

Title	エージェント間の通信経路を考慮した論理に基づく通信行為の形式化
Author(s)	小林, 幹門
Citation	
Issue Date	2006-03
Type	Thesis or Dissertation
Text version	author
URL	http://hdl.handle.net/10119/1977
Rights	
Description	Supervisor:東条 敏, 情報科学研究科, 修士

修 士 論 文

エージェント間の通信経路を考慮した論理に基づく通信行為の形式化

北陸先端科学技術大学院大学
情報科学研究科情報処理学専攻

小林 幹門

2006 年 3 月

修 士 論 文

エージェント間の通信経路を考慮した論理に基づく通信行為の形式化

指導教官 東条 敏 教授

審査委員主査 東条 敏 教授
審査委員 烏澤 健太郎 助教授
審査委員 小野 寛晰 教授

北陸先端科学技術大学院大学
情報科学研究科情報処理学専攻

410046 小林 幹門

提出年月: 2006 年 2 月

概要

エージェントとは環境の変化に応じて生じる問題を解決する自律的なプロセスである。Rao によって CTL (Computational Tree Logic) と BDI (Belief, Desire, Intention) 論理を組み合わせで定義された BDI_{CTL} はエージェントの認識状態や時間共に変化するエージェントの知識を表現する上で有効な論理であり、エージェントコミュニケーション関連の研究に多々用いられている。また、国際的なエージェント技術標準化団体 FIPA (Foundations Intelligent of Physical Agents) の定めた ACL (Agent Communication Language) では先に述べた BDI_{CTL} に基づき、エージェント間におけるコミュニケーション行為の形式化を行った。FIPA によるコミュニケーション行為の定義は前提条件・通信結果から成り、これらはエージェントの認識状態のみに着目した形式となっている。要するに前提条件を満たすことにより、どのような時間・状態においてもコミュニケーション行為を他のエージェントへ実行できるのである。FIPA を含めたエージェントコミュニケーションの従来研究では、エージェント間の通信可能性は軽視されがちであった。しかしながら、現実世界で我々の行っているコミュニケーションは環境や時間、さらにお互いの状態によりコミュニケーションが不可能になることが多々生じる。例えば、部屋の中で会話をしていたとする。このとき、会話している人同士はお互い通信可能・受信可能な状態であるといえる。途中で、会話をしていた人の内の一人が部屋から出た場合に部屋の外にいる人と部屋の中にいる人はお互い会話はできない状態になる。この例が示しているように、コミュニケーションは環境の変化によって可能・不可能な状態へと変化するといった不確実なものである。ゆえに、エージェント間における通信可能性を示すことは重要だといえる。

本研究の目的はエージェント間の通信可能性を示す通信経路 (Communication channel) を導入した時相認識論理 CB_{CTL} を定義し、さらにこの論理に基づき既存のエージェント・コミュニケーション行為 (*inform*) の改良し、 CB_{CTL} に基づいたシステムを計算機上へ実装を目指す。

本稿では、まずはじめに通信経路を命題として定義した。しかし、通信経路を論理的に定義するにあたり命題以外に述語・様相演算といった選択枠があったが、それぞれの定義を採用した場合に既存のコミュニケーション行為や論理モデルを複雑にになってしまうため、こういった複雑化が最小限に済む命題として通信経路を定義した。

続いて、通信経路を導入した時相認識論理 CB_{CTL} におけるクリプキ・モデルを定義し、これに基づいた構文論・意味論を与えた。先に述べた BDI_{CTL} では Desire, Intention といった認識演算を含んでいたが、認識演算 Desire がどのようにして認識演算 Intention へ変化するのか、また Intention が達成不可能だとエージェントが判断した場合にどうやってこれを認識状態から消去するのかなどを述べていなかったため、 CB_{CTL} へは含めなかった。そして、時相認識論理 CB_{CTL} に基づいた定義へ FIPA の定義したコミュニケーション行為 *inform* をもとに形式化を行った。まず、FIPA による *inform* は前提条件にエージェントの認識状態のみしか含んでいなかったため、この前提条件へ通信経路を追加

し、さらにエージェントが通信可能だと判断した時のみコミュニケーション行為を実行するという性質へ改良した。

また、 CB_{CTL} に基づいたシステムを計算機上で実装した。本システムは CTL における時相演算や認識演算 Belief を含む論理式を本研究において定義した CB_{CTL} のクリプキ・モデルに基づき証明することが可能である。さらにコミュニケーション行為 *inform* を実際にエージェント間で実行し、シミュレーションを行うことができる。また、コミュニケーション行為の実行に伴いモデル上の状態を更新するといったモデルビルダーとして使用することが可能である。

以上により、我々はエージェント間の通信可能性を通信経路として示し、またこれに基づきコミュニケーション行為 *inform* の改良を行った。さらに CB_{CTL} において与えた論理式の真偽を示すことが可能なシステムへの実装を行うことができた。 *inform* の改良にあたっては通信経路を前提条件に加えることにより、従来研究では考慮されていなかったコミュニケーション行為が成功したけれども実際は失敗している可能性もあるといった表現をするためにコミュニケーション行為の通信結果の定義を $(B_i B_j \phi) \vee (B_i B_j \phi \wedge B_j \phi \wedge B_j B_i \phi)$ とすることにより、エージェント自身がコミュニケーション行為を実行したことを認識し、さらにコミュニケーションが成功した場合に受信側のエージェントもこれを認識するといったことを表現することもできた。また、エージェントが *inform* で通信できるのは命題だけでなく通信経路自体も行えることでエージェントが他のエージェント間の通信経路も認識することが可能になった。

今後の課題として、以下のことがあげられる。

- Desire, Intention も含めた新しい論理の定義が必要である。これらの認識演算が加わることで、エージェント自身で目的を達成するために計画を立て、さらにコミュニケーション行為を実行するといった自律的なエージェントコミュニケーションの表現が可能となる。
- FIPA によって定義された *inform* 以外のコミュニケーション行為についても *inform* と同様に通信経路を含んだ形式へと改良を行う必要がある。その中でまずコミュニケーション行為 *request* の導入が必要だと我々は考えている。 *request* を導入すると、 *inform* と組み合わせてコミュニケーション行為が実際に成功したかどうかを確認する動作が可能となる。
- 本研究ではモデルビルダーとしてシステムへの実装を行ったが、ある程度エージェントが未来を予測できるように未来の状態を含むモデルを最初の段階で与え、これに応じてエージェント自身がある命題を得るためにはどういったコミュニケーション行為を起こすべきか計画を建てることを可能にする必要がある。これは願望の中から達成可能な事柄をエージェントと自身が見つけ出すために必要となる。

目次

第1章	はじめに	1
1.1	背景と目的	1
1.2	本論文の構成	2
第2章	関連研究	3
2.1	様相論理	3
2.1.1	クリプキ意味論	4
2.1.2	公理型と到達可能関係	5
2.2	時相論理 (Temporal Logic)	7
2.3	分岐した状態を扱う時相論理 (Computational Tree Logic)	8
2.3.1	形式的な論理式の解釈	8
2.4	認識論理 (Epistemic Logic)	9
2.5	時相認識論理 BDI_{CTL}	11
2.5.1	形式的な論理式の解釈	12
2.6	エージェントコミュニケーション	13
2.7	エージェントの信念の更新	15
第3章	通信経路 (Communication Channel)	17
3.1	通信可能性を示す重要性	17
3.2	エージェントグループと通信経路の違い	18
3.3	通信経路の定義	19
3.3.1	一階述語論理 $c(i, j)$	19
3.3.2	様相演算 C_{ij}	19
3.3.3	命題 c_{ij}	20
第4章	時相認識論理 CB_{CTL}	21
4.1	願望・意図・知識	21
4.2	構文論	23
4.2.1	言語 L	23
4.3	論理式	23
4.4	意味論	24

4.4.1	クリプキ・モデル	24
4.4.2	形式的な論理式の解釈	24
第 5 章	CB_{CTL} に基づいたコミュニケーション行為 $inform^*$	28
5.1	矛盾した信念の更新	33
第 6 章	CB_{CTL} に基づいたエージェントコミュニケーションシステム	35
6.1	ユーザーによるモデルの定義	35
6.2	論理式の証明	36
6.2.1	ユーザ・コマンド	36
6.3	信念の更新	39
6.4	ユーザーコマンドの実行例	39
6.4.1	コマンド $inform$ の実行例	39
6.4.2	コマンド $prove$	41
第 7 章	まとめ	44
付録 A	Prolog 上での実行例	48
A.1	ユーザ・コマンドの実行例	48
A.1.1	モデルの定義	48
A.1.2	例 6.1 より $inform$ の実行例	50
A.1.3	例 6.2 より時相演算を含む論理式に対する $prove$ コマンドの実行例 . .	52
A.1.4	例 6.3 より認識演算を含む論理式に対する $prove$ コマンドの実行例 . .	53

第1章 はじめに

1.1 背景と目的

エージェントとは自身の持つ情報や推論規則に基づき、自らが実行する行動を起こすといった自律的なプロセスである。このようなエージェントを用いたマルチエージェントシステムの研究が数多く行われている。Rao はエージェントの認識状態である信念・欲求・意図を表現する BDI 論理と時間とともに変化する状態を表現する分岐した状態を扱う時相論理 (CTL) を組み合わせた時相認識論理体系 BDI_{CTL} を提案した [4, 5]。また, BDI 論理に基づいた 3 つの認識状態を持つエージェント間のコミュニケーション手段を通信行為 (または言語行為) の形式化を行った研究がある [7, 6, 14, 21, 10]。また, エージェント間のコミュニケーション時の通信可能性を表現した研究もある [17]。しかしながら, 通信可能性の表現に関して論理的定義を与えていない。また, 従来研究におけるエージェント間のコミュニケーション (通信) はどの時間, どんな状態においても可能といった定義になっている。現実世界で扱うアプリケーションとして実装した場合にこの従来研究において与えられた定義では不十分であると考えられる。コミュニケーションは各エージェントの状態により, 可能となる場合と不可能な場合がある。例えば, ある一つの部屋に人が二人いたとする。この状態ではこの二人はお互いにコミュニケーションがとれる状態と考えられる。次にこの二人の内の一人が部屋の外に出るとする。こうした場合, この二人はコミュニケーションがとれなくなる。この例はコミュニケーションは常にエージェントの状態に依存しており, エージェントの状態変化によって通信可能性も可能な状態から不可能な状態へ変化するということを表している。さらに, エージェントの状態の変化に関わらず, 物理的な経路の遮断によってエージェント間のコミュニケーションが不可能になることも考えられる。このようにエージェントへコミュニケーションが時と場合により不可能になるといった通信可能性について認識を持たせることは現実的なアプリケーションへの導入を考慮した場合にとっても重要であるといえる。

したがって, 本研究の目的として通信経路 (エージェント間の通信可能性) を導入した時相認識論理体系 CB_{CTL} を定義する。また, 従来研究によって形式化された通信行為である ‘inform’ に着目して通信経路を考慮した定義へと改良を加える。そして, コミュニケーションによって更新されるモデルの過程を表現するモデルビルダーとして計算機上に実装する。さらに通信経路を導入したことにより生じる論理的問題の解決を目指す。

1.2 本論文の構成

本稿の構成は以下のようになっている．第2章では関連研究について概説する．第3章においては通信経路の必要性，さらに本研究における通信経路の定義について述べる．第4章では通信行為を導入した時相認識論理 CB_{CTL} の意味論と構文論を示す．第5章では本研究において改良を行った通信行為の定義，さらにエージェントコミュニケーションの実行例を示す．第6章では本研究において実装したシステムの詳細とその実行例を示す．最後に第7章でまとめと今後の課題について述べる．

第2章 関連研究

2.1 様相論理

様相論理 (modal logic) ではある事象が正しいことと必然的であることを区別している。古典論理に加えて

- 必然的に φ である
これを記号 $\Box$ を使って $\Box\varphi$ と表す.
- φ は必然的でない
 $\Box\neg\varphi$ と表す.
- φ でないことは必然的である
 $\neg\Box\varphi$ と表す.
- φ である可能性がある
 $\neg\Box\neg\varphi$ または、記号 $\Diamond$ 使って $\Diamond\varphi$ と表す.

$\Box \cdot \Diamond$ といった記号は様相演算 (modal operator) と呼ばれる。また、様相論理では2つの演算子と命題 φ を組み合わせることにより様々な様相を考えることができる。

$\varphi, \Box\varphi, \neg\Box\varphi, \neg\Diamond\varphi, \Box\Box\varphi, \Box\Diamond\varphi, \Diamond\Box\varphi$

次に様相論理の論理式は以下のように定義される。

定義 2.1. 論理式

- それぞれの命題変数は論理式である.
- φ, ψ がともに論理式ならば, $(\varphi \wedge \psi), (\varphi \vee \psi), (\varphi \supset \psi), (\neg\varphi), (\Box\varphi)$ はいずれも論理式である.

さらに $\neg\Box\neg\varphi$ を $\Diamond\varphi$ と省略する.

