不動点オペレータを持つ BDI logic について, 合同エージェントワークショップ&シンポジウム (JAWS2008) 講演論文集 (2008)

〔担当委員: 松原 繁夫〕

2009 年 12 月 18 日 受理

著 者 紹 介

新出 尚之

1986 年 京都大学理学部卒業。1988 年 同大学院理学研究科 数理解析専攻修士課程修了。同年 同専攻博士課程中退。同年 京都大学情報処理教育センター助手。1992 年 奈良女子大学理学部情報科学科講師。2008 年 同准教授, 現在に至る。博士 (情報科学)。興味を持つ分野は, 時相論理による証明およびプログラミングシステム, 特に自律エージェントシステムの構築。日本ソフトウェア科学会, 電子情報通信学会各会員。

高田 司郎 (正会員)

1979 年 大阪大学基礎工学部情報工学科卒業。1993 年 奈良先端科学技術大学院大学 情報科学研究科 博士前期課程入学。1999 年 同科博士後期課程修了。1979 年 CSK 入社。1993 年 けいはんな入社。1999 年 ATR 知能映像通信研究所入所。2001 年 ATR メディア情報科学研究所客員研究員。2002 年 福岡工業大学情報工学部管理情報工学科助教授。2003 年より近畿大学理工学部情報学科助教授 (現准教授)。博士 (工学)。知能ロボット, コミュニケーション, 形式的仕様記述, 合理的エージェントに興味を持つ。情報処理学会, 日本ソフトウェア科学会, 日本ロボット学会, 言語処理学会各会員。

藤田 恵 (学生会員)

2006 年 奈良女子大学理学部卒業。2009 年 同大学院人間文化研究科 博士前期課程 情報科学専攻修了。同年 同大学院人間文化研究科 博士後期課程 複合現象科学専攻入学, 現在に至る。興味を持つ分野は, 知的エージェントの構築, 知的エージェントによるロボット制御。日本ソフトウェア科学会学生会員。