

木構造情報によるエージェントの信念更新

Agent's Belief Update Via Tree-Structured Information

佐野勝彦*1

Katsuhiko Sano

*1情報科学研究科，北陸先端科学技術大学院大学

School of Information Science, Japan Advanced Institute of Science and Technology

This paper proposes a complete dynamic modal logic of agent's belief, where we allow the possibility that the receiver might misunderstand the sender's intention, and then considers when agents can avoid such misunderstanding. Suppose that a single sentence has at least two readings or two different syntax trees. When can we say that communication between two agents succeeds by the sentence? The communication succeeds if the sender tries to convey one reading of the sentence to the receiver and then the receiver understands the sentence in the intended meaning by the sender. Otherwise, the communication fails. On the other hand, Pacuit and Parikh (2008) and Kobayashi and Tojo (2009) argued that the notion of channel is a prerequisite of agents' communication. To make our story simple, this paper considers two types of intention: command and permission. We regard that there is a communication channel from the sender to the receiver if the receiver understands all types of the sender's intention without misunderstanding. In this sense, if there is a channel between agents, the receiver can avoid the misunderstanding of the sender's intention.

1. 文字列解釈の曖昧性

“Time flies like an arrow” という英語の文を考えてみよう。よく知られるように、この文には諺「光陰矢の如し」に対応する「時は矢のように過ぎる」(読み1)という読みの他にも、例えば「時バエ(という昆虫)は矢を好む」という読み(読み2)も存在する。複数の解釈が生じる一つの原因は、一つの単語に複数の品詞を割り当てうる点にある。例えば、読み1では‘flies’は動詞とされるが、読み2では‘flies’は名詞とされている。この結果として、読み1と読み2では文“Time flies like an arrow”に異なる構文木が割り当てられることになる。

あるエージェント*i*が別エージェント*j*に上述の文を話したとしよう。このとき、話し手*i*が読み1で文を伝えても、受け手*j*が読み2で受け取って信念を更新してしまうことが生じうる。これは相互理解が失敗した例とみなせる。一方、話し手*i*が読み1で文を伝え、受け手*j*が読み1で信念を更新したなら、エージェント*i*からエージェント*j*へのコミュニケーションは成功したといえるだろう。ここでは話し手の意図する読みや意図する単語の品詞が受け手に伝わるかどうか相互理解の前提条件とされている。

一方で、Pacuit and Parikh [4], 小林 [9] や佐野 [6] においては Plaza による公開告知論理 [5, 7] の発想を改変しながらエージェント通信の前提条件としてチャンネルの概念が提案されている。ここでチャンネルとは複数のエージェント間の通信経路と考えてよいが、日常的な意味では電話番号や E メールアドレスのようなものと考えてもよい(我々は E メールアドレスを知る相手にはメールを送信できるが、そのことは相手が送信者のアドレスを知っていることは含意しない。チャンネル関係は非対称でありうる)。

本発表は、話し手から受け手へ送られる情報のタイプを命令・許可(その内容は論理式で書く)に限るが、話し手から受け手へ送られた情報に関して誤った解釈を許しうる、より現実的なエージェントの信念更新の論理を提案し、エージェントの

コミュニケーションが成功するのはどのような状況においてかを考察する。話し手*i*のもつ意図(情報のタイプが命令か許可か)がそのまま受け手*j*へ伝わる場合に、話し手*i*から受け手*j*へのチャンネルが存在するとみなすことで、Pacuit and Parikh [4] や小林 [9] とは別角度からチャンネル概念の明確化を図る。

2. 信念の様相論理

本節ではエージェントの信念を扱う論理についての導入を行う。なお、簡単のために以下の本稿では、エージェントの集合*G*は情報の話し手・受け手とみなしうる*i, j*のみに限る($G = \{i, j\}$)。命題変数の(可算無限)集合 Prop が与えられたとき、言語 \mathcal{L} の論理式を以下のように再帰的に定める：

$$\varphi ::= p \mid \neg\varphi \mid \varphi \wedge \psi \mid B_k\varphi \mid A\varphi \quad (k \in G, p \in \text{Prop}).$$