2.1.1 クリプキ意味論

様相論理の意味論は以下に述べるクリプキ・フレーム (Kripke Frame) によって定められている。

定義 2.2. クリプキ・フレーム

空でない集合 M と M 上の二項関係 R の対 (M, R) を様相論理に対するクリプキ・フレームと呼ぶ。 M は可能世界 (possible world) の集合, R は到達可能関係 (accessibility relation) という。

定義 2.3. クリプキ・モデル

(M, R) をフレームとし, V をこのフレームの上の付値 (valuation function) という。そしてこの3つ組 (M, R, V) に対し, M の要素と論理式の間の二項関係 ($\models$) を次のように定義する。

- $a \models \varphi$ iff $a \in V(\varphi)$
- $a \models \neg\varphi$ iff $a \not\models \varphi$
- $a \models \varphi \vee \psi$ iff $a \models \varphi$, または $a \models \psi$
- $a \models \varphi \wedge \psi$ iff $a \models \varphi$ かつ $a \models \psi$
- $a \models \varphi \supset \psi$ iff $a \models \varphi$ でないか, または $a \models \psi$
- $a \models \Box\varphi$ iff aRb となるすべての b に対し $b \models \varphi$

$a \models \varphi$ であるとき, “可能世界 a で φ は真である” ことを示している。さらに $a \not\models \varphi$ は “ a で φ は偽である” ということを示している。このとき

- $a \models \Diamond\varphi$ iff aRb となるある b に対し $b \models \varphi$

が成り立つ。二項関係 $\models$ は付値 V から一意に決まるもので, V と $\models$ を付値といたり, $(M, R, \models)$ をクリプキ・モデルということもある。

例 2.1. クリプキ・モデルの例

(M, R, V) を以下を満たすクリプキ・モデルとする。

- 可能世界の集合 $M = \{a, b, c, d\}$
- 可能世界上の二項関係 $R = \{aRb, bRc, bRd\}$
- 命題への真偽割り当て $V(b) = \varphi, V(c) = \varphi$

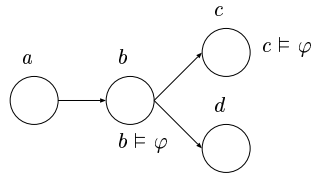


図 2.1: クリプキ・モデルの例

ここであげたクリプキ・モデルを図を用いて示したものが図 2.1 である。
このとき以下が成り立つといえる。

- (1) $a \models \Box \varphi$
- (2) $b \models \Diamond \varphi$
- (3) $a \models \Box \Diamond \varphi$
- (4) $a \not\models \Diamond \Box \varphi$

具体的には,

- (1) aRx となるすべての x に対し $x \models \varphi$
- (2) bRx となるある x に対し $x \models \varphi$
- (3) aRx となるすべての x に対し, ある x が存在して xRy かつ $y \models \varphi$

これら 3つの論理式が成り立つことが図 2.1 からわかる。しかしながら,

- (4) aRx となるある x に対し, xRy となるすべての y に対して $y \models \varphi$

は成り立たない。

2.1.2 公理型と到達可能関係

定義 2.4. 体系 K

体系 K は古典論理の体系 LK に対し, $\Box$ に関する以下の規則を加えたものである。

$$\frac{\Gamma \rightarrow \varphi}{\Box \Gamma \rightarrow \Box \varphi} \Box$$

ただし, Γ が $\psi_1, \dots, \psi_m$ のとき $\Box \Gamma$ は $\Box \psi_1, \dots, \Box \psi_m$ を表す。

推論規則として ($\Box$) を含むような様相論理を正規な様相論理という。正規な様相論理を定義するためにいくつかの論理式の型 $X_1, \dots, X_k$ に対し, 始式として

$\rightarrow X_i \ (i = 1, \dots, k)$

1 を加えることを行う. これらの $X_1, \dots, X_k$ をこの様相論理の公理型 (axiom scheme) という. 代表的な公理型として以下のようなものがある.

- $D : \Box\varphi \supset \Diamond\varphi$
- $T : \Box\varphi \supset \varphi$
- $4 : \Box\varphi \supset \Box\Box\varphi$
- $B : \varphi \supset \Box\Diamond\varphi$
- $5 : \Diamond\varphi \supset \Box\Diamond\varphi$

このような公理型について到達可能関係 R との関係を以下のようにいえる. まず, 到達可能関係は,

- R が継続的 (serial) $\iff$ すべての x に対してある y が存在して xRy
- R が反射的 (reflexive) $\iff x$ が可能世界であるならば xRx
- R が推移的 (transitive) $\iff xRy$ かつ yRz ならば xRz
- R が対照的 (symmetric) $\iff xRy$ ならば yRx
- R がユークリッド的 (euclidean) $\iff xRy$ かつ xRz ならば yRz

という5つの性質があり. このとき任意のフレーム (M, R) に対して以下が成り立つ.

- D が (M, R) で恒真 $\iff R$ は継続的
- T が (M, R) で恒真 $\iff R$ は反射的
- 4 が (M, R) で恒真 $\iff R$ は推移的
- B が (M, R) で恒真 $\iff R$ は対称的
- 5 が (M, R) で恒真 $\iff R$ はユークリッド的

証明 2.1. $\Box\varphi \supset \Diamond\varphi$ が成り立つ時, ある可能世界 $w \in W$ が存在し, wRw' のような二項関係は存在しないと仮定する.

$w \models \Box\varphi \supset \Diamond\varphi$

のとき, 次のこともいえる.

$$w \models \Box\varphi$$

さらに上記が成り立つならば,

$$w \models \Diamond\varphi$$

も成り立たなければならない. そして $w \models \Box\varphi$, $w \models \Diamond\varphi$ はそれぞれ wRw' を満たす $\forall w' \models \varphi$, wRw' を満たす $\exists w' \models \varphi$ が成り立たなければならない. このことから, ある可能世界 $w \in W$ が存在し, wRw' のような二項関係が存在しないという仮定とは矛盾する. したがって, $\Box\varphi \supset \Diamond\varphi$ (公理型 D) が成り立つには, ある可能世界 $w \in W$ が存在し, 必ず wRw' のような二項関係が存在するときである (継続性).

2.2 時相論理 (Temporal Logic)

前節で述べた様相論理では, $\Box\varphi$ を “いつも φ である” と直感的な解釈が考えられる. 要するに様相演算 $\Box$ が時間というものを考えた場合に φ は $\Box\varphi$ が成り立つ時点から未来では常に φ が成り立つと考えることができる. このように考えた場合に $\Diamond\varphi$ は $\neg\Box\neg\varphi$ ということは “常に φ が成り立たないが, あるとき φ が成り立つ” と直感的な解釈ができる. 様相論理へ時間に関する意味付けを行うことにより, 時間の流れを扱う論理体系を示すことができる. 本節では, 時間軸を線形として考えた時相論理 [1] について概説していく. まず, 線形時間を扱う時相論理では様相演算として未来を表す演算子 F , G と過去を表す演算子 P , H が定義されている. これらの様相演算と命題を組み合わせることにより,

- $F\varphi$: ある未来で φ が成り立つ
- $G\varphi$: 未来はずっと φ が成り立つ
- $P\varphi$: ある過去で φ が成り立った
- $H\varphi$: 過去はずっと φ が成り立った

と直感的な解釈される. このとき, 前節で概説したクリプキ・モデルを用いた意味論は以下のように定義される.

- $a \models F\varphi$ iff aRb となるある b に対し $b \models \varphi$
- $a \models G\varphi$ iff aRb となるすべての b に対し $b \models \varphi$
- $a \models P\varphi$ iff bRa となるある b に対し $b \models \varphi$
- $a \models H\varphi$ iff bRa となるすべての b に対し $b \models \varphi$

さらにこの時に以下の公理が定義される.

$$1 \ G\varphi \supset GG\varphi$$

$$2 \ H\varphi \supset HH\varphi$$

$$3 \ \varphi \supset GP\varphi$$

$$4 \ \varphi \supset HF\varphi$$

公理 1, 2 は時間の推移的性質を表しており, 公理 3,4 は未来と過去の対象的性質を表している.

2.3 分岐した状態を扱う時相論理 (Computational Tree Logic)

前節で概説した線形時間を扱う時相論理では“必ず未来である命題が成り立つ”, “必ず過去である命題が成り立つ”といったことを表現できた. しかしながら, “ある未来において φ が成り立つ”, “ある次の未来で φ が成り立つ”といった分岐した状態については表現ができなかった. このような未来の分岐した状態を表現できるようにした論理が Emerson[2] によって定義された CTL (Computational Tree Logic) である. 以下は時相論理で用いられる様相演算を含む論理式の直感的な解釈である.

- $A\varphi$: すべての次の状態へのパスで φ が真
- $E\varphi$: ある次の状態へのパスで φ が真
- $X\varphi$: 次の未来の状態で φ が真
- $F\varphi$: 未来の状態で φ が真
- $G\varphi$: その状態からすべての未来で φ が真
- $(\varphi U \psi)$: ψ が真になるまで φ が真

$A \cdot E$ はパス演算子 (path operator) と呼ばれ, 時相演算子 (temporal operator) である $X \cdot F \cdot G$ と組み合わせて用いられる. 例えば, $AX\varphi$ と表記した場合は“すべての次の未来の状態で φ が真”と解釈され, $EX\varphi$ と表記すると“ある次の未来の状態で φ が真”となる.

2.3.1 形式的な論理式の解釈

CTL における意味論の定義は線形時間を扱う時相論理と同じくクリプキ・モデルを用いて定義される. ただ, 前述した論理と異なる点として CTL におけるもでは可能世界の集合 W を含まず, 状態の集合 St を用い, $\langle St, R, L \rangle$ をモデルとしている. これらはそれぞれ,

- St : 時点 $t \in St$
- R : 継続的な二項関係 $R \subset St \times St$
- L : 各状態 $t \in St$ に対する命題の真偽割り当

である.

- $t \models \varphi$ iff $\varphi \in L(t)$
- $t \models \varphi \vee \psi$ iff $t \models \varphi$, または $t \models \psi$
- $t \models EX\varphi$ iff tRt' となる状態 t' において $t' \models \varphi$
- $t \models E(\varphi U \psi)$ iff 状態が $(t_0, t_1, \dots)$ となるときに $t_i \models \psi$ であり, $0 \leq j \leq i$ であるような任意の j について $t_j \models \varphi$

例 2.2. 分岐時間を扱う時相演算子の例

今, 以下の状態 (4.2) が成り立つとする.

- $W = \{w'\}$
- $St'_w = \{t_0, t_1, t_2, t_3, t_4, t_5, t_6, t_7\}$
- $L = (t_0, \delta), (t_1, \varphi, \psi, \delta), (t_2, \varphi), (t_3, \lambda, \delta), (t_4, \delta), (t_5, \lambda), (t_6, \lambda), (t_7, \lambda)$

このとき成り立つ論理式の例として,

- $t_0 \models \varphi$
- $t_0 \models EX\psi$
- $t_3 \models E(\varphi U \lambda)$ iff 状態が (t_4, t_6, t_7) となるときに $t_6 \models \lambda$ であり, $0 \leq 4 \leq 6(7)$ であるような 4 について $t_4 \models \varphi$

2.4 認識論理 (Epistemic Logic)

ここでは, 丸山ら [23] の導入した認識論理 K_B について概要を述べる. 丸山らの導入した体系 K では, 認識演算として B_α を定義した. またこれに加え Halpern[8] によって定義された知識の論理である認識論理 K_K と時相論理を組み合わせた時相認識論理として定義をしているが, 本節では信念 B_α について概要を述べる.

信念を示す認識演算は B_α と表記する. このとき, α はエージェントを表しており $B_\alpha\varphi$ は以下のように直感的に解釈される.

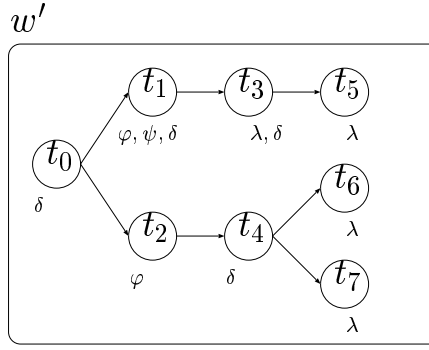


図 2.2: 時相演算子の例

- $B_\alpha \varphi$: エージェント α が φ だと信念にもっている

次に丸山らにより定義された認識論理 K_B の公理型について述べる. B は以下の公理を持つ最小の正規な様相論理として定義される. ただし, $\alpha \in Agent$ とする. さらに B は様相論理であると仮定しているので, 公理型 K を満たすものとする.

$$Ab1 \quad B_\alpha \varphi \supset B_\alpha B_\alpha \varphi$$

$$Ab2 \quad \neg B_\alpha \varphi \supset B_\alpha \neg B_\alpha \varphi$$

$$Ab3 \quad B_\alpha \varphi \supset B_\alpha \neg B_\alpha \neg \varphi$$

信念 B は公理型 KD45(weak-S5) と定義しており, Ab1 は肯定的内省 (推移的), Ab2 は否定的内省 (ユークリッド的), Ab3 は信念の無矛盾性 (継続的) を特徴づける性質である. また, 信念の公理型は T を含まない. これは “エージェントは φ を信念として持っている” といった場合は φ が必ずしも真であるとは言えないのである.

このような認識論理 K_B の意味論についてもクリプキ・モデルを用いて定義される. 以下は K_B におけるモデル M である.

$$M = \langle W, B, L \rangle$$

- 可能世界の集合 W
- 信念到達可能関係 $B_\alpha : W \times T \times W$
- 各可能世界の命題への真偽割り当て L

このとき二項関係 $\models$ は以下のように定義される.

- $w \models \varphi$ iff $\varphi \in L(w)$
- $w \models \varphi \wedge \psi$ iff $w \models \varphi$, または $w \models \psi$
- $w \models \neg \varphi$ iff $w \not\models \varphi$
- $w \models B_\alpha \varphi$ iff $w R_B w'$ となるすべての w' に対し $w' \models \varphi$

2.5 時相認識論理 BDI_{CTL}

RaoはBDI論理へ前述の分岐した時間を扱う論理(CTL)を導入した時相認識論理 BDI_{CTL} を定義をした[4, 5]. 時相認識論理はBDI論理のみでは表現できなかった時間とともに変化するエージェントの認識状態の表現が可能である. BDI論理ではエージェントにBelief(信念)・Desire(願望)・Intention(意図)といった3つの認識状態の表現を可能とした論理である. そして, これらを様相演算(modal operator)として命題と組み合わせて扱っている.

- $B_\alpha\varphi(B: Belief, \alpha: \alpha \in Agent)$
エージェント α は φ を信じている.
- $D_\alpha\varphi(D: Desire, \alpha: \alpha \in Agent)$
エージェント α は φ を達成したいと思っている.
- $I_\alpha\varphi(I: Intention, \alpha: \alpha \in Agent)$
エージェント α は φ を達成することを意図している.

Desire と Intention の違いは Desire は達成不可能な事柄も含んでいるが, Intention はエージェントが達成可能と判断した事柄だけ含まれる. また, Belief はエージェントと自身が信じているだけであって実際に信念として持った命題の真偽が正しいとは限らない. このような3つの心的状態をエージェントに与えることにより自律したエージェントを表現したのである.

本節はRaoによって定義された BDI_{CTL} の意味論について概説する. まず, BDI_{CTL} のクリプキ・モデルは以下のように定義されている.

- 可能世界の集合 W
- 各可能世界の状態の集合 S_w
- 各可能世界の状態間の関係 $R_w \subseteq S_w \times S_w$
- 命題の集合 Φ の要素 φ に対する各可能世界の各状態への真偽割り当て L
- 各可能世界間の到達可能関係 B, D, I ($B \subseteq W \times S \times W$)

このとき BDI_{CTL} におけるクリプキ構造を

$$M = \langle W, \{S_w : w \in W\}, \{R_w : w \in W\}, L, B, D, I \rangle$$

と定義する. さらに B は推移的, ユークリッド的かつ継続的性質を持ち, D および I は継続的性質を持つとした. これを $(B^{KD45}D^{KD}I^{KD})_{CTL}structure$ と呼ぶ. また, 時間関係 R_w については反射的かつ推移的としている.

2.5.1 形式的な論理式の解釈

BDI_{CTL} において形式的な論理式の解釈をする上で *state formula* と *path formula* の二つがある．この二つは $A\varphi$ (すべての path で φ) といった path についての論理式を形式的に解釈するためにこういった二つの formula に区別をしている．付値 $\models$ は ' $(w_k, s_l) \models \varphi$ ' のとき, $w_k \in W$ の $s_l \in S_w$ で φ が真であることを表す．以下の形式的な解釈が行える．

- $(M, V, w, p) \models_p \varphi \text{ iff } (M, V, w, p(0)) \models_s \varphi$
- $(M, V, w, p) \models_p \neg\varphi \text{ iff } (M, V, w, p) \not\models_p \varphi$
- $(M, V, w, p) \models_p \varphi \vee \psi \text{ iff } (M, V, w, p) \models_p \varphi, \text{ または } (M, V, w, p) \models_p \psi$
- $(M, V, w, p) \models_p \varphi \mathcal{U} \psi \text{ iff } \exists u \in \mathbb{N} \text{ のとき } (M, V, w, p^{(u)}) \models \psi \text{ さらに } \forall v \in \mathbb{N} \text{ が } 0 \leq v \leq u \text{ ならば } (M, V, w, p^{(v)}) \models_p \varphi$
- $(M, V, w, p) \models_p \bigcirc \varphi \text{ iff } (M, V, w, p^{(1)}) \models_p \varphi$
- $(M, V, w, t) \models_s \text{true}$
- $(M, V, w, t) \models_s \neg\varphi \text{ iff } (M, V, w, t) \not\models_s \varphi$
- $(M, V, w, t) \models_s \varphi \vee \psi \text{ iff } (M, V, w, t) \models_s \varphi, \text{ または } (M, V, w, t) \models_s \psi$
- $(M, V, w, t) \models_s (Bel\ i, \varphi) \text{ iff } \forall w' \in W, (w, t, w') \in B \text{ が存在するならば } (M, V, w', t) \models \varphi$
- $(M, V, w, t) \models_s (Des\ i, \varphi) \text{ iff } \forall w' \in W, (w, t, w') \in D \text{ が存在するならば } (M, V, w', t) \models \varphi$
- $(M, V, w, t) \models_s (Int\ i, \varphi) \text{ iff } \forall w' \in W, (w, t, w') \in I \text{ が存在するならば } (M, V, w', t) \models \varphi$
- $(M, V, w, t) \models_s A\varphi \text{ iff } \forall p \in \text{paths}(w), p(0) = t \text{ ならば } (M, V, w, p) \models_p \varphi$

例として, $(w_0, t_1) \models B\varphi$ は $((w_0, t_1, w_1) \in B)$ という信念到達関係があり, $(w_1, t_1) \models \varphi$ が真のときに成り立つ．この例を図示すると図 2.3 のようになる．

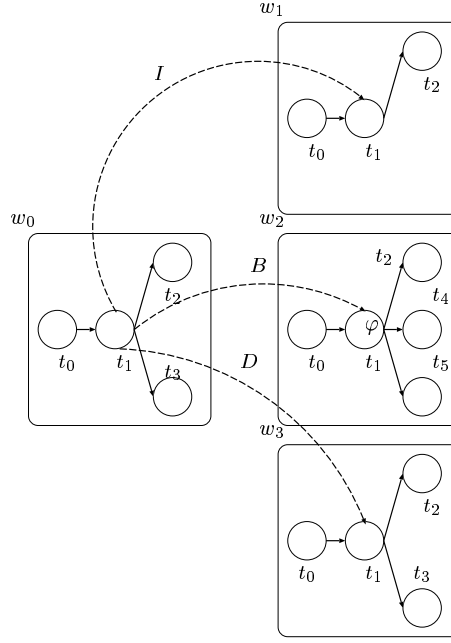


図 2.3: BDI_{CTL}^K の例

2.6 エージェントコミュニケーション

前述の BDI_{CTL} に基づいたエージェントは BDI エージェントと呼ばれ、エージェント技術標準化団体 FIPA (Foundations of Intelligent Physical Agents) や Cohen らはこのようなエージェントのコミュニケーション行為の形式化を行っている [7, 6, 14]. また、Wooldridge も *LORA* [13] において Cohen によるコミュニケーション行為の定義に基づき形式化した. ここでは FIPA, Cohen や Wooldridge によって形式化されたコミュニケーション行為の中の *inform* (相手へある事柄を通知する) について概説する. 彼らはそれぞれ異なった形式化を行っている. 例えば, FIPA では *inform* を実行するために満たさなければならない前提条件へ意図 (intention) を含んでいない. これに対して, Cohen による *inform* の前提条件には意図を含んだ形式となっている. それぞれ形式はことになっているが, 根本的な考え方としてコミュニケーション行為の実行はエージェントが意図してから行うという性質には変わらない.

まず, FIPA によるコミュニケーション行為 *inform* は以下のように定義されている.

定義 2.5. FIPA による *inform*

$\langle i, \text{inform}(j, \varphi) \rangle$

Feasibility pre-condition : $B_i \varphi \wedge \neg B_i (Bif_j \varphi \vee Uif_j \varphi)$

Rational effect : $B_j \varphi$

FIPA により定義された *inform* は様相演算 Belief のみを用いた形式となっている. i は送

信側のエージェントであり、 j は受信側のエージェントである。そして φ はエージェント i が j へ通知する事柄を表し、*Feasibility precondition* は前提条件で *Rational effect* は通信結果を表している。 $Bif_j\varphi$ は ' $B_j\varphi \vee B_j\neg\varphi$ (j が信念として φ または $\neg\varphi$ を持っている) ' を意味しており、 $Uif_j\varphi$ は ' $U_j\varphi \vee U_j\neg\varphi$ (j は $\neg\varphi$ よりか φ らしいと思っているか、または φ より φ らしいと思っている) ' ことを意味している。そして、*Feasibility pre-condition* は、送信側のエージェント i が φ (通知する事柄) を信念として持っている。また、受信側のエージェント j が $Bif_j\varphi$ 、または $Uif_j\varphi$ かどうかはエージェント i は信念として持っていないと定義されている。これを満たす場合に通信結果としてエージェント j へ φ が通知されるという結果になっている。

次に Cohen による *inform* の前に行為を実行するエージェントの願望や意図を表している *attempt* の定義を説明する。

定義 2.6. *attempt* (*attempt* x, e, θ, η, t)

$$(t?; [BEL\ x, \neg\theta) \wedge \\ (GOAL\ x, (HAPPENS\ e; \Diamond\theta?)) \wedge \\ (INTEND\ x, t?; e; \eta?(GOAL\ x, (HAPPENS\ e; \Diamond\theta)))]?; e$$

まず、述語 *attempt* の x は送信側のエージェントを表し、 e はコミュニケーション行為を表している。 t はコミュニケーション行為を実行する時間であり、 θ と η は e を実行することによって達成した願望と意図を表している。そして、*attempt* を満たすためには時間 t において $\neg\theta$ であるとある行為 e を実行しようとしているエージェント x は信念として持っている。さらに x は *GOAL* (BDI_{CTL} では D) として e を実行することによりある未来で θ が真になることを持っている。なおかつ、時間 t において e を実行して最終的なゴールである θ を達成することにより x が得ることのできる結果 η であるような *INTEND* を持っている。この *attempt* は最終的なゴールを達成するためにコミュニケーション行為の実行を意図するといったことを表している。また、Cohen は *attempt* を使い *inform* を定義した。

定義 2.7. Cohen による *inform*

$$(inform\ x, y, e, p, t) \equiv (attempt\ x, e, \theta, \eta, t)$$

where

$$\theta = (BMB\ y, x, p)$$

and

$$\eta = (BMB\ y, x, \\ (BEFORE\ e, [GOAL\ x, (AFTER\ e, (BEL\ y, \\ [BEFORE\ e, (BEL\ x, p)])])]))$$

今、時間 t において $\neg(BMB\ y, x, p)$ (y が x が p を知っていることを知らない) であるとある行為 e を実行しようとしているエージェント x は信念として持っている。さらに x は *inform* を実行することによりある未来で $(BMB\ y, x, p)$ が真になることを最終的な

$GOAL$ として持っている。なおかつ、時間 t において $inform$ を実行して最終的なゴールである $(BMB\ y, x, p)$ を達成することにより、 x が $inform$ を実行することで y は“ x が $inform$ を実行する前から p を知っていた”ということを信念として持つといった $INTEND$ を持っている。Cohen が定義した $inform$ は FIPA の定義した $inform$ のような相手へ新しい情報を伝える行為ではなく、自分はこのことを信念として持っているということを相手へ知らせる行為と定義している。また、この定義においては Dynamic 論理での記号 “,”、“?” を定義に含めている。これに加え、Wooldridge は Cohen の $inform$ を BDI の様相演算を使った形式へ改良し、さらに Cohen の定義では一対一のコミュニケーションを対象としているが、Wooldridge の定義ではある単体のエージェントからエージェントのグループ g へと変更を加えている。 $(g$ の詳細については第 3 章にて述べる)

定義 2.8. Wooldridge による $attempt$ ($attempt\ i, \alpha, \theta, \eta$)

$$\begin{aligned} & (Bel\ i, \neg\theta) \wedge \\ & (Agt\ \alpha, i) \wedge \\ & (Des\ i(Achvs\ \alpha, \theta)) \wedge \\ & (Int\ i(Achvs\ \alpha, \eta)) : \alpha \end{aligned}$$

定義 2.8 では Cohen と同様に i は送信者であり、 α はコミュニケーション行為を表している。さらに $(Achvs\ \alpha, \theta)$ は α を実行することにより、 θ を達成するといったことを表している。そして $\wedge$ で結合されている部分を満たしたならば、 α が実行されるという定義になっている。以下は $inform$ の定義である。

定義 2.9. $inform$ ($INFORM\ i, g, \alpha, p$) $\equiv$ ($attempt\ i, \alpha, \psi, \mathcal{X}$)

where

$$= (MBel\ g, p)$$

and

$$= (MBel\ g, (Inti(MBel\ g, p)))$$

定義 2.9 の詳細は Cohen と同様であるが、違いとして一対多のコミュニケーションを対象としている点である。

これらの定義はどれもコミュニケーション行為を実行後に時点が 1 ステップ進むとされている。さらに BDI_{CTL} では単一のエージェントの時のみであったのだが、複数のエージェントも扱っている。ただし、Rao のような論理的なモデルは形式的には定義されているが詳細について言及していない。

2.7 エージェントの信念の更新

Dragoni は信念の更新について述べている [3]。エージェントの信念へ新しく入ってきた信念の更新方法には単純に 2 通り考えることができる。一つはもとからある信念と矛盾

しない場合ともう一つは矛盾する場合である．まず，エージェント間のコミュニケーションにより新しい信念を受信した場合の更新について以下のように定義している．ただし，ここでは矛盾した信念の受信は考えない．