ここで $B_k\varphi$ は「エージェント *k* が φ を信じる」と読み、 $A\varphi$ は「全状況で φ が成立する」と読む。命題定数 \top, \perp や命題結合子についてはいつも通り定義する。このとき、上述の言語に対するクリプキ意味論は、次のように定められる。クリプキモデル \mathfrak{M} は $(W, (R_k)_{k \in G}, V)$ の三重対で、

- W は非空の世界ないし状況の集合、
- $R_k \subseteq W \times W$ はエージェント *k* の到達可能性関係、
- $V : \text{Prop} \rightarrow \mathcal{P}(W)$ は命題変数がどこで真となるかを指定する付値関数

と定める。このとき、充足関係 $\mathfrak{M}, w \models \varphi$ (モデル \mathfrak{M} の w で φ が真) が以下のように定められる。

$$\begin{aligned} \mathfrak{M}, w \models p & \quad \text{iff} \quad w \in V(p) \\ \mathfrak{M}, w \models \neg\varphi & \quad \text{iff} \quad \mathfrak{M}, w \not\models \varphi \\ \mathfrak{M}, w \models \varphi \wedge \psi & \quad \text{iff} \quad \mathfrak{M}, w \models \varphi \text{ かつ } \mathfrak{M}, w \models \psi \\ \mathfrak{M}, w \models B_k\varphi & \quad \text{iff} \quad wRv \text{ なる任意の } v \in W \text{ で } \mathfrak{M}, v \models \varphi \\ \mathfrak{M}, w \models A\varphi & \quad \text{iff} \quad \text{任意の } v \in W \text{ で } \mathfrak{M}, v \models \varphi \end{aligned}$$

連絡先: 佐野勝彦, 情報科学研究科, 北陸先端科学技術大学院大学, 石川県能美市旭台 1-1, v-sano@jaist.ac.jp

表 1 公理系 K_A

φ, ψ はトートロジー	$B_k(p \rightarrow q) \rightarrow (B_k p \rightarrow B_k q)$
$A(p \rightarrow q) \rightarrow (Ap \rightarrow Aq)$	$Ap \rightarrow p$
$Ap \rightarrow AA_p$	$p \rightarrow A\neg A\neg p$
$Ap \rightarrow B_k p$	$\varphi, \psi \rightarrow \psi$ から ψ を導く
φ から $A\varphi$ を導く	φ から一様代入例 φ' を導く

全てのクリプキモデル $\mathfrak{M} = (W, (R_k)_{k \in G}, V)$ の全ての世界 $w \in W$ で真となる論理式を妥当な論理式とよぼう。 \mathcal{L} での妥当な論理式全体は表 1 の公理と推論規則の組み合わせからなる公理系 K_A で公理化できることが知られている [1, Theorem 7.2].

この意味論では、エージェントがどのような信念を（与えられたモデル \mathfrak{M} に相対的に）もつのかを記述することはできるが、エージェント間で情報を受け渡すことで各エージェントのどのように信念が変わるのかを記述することは出来ない。次節では、情報の受け渡しをモデル \mathfrak{M} を書き換えることで表現し、エージェントの信念更新を捉える。

3. 誤解を許す命令と許可の動的論理

本節では、エージェントの信念の変化を帰結する、エージェント間の原子的アクションの集合 Act としてあるエージェントから別エージェントへの命令 (! と表す) と許可 (i と表す) の二つのみを考える*1。誤解を許さない状況での、本稿の命令と許可の演算子の発想は、公開告知論理とは独立に Lewis [3] にすでに見いだせる。また、山田 [8] は動的認識論理 [7] の文脈で Lewis [3] の命令の発想を実現している。誤解を許す状況で、Lewis [3] の命令・許可の両方の演算子の発想を、動的認識論理の枠内で実現した点が本稿の技術的貢献といえる。

3.1 送り手の原子アクションの受け手の解釈

エージェント i がエージェント j へ「 φ せよ」と命令を行った状況を考えよう。もちろん、エージェント j がエージェント i の意図どおりに命令「 φ せよ」に従って信念を変更するなら問題はない。しかし、エージェント j はエージェント i の意図である命令とは外れて、「 φ してもよい」という許可と誤解する可能性もある。