定義 2.10. 信念の拡張

$$X + \alpha : \varphi \triangleq X \cup A$$

- X : エージェントの信念の集合
- $\alpha : \varphi$: 認識演算がとる命題を表す (例. $B : \varphi$)
- A : $(\alpha : \varphi)$ の略記
- $+$: 信念の拡張

定義 2.10 では新しくコミュニケーション行為により受信した信念がもともとある信念の矛盾しなかった場合における信念の更新方法である．この定義において，新しい信念 $B\varphi$ ($B : \varphi$) を受信したならば，もともとある信念の集合 X との和集合をとり，拡張を行うことを示している．次にコミュニケーション行為の受手にあたるエージェントがもともとある信念と矛盾した信念を新しく受け取った場合における信念の更新方法を以下のように定義している．

定義 2.11. 矛盾した信念の更新

$$X * \alpha : \varphi \triangleq (X - \alpha : \neg\varphi) + \alpha : \varphi$$

- X : エージェントの信念の集合
- $\alpha : \varphi$: 認識演算がとる命題を表す (例. $B : \varphi$)
- A : $(\alpha : \varphi)$ の略記
- $*$: 信念の修正
- $+$: 信念の拡張
- $-$: 信念の消去

定義 2.11 では矛盾した信念 φ を受け取った場合に $\neg\varphi$ とこれを導くような論理式 ($ex : \psi \supset \varphi$) を消去してから信念 φ を含めた新しい信念の集合へ拡張する．

第3章 通信経路 (Communication Channel)

本章では通信経路を導入することの重要性、また本研究の通信経路を命題として定義するに至る経緯についても述べる。

3.1 通信可能性を示す重要性

従来研究におけるコミュニケーション行為ではエージェントの認識状態に重点をおいた前提条件が定義されている。これはエージェント間で起りうる通信の障害を一切考慮していないといえる。例えば、

- 受信者のエージェントが別のエージェントと通信中（受信不可能な状態）
- 送信者と受信者の間に存在する経路が何らかの原因で使用不可能な場合（通信経路の消失）

といった状況では第2章において概説したFIPA, Cohenによる通信行為の定義では前提条件さえ満たせばエージェント間の通信が可能となる。例えば、宇宙探索ロボット、人工衛星と管制塔の3つのエージェントが存在したとする。現在、それぞれのエージェント間で通信経路がある。そして、次の時間で管制塔と宇宙探索ロボットとの通信経路が何らかの原因で無くなる。この時点では宇宙探索ロボットと管制塔は人工衛星を経由しないと通信が行うことができない状況である。しかしながら、従来研究におけるコミュニケーション行為を管制塔から人工衛星へ実行すると、この2つのエージェント間は通信不可能な状況であるのにも関わらず、前提条件さえ満たせば通信が成功してしまう。この例以外にも時間や環境の変化によって通信の状態が常に変化することが現実世界で多々生じる。また、システムによってはコミュニケーション時に通信が不可能だった場合にこれを送信者へ伝えるシステムもあるが、エージェントが何らかの通信を行う際に成功する場合と失敗する場合があるという通信におけるリスクを認識できるようなモデル体系へ従来のモデルを改良する必要がある。よって、エージェントが通信可能性に関して認識するには論理学に基づいて定義されている従来のエージェントの性質を通信可能性を認識できる性質へ拡張しなければならない。こういったことから、本研究では通信可能性を示す通信経路 (Communication Channel) を既存のモデルへ導入するにいたった。

3.2 エージェントグループと通信経路の違い

Cohen や Wooldridge はエージェントグループ g という概念を用いている [19, 13]. エージェントのグループとは複数のエージェントを要員としてもつエージェントの集合体を表している. Wooldridge は [13] で定義した一階述語時相認識論理 $LORA$ においてエージェント・グループ g を定義している. この定義において以下の記号を用いている. ただし, 本節ではエージェント・グループについてだけ概要を述べる.

- $Const_{Ag}$: エージェントの定数
- $Const_{Gr}$: エージェント・グループの定数
- Var_{Ag} : エージェントの対象変数
- Var_{Gr} : エージェント・グループの対象変数
- $Agts$: エージェント・グループが実行できる行為
- $\in$: エージェントのグループの要員

そして, Ag , Gr をソート σ として以下のように項の集合 $Term_\sigma$ とする.

- $Term_\sigma = Var_\sigma \cup Const_\sigma$
- $Term = Term_{Ag} \cup Term_{Gr}$

また, 対象変数 Var_{Ag} , Var_{Gr} の対象領域 D_{Ag} , D_{Gr} はそれぞれ,

- $D_{Ag} : \{1, \dots, n\}$ は空でないエージェントの集合
- $D_{Gr} : D_{Gr} = \wp(D_{Ag})$

と定義されている. $LORA$ において用いられているエージェント・グループの概念では $(Agts \ \alpha, g)$ と表記し, “あるグループ g は α という行為を実行できる” と解釈する. また, グループ内に属しているエージェント間での信念の共有やグループ全体の意図 (目標) を持たせることで, この意図を達成するためにグループ内のメンバがコミュニケーション行為をお互いに実行し情報交換を行うといったことを表現している. このグループ g では, 我々の目的であるエージェント間通信における通信可能性の表現が目的として用いられているのではなく, 集団行動 (Joint action) の表現を目的としている. 我々の提案する通信経路は, エージェント間通信の通信可能性を示すことにより, 各エージェントへコミュニケーションにはリスクが伴うということを認識させることが目的のなである. ゆえに, エージェント・グループと通信経路は異なるものといえる.

3.3 通信経路の定義

通信経路の定義としては、命題論理、一階述語論理、様相演算などが考えられる。それぞれに利点・欠点がある。ここでは、命題論理、一階述語論理、様相論理として定義した場合について例を交えて述べていく。

3.3.1 一階述語論理 $c(i, j)$

通信経路を一階述語論理として定義した場合に $c(i, j)$ と表記することができる。これは“ i から j への通信経路がある”という解釈をする。しかしながら、既存の BDI モデルやコミュニケーション行為の定義において用いられているのは命題論理であり、もし一階述語論理として通信経路を扱うのならば、これらを一階述語論理も扱える定義へと拡張しなければならない。さらに定数やエージェントの集合を同じ集合としなければならない。例えば、述語 $f(x)$ と $c(x, y)$ の二つの述語があったときにこれらの定数には定数の集合の要素全体が代入されることになる。もし、 $f(x)$ がエージェントを示す定数が代入されるべきでない述語であっても、これを制限することはできないのである。

3.3.2 様相演算 C_{ij}

通信経路を様相演算 C_{ij} と表記した場合は C_{ij} と命題 φ を組み合わせて論理式として扱うことになるのだが、 $C_{i,j}\varphi$ といった場合に形式的な式の解釈として第 2 章で概説した BDI_{CTL} を使った例を用いると、

$$(w_s) \models C_{ij}\varphi, (v|(w, s, v) \in C_{ij}), (v_s) \models \varphi$$

のように形式的に解釈される。これをさらに図示すると以下のようなになる。

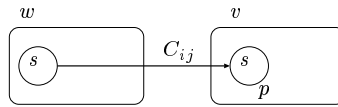


図 3.1: 様相演算 C_{ij} の例

図 3.1 において可能世界 w から到達可能関係 C_{ij} で結ばれている可能世界 v で φ が成り立つということを示している。さらに $C_{ij}\varphi$ は直感的に“ φ が ij 間で通信可能”と解釈できる。しかし、様相演算 C_{ij} の問題点は通信可能であったのにある時点で通信不可能へ変化したような例を表現できない。なぜならば、到達可能関係を削除または追加ができないからである。

3.3.3 命題 c_{ij}

c_{ij} は “ i から j への通信経路が存在する” ということを示している．命題として定義した場合は既存のコミュニケーション行為の前提条件・事後条件に BDI の演算子と通信経路 (c_{ij}) を組み合わせを導入することによって通信可能性を考慮した形へ拡張することができ，既存の論理も複雑することなく導入することができる．しかし，問題点として ‘ c_{ij} ’ と表記すると一階述語論理のような表記方法になってしまう．本来，命題論理ではある命題の真偽を示すだけであり，要するに通信経路の真偽（有無）についてだけ示していれば問題ないのだが ‘ c_{ij} ’ と表記すると “ i と j の間に通信経路が存在する” といった ‘通信経路の有無’ と ‘ i と j 間’ の一つの命題で二つの意味を含んでしまうという論理学上の問題もある．ただ，一階述語論理や様相論理として通信経路を定義した場合に比べると命題論理として定義した場合の方がコミュニケーション行為や既存の BDI モデルへ与える影響も少なく済む．よって本研究において通信経路は命題の一部として定義した．

第4章 時相認識論理 CB_{CTL}

本章では時相認識論理 CB_{CTL} について論じていく．さらに願望 (*Desire*) と意図 (*Intention*) の様相演算を含めない理由についても述べる．

4.1 願望・意図・知識

Rao による時相認識論理 BDI_{CTL} [4, 5] で各様相演算の関係を示していた．しかしながら，エージェントが自身の持つ意図・願望が達成不可能だということを認識した場合にどのようなことが起りうるのかについて明確にしていない．また，Rao とは違った立場をとっている Cohen と Levesque [15, 16] は Bratman が [11] において定めた未来指向意図 (～することを意図する)・現在指向意図 (意図的に～する) という2つの性質を満たす意図を様相論理に基づいて形式化をした．ここでは，未来指向意図の性質を満たす持続的目標 (*persistent goal*) を概説する．

定義 4.1. 持続的目標

1 計画立案への入力 (達成すべき目標)

2 将来における意図の達成の責務

1 番目の特徴は，

- 将来の目標として保持している ($G_x \Diamond \varphi$)
- その目標はすでに達成されているとは信じない ($B_x \neg \varphi$)

上記の G は BDI 論理でいう D にあたり， $\Diamond$ は CTL で表現すると EF ということになる．2 番目の特徴として，

- 目標を達成することに意味がなくなるまでは，将来の目標を保持する ($K_x Before(\dots, \neg G_x \Diamond \varphi)$)

上記の性質を満たした持続的目標を以下のように定義している．

定義 4.2. $PGOAL$ (*Persistent Goal*)

$$\begin{aligned}
(PGOAL \tau \neg p) &\equiv (BEL \tau \neg p) \wedge (GOAL \tau \Diamond p) \wedge \\
&(KNOW \tau [UNTIL [(BEL \tau p) \vee (BEL \tau \Box \neg p) \vee (BEL \tau \neg q)] \\
&(GOAL \tau \Diamond p)]).
\end{aligned}$$

持続的目標は義務を形式化したものである．エージェント τ は持続的目標を達成しなければならない． p が未来で真である限り， τ 持続的目標を放棄することはできない．ただ， p を信念としてもつか，また p は未来で真にならないということを信念としてもつ，または持続的目標 p に関係ある q が偽であると信念にもったならば，持続的目標を放棄することができる．ここで扱われている K は認識論理で用いられている知識 (Know) を表している演算子でエージェントが $K\varphi$ を持った場合， φ は必ず真となる．上記の二つの性質を満たした場合にエージェントは持続的目標を認識状態として持つことができると定められている．しかしながら，ここで概説した持続的目標は Rao によって定義された BDI_{CTL} [4, 5] のように論理的な定義を与えていない．要するにここで扱われている K , G , $\Diamond$ についての構文論や意味論について定義していない．さらに意図は BDI_{CTL} において認識演算 I として一つの認識演算として定義されているが，意図の性質は未来指向意図の他に現在指向意図，ある行為によりもともとは意図していなかった効果が生じるといった副次的効果などが従来研究により定められており，これらについてどのように表現するか言及されていない．

次に持続的目標でも用いられていた知識 (*Knowledge*) についてだが，知識の公理型を Halpern は以下のように定めている．

定義 4.3. *Knowledge* の公理型

$$A1 \ K(\varphi \supset \psi) \supset (K\varphi \supset K\psi)$$

$$A2 \ K\varphi \supset \varphi$$

$$A3 \ K\varphi \supset KK\varphi$$

$$A4 \ \neg K\varphi \supset K\neg K\varphi$$

$$A5 \ K\neg\varphi \supset \neg K\neg\varphi$$

$$A6 \ \varphi \supset K\neg K\neg\varphi$$

知識は反射的，推移的，ユークリッド的，対称的かつ継続的性質であるとされている．第3章で述べたように本研究では通信経路を時点において追加・削除した場合の表現を行いたい．だが，知識を様相演算としてモデルへ含めしまうとエージェントが知識として持った通信経路はそのあと必ず真になっていなければならない．したがって，上記のことから本研究で定義するモデルへは意図・願望・知識といった様相演算は含めない．

4.2 構文論

4.2.1 言語 L

時相認識論理 CB_{CTL} において扱う言語 L は以下のように定める.

定義 4.4. (*Signature*) 言語 L

P	命題の集合
C	通信経路の集合
$Agent$	エージェントの集合

上記の通信経路の集合 C は命題の一部として考える. 要するに ' $C \subseteq P$ ' とする. そして、パス演算子 (A, E) はその他の時相演算子と組み合わせたものを時相演算子として扱う.

$\neg, \vee$	論理結合子
AX, AF, AG, EX, EF, EG	時相演算子
B_α	認識演算子 ($\alpha \in Agent$)
$(,)$	句読点

4.3 論理式

時相認識論理 CB_{CTL} では過去を示す時相演算子 (P, H), U (until) は除く. さらに CB_{CTL} において扱う論理式は以下のように定義する.

定義 4.5. 論理式

α は命題変数, c_{ij} は通信経路変数. そして、 $\alpha, c_{ij}, \varphi, \psi$ は論理式であり, $B_i\varphi, AX\varphi, AF\varphi, AG\varphi, EX\varphi, EF\varphi, EG\varphi, \neg\varphi, \varphi \vee \psi$ も論理式とする.

c_{ij}, c_{ji} はそれぞれ “ i と j 間に通信経路が存在する”, “ j と i 間に通信経路が存在している” ことを意味している. さらに論理式の略記を以下のように定義する.

- $\varphi \wedge \psi \equiv \neg(\neg\varphi \vee \neg\psi)$
- $\varphi \supset \psi \equiv \neg\varphi \vee \psi$
- $EX\varphi \equiv \neg AX\neg\varphi$
- $EF\varphi \equiv \neg AG\neg\varphi$
- $EG\varphi \equiv \neg AF\neg\varphi$

導入した論理式の直感的な解釈は従来研究と同様に $B\varphi$, $EX\varphi$, $EF\varphi$, $EG\varphi$ はそれぞれ以下のように解釈できる.

- φ を信じている
- ある次の未来の状態で φ が成り立つ
- ある未来の状態で φ が成り立つ
- ある未来すべての状態で φ が成り立つ

4.4 意味論

4.4.1 クリップキ・モデル

クリップキ・モデルを定義するにあたり, 以下のことを定める.

- エージェントの集合 $Agent$
- 可能世界の集合 W
- 各可能世界の状態の集合 T_w
- 各可能世界の状態間の関係 $R_w \subseteq T_w \times T_w$
- 命題の集合 Φ の要素 φ に対する各可能世界の各状態への真偽割り当て V
- 通信経路の集合 $C(C \subseteq P)$
- 各可能世界間の信念到達可能関係 $B(B \subseteq W \times T \times W)$

このとき, CB_{CTL} に対して以下のクリップキ・モデル M を定義する.

$$M = \langle W, \{T_w : w \in W\}, \{R_w : w \in W\}, V, B, \varphi \rangle$$

4.4.2 形式的な論理式の解釈

Rao による BDI_{CTL} の論理式の解釈において $(M, w_s) \models \varphi$ と定められていたが, 本研究においてはモデル M が変更されることはない. よって $(w_n, t_m) \models \varphi$ とする. w_n は可能世界 W の要素であり, t_m は各可能世界の状態の集合 T の要素である. また, $\models$ は従来研究と同様に付値を表す. このとき以下のような形式的な論理式の解釈ができる,

- $(w_0, t_0) \models \varphi$ iff $\varphi \in L(w_0, t_0)$
- $(w_0, t_0) \models \neg\varphi$ iff $(w_0, t_0) \not\models \varphi$
- $(w_0, t_0) \models \varphi \vee \psi$ iff $(w_0, t_0) \models \varphi$, または $(w_0, t_0) \models \psi$
- $(w_0, t_1, \dots) \models E\varphi$ iff ある次の状態 $(w_0, t_1, \dots)$ が存在して $(w_0, \{t_1, \dots\}) \models \varphi$
- $M, (w_0, \{t_0, \dots\}) \models A\varphi$ iff すべての次の状態 $(w_0, \{t_1, \dots\})$ において $(w_0, \{t_1, \dots\}) \models \varphi$
- $M, w_s \models B_\alpha\varphi$ iff $\forall v \in \{v \mid (w, t, v) \in B_\alpha\}, (v, t_0) \models \varphi$
- $M, (w_0, \{t_0, t_1, \dots\}) \models AX\varphi$ iff $(w_0, t_1) \models \varphi$

CB_{CTL} における時間関係 R_w は推移的かつ反射的性質の公理型 $S4(KT4)$ を満たす. さらに信念到達可能関係 B_i は推移的, 継続的かつユークリッド的性質の公理型 $KD45$ を満たしている. CB_{CTL} で扱う様相演算の公理型は以下に定める.

定義 4.6. 信念 B_i の公理型

$$AB\ 1\ B_i(\varphi \supset \psi) \supset (B_i\varphi \supset B_i\psi)$$

$$AB\ 2\ B_i\varphi \supset \neg B_i\neg\varphi$$

$$AB\ 3\ B_i\varphi \supset B_iB_i\varphi$$

$$AB\ 4\ \neg B_i\varphi \supset B_i\neg B_i\neg\varphi$$

AB1 は公理型の K にあたり, AB2 は継続的な性質を示す公理型 D , AB3 は推移的な性質の公理型 4, AB4 はユークリッド的な性質の公理型 5 である. 時相演算の公理型は, Emerson[2] により $S4$ と定義されている. 本研究においても Emerson と同様に $S4$ と定義する. 次に認識演算 B と時相演算の関係についてだが, 時相認識論理 CB_{CTL} において論理式 $B(EX\varphi)$ と $EX(B\varphi)$ の解釈は異なったものとする. $B(EX\varphi)$ は直感的な解釈として “ある次の未来の状態において φ が成り立つと信じている”, $EX(B\varphi)$ は “ある次の未来の状態で φ を信じる” と解釈する.

例 4.1. CB_{CTL} に対するクリプキ・モデル

- $Agent = \{i, j\}$
- $W = \{w_0, w_1, w_2\}$
- $\forall w \in W, T_w = \{t_0\}$
- $\forall w \in W, R_w = \emptyset$

- $B_i = \{(w_0, t_0, w_1), (w_1, t_0, w_1), (w_2, t_0, w_2)\}$
- $B_j = \{(w_0, t_0, w_1), (w_1, t_0, w_0), (w_0, t_0, w_2), (w_2, t_0, w_0), (w_1, t_0, w_2), (w_2, t_0, w_1)\}$
- $V = \{(w_1, t_0, p), (w_1, t_0, c_{ij})\}$

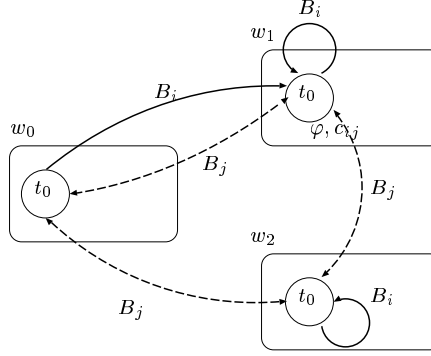


図 4.1: CB_{CTL} のモデル例

図 5.1 では $(w_0, t_0) \models B_i \varphi$ が成り立つが, $(w_0, t_0) \models B_j \varphi$ は成り立たない. この理由として エージェント j の信念到達可能関係 B_j は可能世界 w_0 を始点としてみると, $(w_0, t_0, w_1) \in B_j$ と $(w_0, t_0, w_2) \in B_j$ が存在している. そして, $(w_1, t_0) \models \varphi$ は成り立つが, $(w_2, t_0) \models \varphi$ は成り立たない. このように同じ可能世界に存在する複数の同じエージェントの信念到達可能関係が存在している場合, $(w_0, t_0) \models B_j \varphi$ が成り立つにはすべての信念到達可能関係で繋がっている先の可能世界で $(w_n, t_0) \models \varphi$ が成り立っていないといけない. 次に時相認識演算子を含む論理式のときは, 以下の状態がある可能世界 w' で存在したとする.

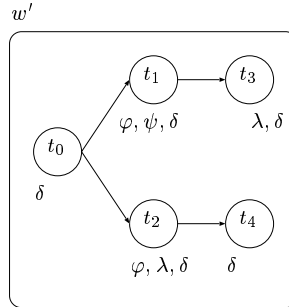


図 4.2: 時相演算子の例

図 4.2 では $(w', t_0) \models AX \varphi$ が成り立つ, 状態 t_0 から一つ未来の状態にあたる状態 t_1 と状態 t_2 において φ が真であるからである. そして, $(w', t_0) \models EX \psi$ は t_1 で ψ が成り立ち, t_2 で ψ が成り立たないので t_0 で $EX \psi$ が成り立つことがいえる. また, t_3 で λ が成り立

ち、さらに t_2 で λ が成り立つときに $(w', t_0) \models AF\lambda$ が成り立つといえる．これに加え、 t_1 , t_2 , t_3 , t_4 で δ が成り立っているときに $(w', t_0) \models AG\delta$ が成り立つ．

第5章 CB_{CTL} に基づいたコミュニケーション行為 $inform^*$

本研究で扱う CB_{CTL} が認識演算子 B のみということから, FIPA で定義されたコミュニケーション行為 $inform$ に基づいて通信経路を導入した $inform^*$ へと改良を行う. また, 最終的な $inform$ の定義に至るまでの経緯についても述べていく.

まず, 以下は前述した FIPA による $inform$ の定義である.

定義 5.1. *FIPA* による $inform$

$\langle i, inform(j, \varphi) \rangle$

Feasibility pre-condition : $B_i\varphi \wedge \neg B_i(Bif_j\varphi \vee Uif_j\varphi)$

Rational effect : $B_j\varphi$

ここで, 演算子 Bif , Uif については論理的な定義は与えられていないため省き以下のように変更する.

定義 5.2. $inform$

$\langle i, inform(j, \varphi) \rangle$

Feasibility pre-condition : $B_i\varphi \wedge \neg B_i(B_j\varphi \vee B_j\neg\varphi)$

Rational effect : $B_j\varphi$

これにより, 前提条件は送信側のエージェントが通知する命題 φ を信念として持っていて ($B_i\varphi$), このエージェントが受信側のエージェントの φ に対する信念について信念を持っていない ($\neg B_i(B_j\varphi \vee B_j\neg\varphi)$) となる. さらに “通信経路 c_{ij} がなければならない” という条件を加えたものが,

定義 5.3. $inform$

$\langle i, inform(j, \varphi) \rangle$

Feasibility pre-condition : $B_i\varphi \wedge \neg B_i(B_j\varphi \vee B_j\neg\varphi) \wedge c_{ij}$

Rational effect : $B_j\varphi$

しかしながら, “通信経路がなければならない” という条件を加えただけでは送信側のエージェントが通信が可能であるということを認識していない. 本研究の目的の一つとし

てエージェントによる通信可能性の認識があるので、これを表現するために“通信経路が存在していると送信側のエージェントが信じている”という条件へ改良を加えた。

定義 5.4. *inform*

$\langle i, \text{inform}(j, \varphi) \rangle$

Feasibility pre-condition : $B_i \varphi \wedge \neg B_i (B_j \varphi \vee B_j \neg \varphi) \wedge B_i c_{ij}$

Rational effect : $EX(B_j \varphi \wedge \neg B_j \varphi)$

通信結果として $EX(B_j \varphi \wedge \neg B_j \varphi)$ を追加した。これは前提条件へ $B_i c_{ij}$ (エージェント i が通信経路 c_{ij} が存在していると信じている) を含めたからである。第2章の BDI_{CTL} において概説した信念 B はあくまでエージェントが信じているだけであり、実際に信念として持っている命題の真偽が正しいかどうかは解らないという性質から、エージェント i は j への通信経路 c_{ij} があると信じているけれども実際は c_{ij} が存在しないことも起こりうるのである。このことから以下の例 5.1 にある初期モデルで *inform* を実行した場合に図 5.2 のようにモデルが更新されるように定めた [20]。

例 5.1. *inform* 実行前の初期モデル

- $Agent = \{i, j\}$
- $W = \{w_0, w_1, w_2\}$
- $\forall w \in W, T_w = \{t_0\}$
- $\forall w \in W, R_w = \emptyset$
- $B_i = \{(w_0, t_0, w_1), (w_1, t_0, w_1), (w_2, t_0, w_2)\}$
- $B_j = \{(w_0, t_0, w_1), (w_1, t_0, w_0), (w_0, t_0, w_2), (w_2, t_0, w_0), (w_1, t_0, w_2), (w_2, t_0, w_1)\}$
- $V = \{(w_1, t_0, \varphi), (w_1, t_0, c_{ij})\}$

図 5.2 は可能世界 w_0 の状態 t_0 で *inform* を実行した後のモデルである。まず、*inform* を実行したエージェント i の可能世界 w_0 から w_1 への信念到達可能関係 B_i が存在している。さらに w_1 では命題 φ, c_{ij} が真であり、 w_1 には信念到達可能関係が存在していないため $\neg B_i (B_j \varphi \vee B_j \neg \varphi)$ が成り立たないので、前提条件を満たしている。そして、*inform* 実行後は w_1 はエージェント i の信念を示しているの、状態の分岐が生じることはないために状態を一つ追加する。さらに w_2 はエージェント j の信念を示している。*inform* の通信結果として“経路が存在する”と“経路が存在しない”といった二つの状態が起こりうるので二つの分岐した状態を追加する。また、 w_0 でも分岐した状態を追加している理由は、一つだけの状態を追加した場合に $(w_0, t_1) \models B_j \varphi$ と $(w_0, t_1) \models B_j \neg \varphi$ の両方が成り立ってしまう。これでは *inform* を実行しても必ず受信側のエージェントへは命題は伝わらない