本稿では、各エージェントごとに他エージェントからの原子アクションの解釈を関数

$$f_k : G \setminus \{k\} \times \text{Act} \rightarrow \text{Act}$$

によって捉え、この関数を経由することでエージェント間の原子アクションの伝達の成否を扱う。 $\alpha, \beta \in \text{Act}$ について $f_k(l, \alpha) = \beta$ ならば、「エージェント k はエージェント l からの α のアクションを β と解釈する」を表しているものとする。以下の本稿では $G = \{i, j\}$, $\text{Act} = \{!, i\}$ と固定し、解釈関数の族 $(f_k)_{k \in G}$ もまた予め一つに固定しておく。

例 1. $f_j(i, !) = !$, $f_j(i, i) = i$, $f_i(j, !) = !$, $f_i(j, i) = !$ とおくと、 i から j への命令・許可は意図通りに伝達されるが、 j から i への命令・許可はいずれも命令となって i へ伝わるこ

*1 [2] においても commitment, permission という本稿での命令と許可に類似した演算子が考慮されている。本稿の試みは以下の二点で [2] と異なる。第一に [2] では誤解の可能性は考慮されていない。第二に [2] 中の二つ演算子はモデルで指定された現実世界 @ からの到達可能な世界にのみ効果を及ぼす点で局所的な演算子であるが、本稿の演算子は局所的ではない。

とになる。この意味で、この例におけるエージェント i, j の関係は非対称的である。

3.2 誤解を許す動的信念論理

上で挙げたエージェント間の原子アクションの伝達を扱うためには、第 2 節で導入した言語 \mathcal{L} を次の動的言語 \mathcal{L}^+ へ拡張する必要がある。

$$\varphi ::= p \mid \neg\varphi \mid \varphi \wedge \psi \mid B_k\varphi \mid A\varphi \mid [!_k\varphi]\psi \mid [i_k\varphi]\psi,$$

但し $k \in G$, $p \in \text{Prop}$ である。ここで $!_k\varphi$ はエージェント k から他エージェントへの「 φ せよ」という命令、 $i_k\varphi$ はエージェント k から他エージェントへの「 φ してよい」という許可、と読む。このとき $[\alpha]\varphi$ は「アクション α を行った後で φ 」と読まれる。この言語ではアクション後のエージェントの信念が次のように記述できる。

- $[!_i p]B_j p$: i の命令「 p せよ」の後、 j は p と信じる。
- $[i_i p]\neg B_j \neg p$: i の許可「 p してよい」の後、 j は p が可能だとみなす。

さて意味論に移ろう。 $\mathfrak{M} = (W, (R_k)_{k \in G}, V)$ を前節のクリプキモデルとしたとき、新しく決めなければならないのは $[!_k\varphi]\psi$ と $[i_k\varphi]\psi$ の意味である。アイデアを把握するために、エージェント i, j 間で相互に意図どおりに命令・許可の伝達が行なわれるという理想的な場合（すなわち $f_j(i, -), f_i(j, -) : \text{Act} \rightarrow \text{Act}$ が恒等関数の場合）を考えよう。このとき、エージェント i からの j への命令 φ の意味は、各世界から φ が成立する世界へ命令の受け手 j の到達可能性関係 R_j を制限すること（集合の演算では交わり \cap ）で捉える。また、エージェント i からの j への許可 φ の意味は、各世界から φ が成立する世界へ許可の受け手 j の到達可能性関係 R_j を増やすこと（集合の演算では集合和 \cup ）とで捉える。エージェント i, j 間で意図どおりに命令・許可の伝達が行われない場合は、解釈関数 $(f_k)_{k \in G}$ を経由した送り手の命令・許可の効果を検討すればよい。これをまとめれば次のような真理条件が $[!_k\varphi]\psi$ と $[i_k\varphi]\psi$ に与えられる。 $\alpha \in \{!, i\}$ としたとき、

$$\mathfrak{M}, w \models [\alpha_k\varphi]\psi \quad \text{iff} \quad \mathfrak{M}^{\alpha_k\varphi}, w \models \psi,$$