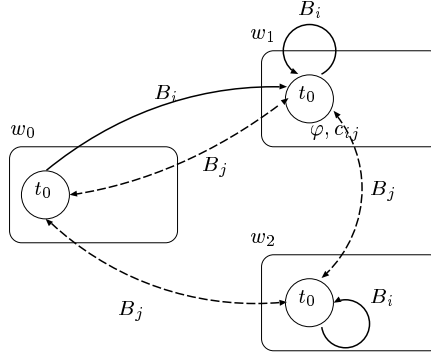


図 5.1: 初期モデル

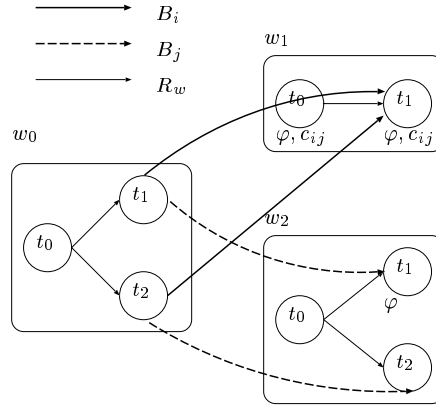


図 5.2: 実行後のモデル

ことになってしまう．こういったことから w_0 にも w_2 同様二つの分岐した状態を追加し，一つの状態は経路が存在したときであり，もう一方の状態は経路が存在しなかったときの受信側のエージェントの信念を証明できる形式に定めたのである．ただ，ここで扱っているモデルは信念の公理型 $KD45$ の性質である推移的，継続的かつ対称的を満たしていない．さらに送信側のエージェントが通信を行った場合にこれを認識していない点や通信が成功した場合に受信者もまた通信が行われたことを認識すべきである．このことから本研究ではさらに $inform$ とモデルへ改良を加えた．それが以下の定義されている $inform^*$ である．

定義 5.5. $inform^* \langle i, inform(j, \varphi) \rangle$

Feasibility pre-condition : $B_i \varphi \wedge \neg B_i (B_j \varphi \vee B_j \neg \varphi) \wedge B_i c_{ij}$

Rational effect : $B_i B_j \varphi \vee (B_i B_j \varphi \wedge B_j B_i \varphi \wedge B_j \varphi)$

例 5.2. 信念の性質を満たした初期モデル例

- $Agent = \{i, j\}$

- $W = \{w_1, w_2, w_3, w_4, w_5, w_6, w_7, w_8, w_9\}$
- $\forall w \in W, T_w = \{t_0\}$
- $\forall w \in W, R_w = \emptyset$
- $B_i = \{(w_1, t_0, w_2), (w_1, t_0, w_3), (w_2, t_0, w_3), (w_3, t_0, w_2), (w_4, t_0, w_8), (w_4, t_0, w_9), (w_5, t_0, w_5), (w_6, t_0, w_6), (w_7, t_0, w_7)\}$
- $B_j = \{(w_1, t_0, w_4), (w_1, t_0, w_5), (w_2, t_0, w_6), (w_2, t_0, w_7), (w_3, t_0, w_3), (w_4, t_0, w_5), (w_5, t_0, w_6), (w_6, t_0, w_7), (w_7, t_0, w_6), (w_8, t_0, w_8), (w_9, t_0, w_9)\}$
- $V = \{(w_2, t_0, \varphi), (w_2, t_0, c_{ij}), (w_3, t_0, \varphi), (w_3, t_0, c_{ij}), (w_6, t_0, \varphi), (w_8, t_0, \varphi)\}$

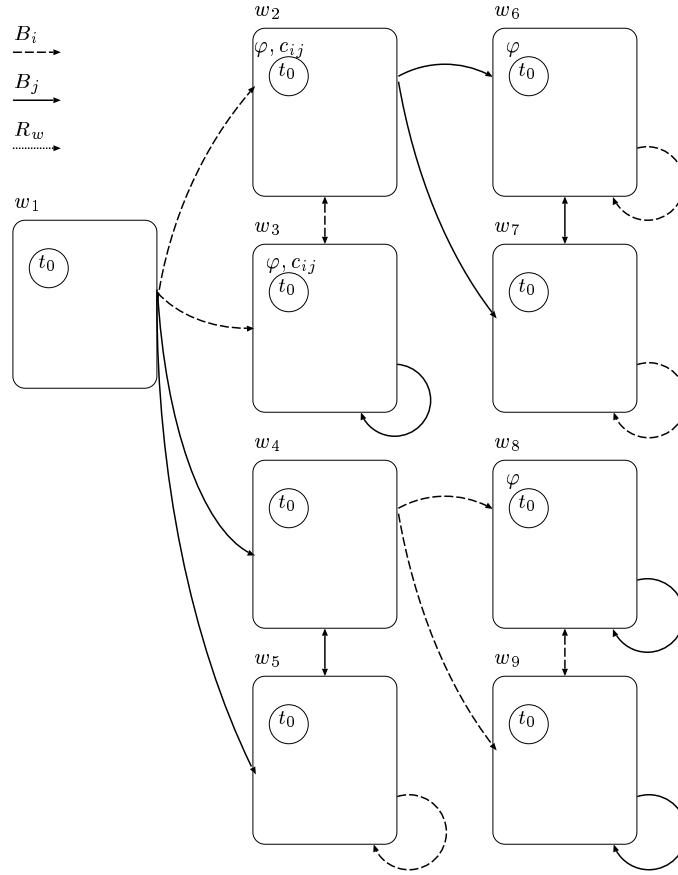


図 5.3: 初期モデル例 6.4.1

$inform^*$ の前提条件は変更を加えない．通信結果に通信経路が存在していない場合に $inform^*$ を実行したならば，送信側のエージェントに $B_i B_j \varphi$ (i は j へ φ が伝わったと信じている)．これは送信履歴のような意味を表し，送信先のエージェントへの通信が成功

しようがしないが送信履歴が残る（要するに通信が成功したつもりでいる）ということになる．また、通信経路が存在していた場合には $B_i B_j \varphi, B_j B_i \varphi, B_j \varphi$ が追加される． $B_j B_i \varphi$ は“ j は i が φ を信念として持っていることを信じている”要するに着信履歴のようなものを表している．さらに図 5.4 は $inform^*$ 実行後のモデルである．

例 5.3. $inform^*$ 実行後のモデル

- $Agent = \{i, j\}$
- $W = \{w_1, w_2, w_3, w_4, w_5, w_6, w_7, w_8, w_9\}$
- $\forall w \in W, T_w = \{t_0, t_1, t_2\}$
- $\forall w \in W, R_w = \emptyset$
- $B_i = \{(w_1, t_0, w_2), (w_1, t_0, w_3), (w_2, t_0, w_3), (w_3, t_0, w_2), (w_4, t_0, w_8), (w_4, t_0, w_9), (w_5, t_0, w_5), (w_6, t_0, w_6), (w_7, t_0, w_7), (w_1, t_1, w_2), (w_1, t_1, w_3), (w_2, t_1, w_3), (w_3, t_1, w_2), (w_4, t_1, w_8), (w_4, t_1, w_9), (w_5, t_1, w_5), (w_6, t_1, w_6), (w_7, t_1, w_7), (w_1, t_2, w_2), (w_1, t_2, w_3), (w_2, t_2, w_3), (w_3, t_2, w_2), (w_4, t_2, w_8), (w_4, t_2, w_9), (w_5, t_2, w_5), (w_6, t_2, w_6), (w_7, t_2, w_7)\}$
- $B_j = \{(w_1, t_0, w_4), (w_1, t_0, w_5), (w_2, t_0, w_6), (w_2, t_0, w_7), (w_3, t_0, w_3), (w_4, t_0, w_5), (w_5, t_0, w_6), (w_6, t_0, w_7), (w_7, t_0, w_6), (w_8, t_0, w_8), (w_9, t_0, w_9), (w_1, t_1, w_4), (w_1, t_1, w_5), (w_2, t_1, w_6), (w_2, t_1, w_7), (w_3, t_1, w_3), (w_4, t_1, w_5), (w_5, t_1, w_6), (w_6, t_1, w_7), (w_7, t_1, w_6), (w_8, t_1, w_8), (w_9, t_1, w_9), (w_1, t_2, w_4), (w_1, t_2, w_5), (w_2, t_2, w_6), (w_2, t_2, w_7), (w_3, t_2, w_3), (w_4, t_2, w_5), (w_5, t_2, w_6), (w_6, t_2, w_7), (w_7, t_2, w_6), (w_8, t_2, w_8), (w_9, t_2, w_9)\}$
- $V = \{(w_2, t_0, \varphi), (w_2, t_0, c_{ij}), (w_3, t_0, \varphi), (w_3, t_0, c_{ij}), (w_6, t_0, \varphi), (w_8, t_0, \varphi), (w_2, t_1, \varphi), (w_2, t_1, c_{ij}), (w_3, t_1, \varphi), (w_3, t_1, c_{ij}), (w_4, t_1, \varphi), (w_5, t_1, \varphi), (w_7, t_1, \varphi), (w_6, t_1, \varphi), (w_8, t_1, \varphi), (w_9, t_1, \varphi), (w_2, t_2, \varphi), (w_2, t_2, c_{ij}), (w_3, t_2, \varphi), (w_3, t_2, c_{ij}), (w_4, t_2, \varphi), (w_6, t_2, \varphi), (w_7, t_2, \varphi), (w_8, t_2, \varphi)\}$

$inform^*$ へ改良をする前の $inform$ では信念到達可能関係 $(w_1, t_1, t_2, w_2) \in B_j$ が存在していたが、信念到達可能関係は $W \times T \times W$ と定めていた．この性質を $W \times T \times T \times W$ に変更してしまうと、例えば現在の状態 t_1 が各可能世界に存在したとする．そして、 t_1 から一つ過去の状態 t_0 が存在していた場合に現在の状態から過去の状態への信念到達可能関係が成り立つことになってしまう．これは“エージェント i は過去に φ を信念として持っている”ということを示しているのではなく、エージェント i 自身は現在の状態から過去の状態への信念到達可能関係であるにもかかわらず、この過去の状態を現在だと認識してしまうのである．

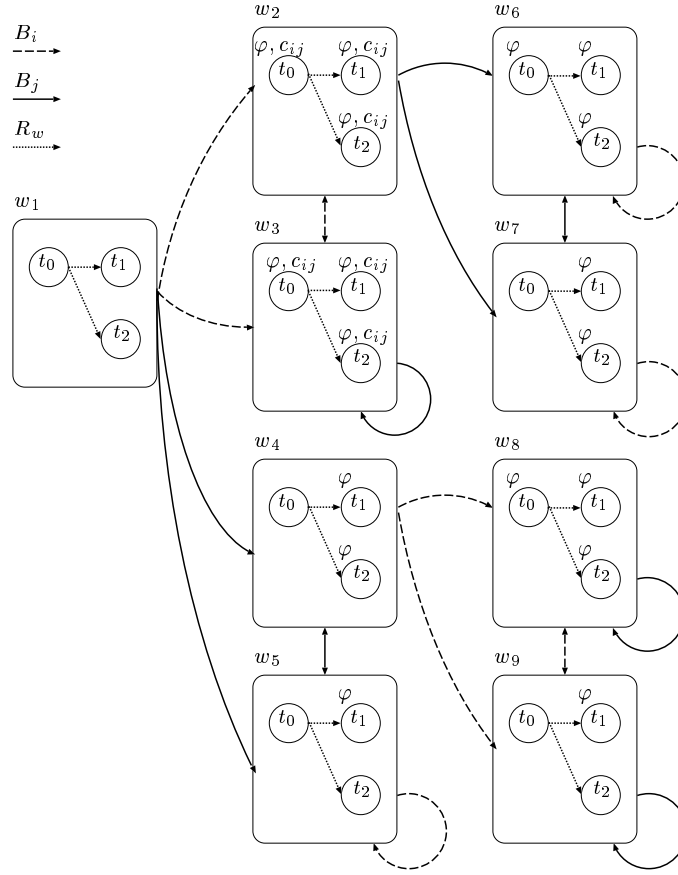


図 5.4: $inform^*$ 実行後のモデル例

5.1 矛盾した信念の更新

本研究においてコミュニケーション行為 $inform$ の実行により受信側のエージェントの信念更新について 2.7 において概説した Dragoni[3] による定義を参考にする．まず，信念更新に関する定義に以下の記号を用いる．

- X_i : エージェント i の信念として持つ命題の集合
- B : 認識演算 B
- φ : 命題記号
- A : $(B : \varphi)$ の略記
- $+$: 信念の拡張
- $-$: 信念の消去

- $*$: 信念の修正
- $\cup$: 和集合

このとき，あるエージェント α の信念の更新を以下のように定義する．

定義 5.6. 信念の更新

$$X_i + B : \varphi \triangleq X_i \cup A$$

定義 5.7. 信念の修正

$$X_i * B : \varphi \triangleq (X_i - B : \neg\varphi) + B : \varphi$$

第6章 CB_{CTL} に基づいたエージェント コミュニケーションシステム

本章では前章で定義した時相認識論理 CB_{CTL} のクリプキ・モデルにおける論理式の証明, さらに $inform^*$ の実行を考慮したシステムについて述べる. また, 本研究におけるシステムは $Prolog$ 上で実装し, $SWI-Prolog^{TM}$ で動作の確認をした.

本研究では論理モデルに基づいたエージェントによるコミュニケーションとこれに伴い変化する論理モデルを表現可能なシステムの実装を目標としている.

6.1 ユーザーによるモデルの定義

モデルはユーザーが入力する. ただし, ここで入力されるモデルは CB_{CTL} において定められたモデルに限る. 以下は前述した CB_{CTL} におけるモデルの定義である.

- 可能世界の集合
- 各可能世界の状態の集合
- 状態間の時間関係
- 信念到達可能関係の集合
- 命題の集合
- 各可能世界の状態の命題への真偽割り当て
- 通信経路の集合
- 現在時間 (*current time*)

さらに以下の性質も満たしていなければならない.

- 可能世界は必ず一つ以上存在する
- 状態は必ず各可能世界において一つ以上存在する

- 状態間の時間関係は反射的かつ推移的な関係 $R_w \supset T_w \times T_w$ を満たさなければならない
- 信念到達可能関係は対称的、推移的かつ継続的な三項関係 $B \supset W \times T \times W$ を満たしていなければならない。

6.2 論理式の証明

本システムでは CB_{CTL} の意味論の定義に添ったモデルであれば、認識演算子 B や時相演算子 EX , EF などの様相演算を含む論理式を証明することができる。

6.2.1 ユーザ・コマンド

ユーザーが定義したモデルが論理的に正しいかどうかを確かめるためのユーザーコマンドとして *prove* がある。また、コマンド *prove* は証明の対象によってアルゴリズムが異なる。以下はそれぞれの対象ごとのアルゴリズムである。

アルゴリズム 6.1. 命題 φ *prove*(w, t, p)

命題を証明の対象としたコマンド *prove* において w は可能世界の集合の要素 ($w \in W$), t は各可能世界の状態の集合の要素 ($t \in T_w$), p は命題の集合の要素 (Φ) である。このとき以下のような順序で命題 p が $(w, t) \models p$ かどうかを判別する。

- 1 $w \in W$ and $t \in T_w$ を満たしているならば 2 へ移行する。満たさなければ、‘No’を出力して終了
- 2 $p \in \Phi$ and $(w, t) \models p$ を満たすならば ‘Yes’を出力して終了。満たしていないならば ‘No’して終了

アルゴリズム 6.2. 信念を含む論理式 $B_i\varphi$ *prove*($w, t, bel(i, p)$)

w, t に関してはアルゴリズム 6.1 と同じである。 $bel(i, p)$ はエージェント i が p を信念として持っている ($B_i p$) を示している。このとき、以下のような順序にて $(w, t) \models B_i p$ かどうか判別する。

- 1 $w \in W$ and $t \in T_w$ を満たしているならば 2 へ移行する。満たさなければ、‘No’を出力して終了
- 2 $(w, t, w') \in B_i$ を満たすエージェント i の信念到達可能関係があるならば、3 へ移行する。満たさなければ、‘No’を出力して終了
- 3 $(w', t) \models p$ を満たすならば、‘Yes’と出力して終了。満たしていないならば、‘No’を出力して終了

アルゴリズム 6.3. 時相演算子を含む論理式 EX, EF, EG, AX, AF, AG $prove(w, t, temporal-operator(p))$ ここでは、各時相演算子の証明手続きについて述べる．それぞれ以下の手続きにより証明する．

- 1 $temporal - operator = EX$ ならば、1 0へ移行する． EX でなければ、2へ移行する．
- 2 $temporal - operator = EF$ ならば、1 1へ移行する． EF でなければ、3へ移行する．
- 3 $temporal - operator = EG$ ならば、1 2へ移行する． EG でなければ、4へ移行する．
- 4 $temporal - operator = AX$ ならば、7へ移行する． AX でなければ、5へ移行する．
- 5 $temporal - operator = AF$ ならば、8へ移行する． AF でなければ、6へ移行する．
- 6 $temporal - operator = AG$ ならば、9へ移行する． AG でなければ、‘No’を出力して終了．
- 7 $\forall (t, w, t') \in T_w$ において $prove(w, t', p)$ ならば、‘Yes’を出力して終了．これを満たしていないならば、‘No’を出力して終了．
- 8 $T' = \{t' | t \text{ より推移的に到達可能な } t' \in T_w\}$, $T'' = \{t'' | t \text{ より推移的に到達可能な } t'' \in T_w\}$ のような t から分岐した未来のそれぞれで $\forall t' \in T'$ かつ $\forall t'' \in T''$ において $prove(w, t', p)$, $prove(w, t'', p)$ ならば、‘Yes’を出力して終了．これを満たさないならば、‘No’を出力して終了．
- 9 $T' = \{t' | t \text{ より推移的に到達可能な } t' \in T_w\}$, $\forall t' \in T'$ で $prove(w, t', p)$ ならば、‘Yes’を出力して終了．これを満たしていないならば、‘No’を出力して終了．
- 10 $prove(w, t, \neg ax(\neg p))$ を満たすならば、‘Yes’を出力して終了．これを満たさないならば、‘No’を出力して終了．
- 11 $prove(w, t, \neg ag(\neg p))$ を満たすならば、‘Yes’を出力して終了．これを満たさないならば、‘No’を出力して終了．
- 12 $prove(w, t, \neg af(\neg p))$ を満たすならば、‘Yes’を出力して終了．これを満たさないならば、‘No’を出力して終了．

また、上記の論理式以外にも $B_i EX p$ や $EX B_i p$ といった認識演算子と時相演算子が組み合わさった場合でもこれらの論理式に対しても証明を行える．次に本システムにおけるコマンド `inform` の詳細である．

アルゴリズム 6.4. $inform(w, t, i, j, p)$ コマンド $inform$ はエージェントが実行することにより相手先のエージェントへ新しい信念が追加され、さらに状態が一つ未来へと遷移し、モデルの定義が更新される。以下の引数をとる。

- w : 通知を行う可能世界
- t : 通知を行う状態
- i : 送信元のエージェント
- j : 送信先のエージェント
- p : 通知する命題

コマンドを実行するための前提条件は前章で定義したとおり,

$$B_i p \wedge \neg B_i (B_j p \vee B_j \neg p) \wedge B_i$$

であり、通信結果として

$$B_i B_j \varphi \vee (B_i B_j \varphi \wedge B_j B_i \varphi \wedge B_j \varphi)$$

が与えられる。このとき、以下の手順でコマンド $inform$ の前提条件を満たしているかどうかを判別する。

- 1 コマンド $prove$ を実行して $(w, t) \models B_i p$ が成り立つかどうか判別。これが成り立つならば2へ移行する。もし、成り立たないならば、‘No’を出力し終了する。
- 2 コマンド $prove$ を実行して $(w, t) \models \neg B_i (B_j p \vee B_j \neg p)$ が成り立つならば、3へ移行。成り立たないならば‘No’を出力して終了
- 3 コマンド $prove$ を実行して $(w, t) \models B_i c_{ij}$ が成り立つならば、前提条件を終了して通信結果の部分へ移行する。成り立たないならば、‘No’を出力して終了

以上がコマンド $inform$ の前提条件である。これらを満たしているとき、以下の通信結果がモデルへ与えられる。

- 1 $T'_w = T_w \cup \{t', t''\}$, 状態の集合へ新しい状態 $\{t', t''\}$ が追加される。さらに状態の時間関係 R_w の集合へ現在の状態 t と新しく追加された状態 t', t'' の時間関係 tRt' と tRt'' が追加される ($R'_w = R_w \cup \{tR'_t, tR''_t\}$)。そして、状態が新しい状態へと遷移させて2へ移行
- 2 $B_j = \{(w, t, w') \in B_j\}$ のような信念到達可能関係にある可能世界 w' へ通信された命題 p を追加 $V' = V \cup \{v(w', t', p)\}$ 。3へ移行

- 3 $\{(w, t, w') \in B_i, (w', t, w'') \in B_j\}$ となる信念到達可能関係 B_j にある可能世界 w'' へも命題 p を追加. 4 へ移行
- 4 コマンド `inform` 実行前から存在する信念到達可能関係を遷移した状態へ追加 $B' = B \cup \{(w, t', w'') \in B, (w, t'', w'') \in B\}$. 5 へ移行
- 5 3 と同じくもともと各可能世界の状態で成り立っていた命題を遷移したへ追加 $V'' = V' \cup \{v(w', t', p), (w, t'', p)\}$. 6 へ移行
- 6 4, 5 と同様に通信経路も遷移した状態へ追加 $C' = C \cup \{c(\alpha, \beta)\}$
- 7 $M' = \langle W, T'_w, R'_w, B'_\alpha, C', V'' \rangle$ へと更新する
- 8 *current time* は 1 となる

6.3 信念の更新

本システムではコマンド `inform` によって通信された新しい命題が元々持っていた信念と矛盾するならば, この矛盾した信念を取り除く仕組みになっている. ここでは矛盾した信念の更新方法について述べる. 以下は矛盾した信念を取り除くアルゴリズムである.

アルゴリズム 6.5. 矛盾した信念の除去

- 1 コマンド `inform` によって通信された新しい命題 p を入力
- 2 p に $\neg$ を加え $\neg p$ (入力された命題が $\neg p$ ならば p) が更新される以前の信念に含まれているならば, 3 へ移行. 含まれていないならば終了
- 3 $\neg p$ (または p) を命題に対する真偽割り当てから消去する.

6.4 ユーザーコマンドの実行例

6.4.1 コマンド `inform` の実行例

例 6.1. 今, モデル $M' = \langle W, T_w, R_w, B_\alpha, C, V \rangle$ が以下のようにユーザーによって定義されたとする.

- $Agent = \{i, j\}$
- $W = \{w_1, w_2, w_3, w_4, w_5, w_6, w_7, w_8, w_9\}$
- $\forall w \in W, T_w = \{t_0\}$

- $\forall w \in W, R_w = \emptyset$
- $B_i = \{(w_1, t_0, w_2), (w_1, t_0, w_3), (w_2, t_0, w_3), (w_3, t_0, w_2), (w_4, t_0, w_8), (w_4, t_0, w_9), (w_5, t_0, w_5), (w_6, t_0, w_6), (w_7, t_0, w_7)\}$
- $B_j = \{(w_1, t_0, w_4), (w_1, t_0, w_5), (w_2, t_0, w_6), (w_2, t_0, w_7), (w_3, t_0, w_3), (w_4, t_0, w_5), (w_5, t_0, w_6), (w_6, t_0, w_7), (w_7, t_0, w_6), (w_8, t_0, w_8), (w_9, t_0, w_9)\}$
- $V = \{(w_2, t_0, p), (w_2, t_0, c_{ij}), (w_3, t_0, p), (w_3, t_0, c_{ij}), (w_6, t_0, p), (w_8, t_0, p)\}$
- $current\ time = 0$

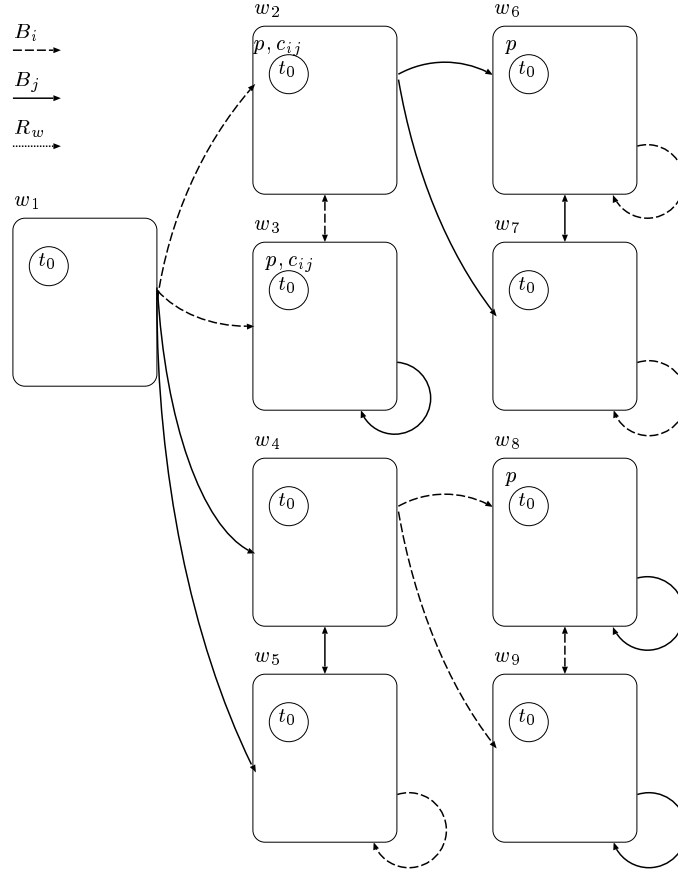


図 6.1: ユーザーによるモデル定義の例

この時にコマンド $inform(w_0, t_0, i, j, p)$ を実行した場合に以下のようにモデルが更新される.