ただし $\mathfrak{M}^{\alpha_k\varphi} = (W, R_k, (R'_i)_{i \in G \setminus \{k\}}, V)$ であり、 R'_i は $[[\varphi]]_{\mathfrak{M}} := \{v \in W \mid \mathfrak{M}, v \models \varphi\}$ (φ の \mathfrak{M} での真理集合) としたとき

$$R'_i = \begin{cases} R_i \cap (W \times [[\varphi]]_{\mathfrak{M}}) & (f_i(k, \alpha) = ! \text{ の場合}) \\ R_i \cup (W \times [[\varphi]]_{\mathfrak{M}}) & (f_i(k, \alpha) = i \text{ の場合}) \end{cases}$$

と定める。 \mathcal{L}^+ の妥当な論理式については前節の \mathcal{L} の場合と同様に全てのモデルの全ての世界で真となる論理式として定める。

定理 1. \mathcal{L}^+ の妥当な論理式全体は、表 1 と表 2 に推論規則

- ψ から $[!_k\varphi]\psi$ を導く
- ψ から $[i_k\varphi]\psi$ を導く

を加えた公理と推論規則の集まりで公理化できる。

表 2 $[\alpha_k\varphi]$ の還元公理 $\alpha \in \{!, i\}$ に対し:

$[\alpha_k\varphi]p$	\leftrightarrow	p
$[\alpha_k\varphi]\neg\psi$	\leftrightarrow	$\neg[\alpha_k\varphi]\psi$
$[\alpha_k\varphi](\psi \wedge \theta)$	\leftrightarrow	$[\alpha_k\varphi]\psi \wedge [\alpha_k\varphi]\theta$
$[\alpha_k\varphi]A\psi$	\leftrightarrow	$A[\alpha_k\varphi]\psi$
$[\alpha_k\varphi]B_k\psi$	\leftrightarrow	$B_k[\alpha_k\varphi]\psi$

 $l \neq k$ のとき:

$$[\alpha_k\varphi]B_l\psi \leftrightarrow \begin{cases} B_l(\varphi \rightarrow [\alpha_k\varphi]\psi) & \text{if } f_l(k, \alpha) = ! \\ B_l[\alpha_k\varphi]\psi \wedge A(\varphi \rightarrow [\alpha_k\varphi]\psi) & \text{if } f_l(k, \alpha) = i \end{cases}$$

3.3 チャネル関係とコミュニケーションの成否

$G = \{i, j\}$, $\text{Act} = \{!, i\}$ と解釈関数の族 $(f_k)_{k \in G}$ を固定していたことを思い出そう。 k から l へチャネル関係がある (C_{kl} と表記) のは, 任意の $\alpha \in \text{Act}$ に対して $f_l(k, \alpha) = \alpha$ が成立する場合と定めよう。すなわち, k から l へのチャネル関係がある場合には, 送り手 k からの命令・許可はいずれも意図通りに受け手 l へ伝達されることになる。また, $\alpha \in \text{Act}$ について k から l へ α についてチャネル関係がある (C_{kl}^α と表記) のは, $f_l(k, \alpha) = \alpha$ と定めよう。もちろん, C_{kl} と全ての $\alpha \in \text{Act}$ に対し C_{kl}^α となることは同値となる。

例 2. 例 1 をチャネル関係で書きなおすと, $C_{ij}, C_{ji}^!$ は成立するが, $C_{ji}^!, C_{ji}$ は共に成立しない。この点でチャネル関係は非対称的である。

次の命題はエージェント間にチャネル関係が存在する場合に, 原子アクションの送り手の意図 (! か i か) が受け手へ誤解なく伝わることを示している。

命題 3. C_{ij} , すなわち, i から j へチャネル関係があるとき,

$$\begin{aligned} [!_i\varphi]B_j\psi &\leftrightarrow B_j(\varphi \rightarrow [!_i\varphi]\psi) \\ [i_i\varphi]B_j\psi &\leftrightarrow (B_j[i_i\varphi]\psi \wedge A(\varphi \rightarrow [i_i\varphi]\psi)) \end{aligned}$$

が妥当となる。

4. まとめと今後の課題

本稿では, 一つの文が複数の木構造情報をもちうる一つの原因が, 文中の単語の話し手と受け手の解釈の相違にあるとみなし, 送信された情報について送信者と受信者の間で誤解の可能性を許す動的信念論理を提案した。エージェントが送信できる情報のタイプを命令と許可に限ったが, 送信者 i から受信者 j へ命令と許可が意図通りに伝達される場合にチャネル関係が存在すると定義することで, チャネル概念の明確化を行った。

4.1 チャネル関係の文脈依存性

Pacuit and Parikh [4] と小林 [9] のチャネル概念の相違の一つは, チャネル概念が文脈依存か否かにある。Pacuit and Parikh [4] では本稿と同様に言語設計の段階であらかじめチャネル関係が与えられ, 世界ごとには変化しない。一方, 小林 [9] ではチャネル関係は特殊な命題変数 c_{ij} として扱われ, 世界ごとに異なる真理値をとりうる。また, チャネル関係が命題変数であることから, チャネル関係自体の伝達を考慮することもできる。本稿で考案した解釈関数の族 $(f_k)_{k \in G}$ を同じように文脈依存するように書き換えることは可能だろうか。

4.2 木構造情報とプログラム合成

本稿では $(i_i\varphi; !_i\varphi)$ のようなアクション (動的論理のプログラム) の合成は考慮しなかった。しかし, α, β, γ を (複合的に構成される) アクションとすれば, アクションの適用順序を考慮して $(\alpha; \beta); \gamma$ と $\alpha; (\beta; \gamma)$ を得ることができる。この二つの表現で意味が異なれば, 本稿冒頭の構文木の例により近くと言える。しかし, 動的論理のプログラム合成では

$$[\alpha; \beta]\varphi \leftrightarrow [\alpha][\beta]\varphi$$

が追加公理として課され, 合成に関して結合律 (associative law) が成立するため (誤解を許さない設定では) $(\alpha; \beta); \gamma$ と $\alpha; (\beta; \gamma)$ は同じ意味となる。 α, β, γ に同じタイプの意味を与えながら, 上述の二つの表現に異なる意味を割り当てるためには, 非結合的 (non-associative) な合成操作; 考える必要がある。

参考文献

- [1] P. Blackburn, M. de Rijke, and Y. Venema. *Modal Logic*. Cambridge Tracts in Theoretical Computer Science. Cambridge University Press, Cambridge, 2001.
- [2] P. Jirakunkanok, S. Hirose, K. Sano, and S. Tojo. Belief re-revision in chivalry case. In *Proceedings of 7th International Workshop on Juris-informatics*, 2013.
- [3] D. Lewis. A problem about permission. In E. Saarinen, R. Hilpinen, I. Niiniluoto, and M. Hintikka, editors, *Essays in Honour of Jaakko Hintikka*, pages 163–175. Reidel, Dordrecht, 1979.
- [4] E. Pacuit and R. Parikh. Reasoning about communication graphs. In Johan van Benthem, Benedikt Löwe, and Dov Gabbay, editors, *Interactive Logic: Games and Social Software*, Texts in Logics and Games, pages 135–157. Amsterdam University Press, 2008.
- [5] J. A. Plaza. Logics of public communications. In M. L. Emrich, M. S. Pfeifer, M. Hadzikadic, and Z. W. Ras, editors, *Proceedings of the 4th International Symposium on Methodologies for Intelligent Systems*, pages 201–216, 1989.
- [6] K. Sano and S. Tojo. Dynamic epistemic logic for channel-based agent communication. In K. Lodaya, editor, *Logic and Its Applications*, volume 7750 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 109–120, Berlin, Heidelberg, 2013. Springer.
- [7] H. van Ditmarsch, W. van der Hoek, and B. Kooi. *Dynamic Epistemic Logic*. Springer, 2008.
- [8] T. Yamada. Acts of commanding and changing obligations. In *Proceedings of the Seventh International Workshop on Computational Logic in Multi-Agent Systems*, pages 1–19. Springer-Verlag, 2006.
- [9] 小林 幹門・東条 敏. エージェント間通信における信念の動的な更新. 人工知能学会誌, 24(3):314–321, 5 2009.