- $Agent = \{i, j\}$
- $W = \{w_1, w_2, w_3, w_4, w_5, w_6, w_7, w_8, w_9\}$

- $\forall w \in W, T_w = \{t_0, t_1, t_2\}$
- $\forall w \in W, R_w = \emptyset$
- $B_i = \{(w_1, t_0, w_2), (w_1, t_0, w_3), (w_2, t_0, w_3), (w_3, t_0, w_2), (w_4, t_0, w_8), (w_4, t_0, w_9), (w_5, t_0, w_5), (w_6, t_0, w_6), (w_7, t_0, w_7), (w_1, t_1, w_2), (w_1, t_1, w_3), (w_2, t_1, w_3), (w_3, t_1, w_2), (w_4, t_1, w_8), (w_4, t_1, w_9), (w_5, t_1, w_5), (w_6, t_1, w_6), (w_7, t_1, w_7), (w_1, t_2, w_2), (w_1, t_2, w_3), (w_2, t_2, w_3), (w_3, t_2, w_2), (w_4, t_2, w_8), (w_4, t_2, w_9), (w_5, t_2, w_5), (w_6, t_2, w_6), (w_7, t_2, w_7)\}$
- $B_j = \{(w_1, t_0, w_4), (w_1, t_0, w_5), (w_2, t_0, w_6), (w_2, t_0, w_7), (w_3, t_0, w_3), (w_4, t_0, w_5), (w_5, t_0, w_6), (w_6, t_0, w_7), (w_7, t_0, w_6), (w_8, t_0, w_8), (w_9, t_0, w_9), (w_1, t_1, w_4), (w_1, t_1, w_5), (w_2, t_1, w_6), (w_2, t_1, w_7), (w_3, t_1, w_3), (w_4, t_1, w_5), (w_5, t_1, w_6), (w_6, t_1, w_7), (w_7, t_1, w_6), (w_8, t_1, w_8), (w_9, t_1, w_9), (w_1, t_2, w_4), (w_1, t_2, w_5), (w_2, t_2, w_6), (w_2, t_2, w_7), (w_3, t_2, w_3), (w_4, t_2, w_5), (w_5, t_2, w_6), (w_6, t_2, w_7), (w_7, t_2, w_6), (w_8, t_2, w_8), (w_9, t_2, w_9)\}$
- $V = \{(w_2, t_0, p), (w_2, t_0, c_{ij}), (w_3, t_0, p), (w_3, t_0, c_{ij}), (w_6, t_0, p), (w_8, t_0, p), (w_2, t_1, p), (w_2, t_1, c_{ij}), (w_3, t_1, p), (w_3, t_1, c_{ij}), (w_4, t_1, p), (w_5, t_1, p), (w_7, t_1, p), (w_6, t_1, p), (w_8, t_1, p), (w_9, t_1, p), (w_2, t_2, p), (w_2, t_2, c_{ij}), (w_3, t_2, p), (w_3, t_2, c_{ij}), (w_4, t_2, p), (w_6, t_2, p), (w_7, t_2, p), (w_8, t_2, p)\}$
- *current time* = 1

6.4.2 コマンド prove

例 6.2. *prove* 時相演算

可能世界 w において以下のような状態と命題が成り立っていたとする (図 6.3) .

- $T_w = \{t_0, t_1, t_2, t_3, t_4, t_5\}$
- $V = \{(w, t_0, p), (w, t_1, p), (w, t_2, p), (w, t_3, p), (w, t_4, p), (w, t_2, q), (w, t_3, r), (w, t_4, r)\}$

この時に以下のような時相認識演算子と命題を組み合わせた論理式が成り立つことをコマンド *prove* によって証明できる

- 1 $(w, t_0) \models AXp, t_0 \leq t_n$ となるような $\forall t_n (t_1, t_2)$ において $(w, t_n) \models p$
- 2 $(w, t_0) \models EXq, t_0 \leq t_n$ となるような $\exists t_n (t_2)$ において $(w, t_2) \models q$
- 3 $(w, t_0) \models AFr, t_0$ から未来の分岐したそれぞれの状態 (t_3, t_4) で $(w, t_n) \models r$
- 4 $(w, t, 0) \models EFq, t_0$ から未来のどこかの状態 (t_2) において $(w, t_n) \models q$
- 5 $(w, t, 0) \models AGp, t_0$ から未来のすべての状態 (t_1, t_2, t_3, t_4) において $(w, t_n) \models p$

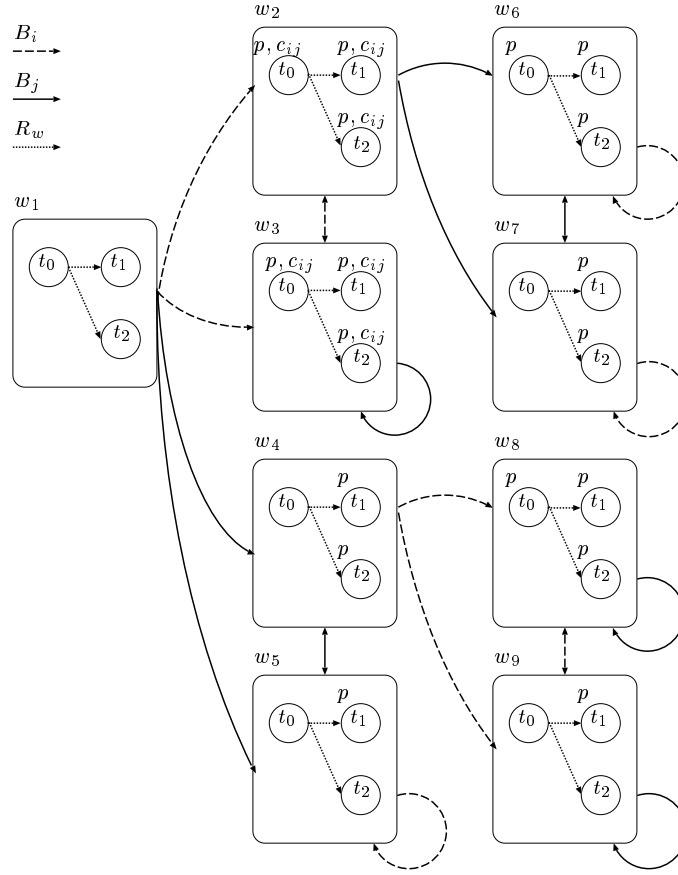


図 6.2: コマンド inform 実行後のモデル例

例 6.3. *prove* 認識演算

以下のようにモデルを定義したとする.

- $Agent = \{i, j\}$
- $W = \{w_0, w_1, w_2\}$
- $B_i = \{(w_0, t_0, w_1), (w_1, t_0, w_1), (w_2, t_0, w_2)\}$
- $B_j = \{(w_0, t_0, w_1), (w_1, t_0, w_0), (w_1, t_0, w_2), (w_2, t_0, w_1), (w_0, t_0, w_2), (w_2, t_0, w_0)\}$
- $V = \{(w_1, t_0, \varphi), (w_1, t_0, c_{i,j})\}$

図 6.4.2 のモデルをもとにコマンド *prove* によって以下のようにある論理式が証明可能かどうか判別される.

- $(w_0, t_0) \models B_i \varphi$

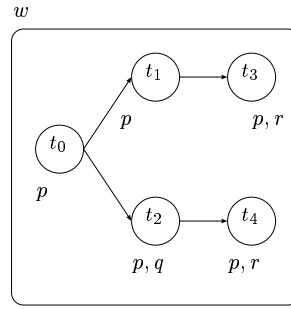


図 6.3: 可能世界 w の例

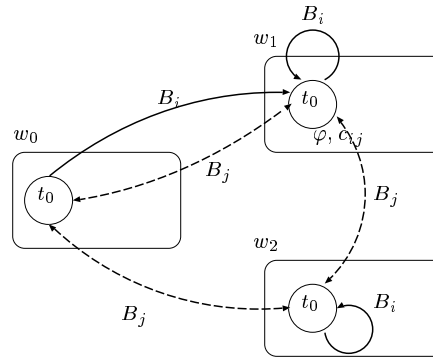


図 6.4: モデル例

- $(w_0, t_0) \not\models B_j \varphi$
- $(w_0, t_0) \not\models B_i B_j \varphi$
- $(w_0, t_0) \not\models B_j B_i \varphi$

第7章 まとめ

本研究では通信行為の概念を導入した時相認識論理 CB_{CTL} をクリプキ・モデルを与え定義した。また、FIPA によって定義されたコミュニケーション行為へエージェントが通信可能だと信念を持っているといった条件を加え、通信経路を導入した形式へと改良した $inform^*$ の定義を与えた。さらに通信経路を導入することにより、従来の $inform$ では表現できなかったエージェントが通信可能と信じていても実際に通信経路が存在しなければ通信できないといった問題を $inform^*$ の通信結果へ2通りの状態を追加するといった定義により解決することができた。これにより、エージェントがコミュニケーション行為を実行するためには通信可能であるという認識を持ってから通信を行うことができ、さらに何らかの原因により通信経路が削除されてしまった場合に送信側のエージェントは実際には通信が失敗していても成功したと認識するといったことが表現可能となった。これに加え、 $inform^*$ ではエージェントが通信経路を情報として別のエージェントへ通信することができる定義とした。この理由としては、今後の研究において本研究では除いた認識演算子の意図・願望をモデルで導入した場合に相互のどのエージェントと通信経路があるのかを情報交換できるようにするためということと、あるエージェントがどのエージェントとコミュニケーションが可能なのかどうかを第三者のエージェントが認識できるようになる。また、通信経路の存在しないエージェントへ別の通信経路のあるエージェントを経由したコミュニケーションが可能になるからである。

しかしながら、本研究において以下の点について課題が残った。

- 現在の時相認識論 CB_{CTL} へ意図 (Intention)、願望 (Desire) を含む論理へ改良する必要がある。これにより、エージェント自らが目的を達成するためにコミュニケーション行為を実行することが可能となる。
- 本研究ではモデルビルダーとしてシステムへの実装を行ったが、ある程度エージェントが未来を予測できるように未来の状態を含むモデルを最初の段階で与え、これに応じてエージェント自身がある命題を得るためにはどういったコミュニケーション行為を起こすべきか計画を建てることを可能にする必要がある。これは願望の中から達成可能な事柄をエージェントと自身が見つけ出すために必要となる。
- 現在の通信経路が示していることの範囲が広い。現実世界においては通信経路自体が存在していなくて通信不可能な場合や受信側が受信可能な状態でないため通信不可能などといったことがある。これらを区別して表現可能な形式へと改良する必要がある。

- FIPAによって定義された *inform* 以外のコミュニケーション行為についても *inform* と同様に通信経路を含んだ形式へと改良を行う必要がある．その中でまずコミュニケーション行為 *request* の導入が必要だと我々は考えている．*request* を導入すると，*inform* と組み合わせてコミュニケーション行為が実際に成功したかどうかを確認する動作が可能となる．

参考文献

- [1] A. E. Emerson, J. Srinivasan: Linear time, branching time and partial order in logics and models for concurrency. In J. W. de Bakker, W. P. de Roever, Rozenberg, G., eds.: Branching time temporal logic. 123–172, 1981.
- [2] A. E. Emerson, J. Y. Halpern: Decision procedures and expressiveness in the temporal logic of branching time. In: Proceedings of the 14th Annual ACM Symposium. 69–180, 1982.
- [3] A. F. Dragoni, P. Giorgini, L. Serafini: Mental States Recognition from Communication. Journal of logic and computation. Oxford university Press, Vol 12 No. 1, 119-136, 2002.
- [4] A. S. Rao, M. P. Gergeff: Modeling rational agents within a bdi-architecture. Journal of Logic and Computation **9**(3), 293–342, 1998.
- [5] A. S. Rao, M. P. Georgeff: Decision Procedures for BDI Logics. Journal of Logic and Computation. 293–344, 1998.
- [6] FIPA. Foundation for Intelligent Physical Agents: Communicative act library specification <http://www.fipa.org>, 2000.
- [7] FIPA Foundation for Intelligent Physical Agents: Fipa 97 part 2 version 2.0: Agent communication language specification. <http://www.drogo.cselt.it/fipa.org>, 1997.
- [8] J. R. Halpern, R. Fagin, Y. Moses, M. Y. Vardi: Reasoning About Knowledge. MIT press, 1995.
- [9] J. Wielemaker: SWI-Prolog version 5.6.3. <http://www.swi-prolog.org/>, 2004.
- [10] I. A. Smith, P. R. Cohen: Toward a semantics for an agent communications language based on speech-acts. In: Proceedings of the National Conference on Artificial Intelligence. AAAI Press, Vol 1, 24–31, 1996.
- [11] M. E. Bratman: Intention, plans, and practical reason. Harvard University Press. 1987.

- [12] M. J. Huber, D. McGee, P. R. Cohen: A Formal Semantics for Proxy Communicative Acts. In : Proceedings of the Eighth International Workshop on Agent Theories, and Languages. 2001.
- [13] M. Wooldridge: Reasoning About Rational Agents. MIT press. 2000.
- [14] P. R. Cohen, H. J. Levesque: Rational interaction as the basis for communication. In P. R. Cohen, J. Morgan, M. E. Pollack (Eds), Intentions in communication. MIT Press, 221–255, 1990.
- [15] P. R. Cohen, H. J. Levesque: Persistence, intention and commitment. In P. R. Cohen, J. Morgan, M. E. Pollack (Eds), Intentions in communication. MIT Press, 33–69, 1990.
- [16] P. R. Cohen, H. J. Levesque: Intention is choice with commitment. Artificial Intelligence. Vol 42, 213–261, 1990.
- [17] R.M. van Eijk, F. S. de Boer, W. van der Hoek, J. J. Ch. Meyer: Process algebra for agent communication: A general semantic approach. In Huget, M., ed.: Communication in Multiagent Systems - Agent Communication Languages and Conversation Policies. Springer-Verlag, Volume 2650, 113–128, 2003.
- [18] S. Kumar, M. J. Huber, D. McGee: Toward A Suite of Performatives Based upon Joint Intention Theory. Computational Intelligence Journal. Volume 18, 174–228, 2002.
- [19] S. Kumar, M. J. Huber, D. R. McGee, P. R. Cohen, H. J. Levesque: Semantics of Agent Communication Languages for Group Intention. In : Proceedings of the Seventeenth National Conference on Artificial Intelligence. 42–47, 2000.
- [20] S. Yoshioka, M. Kobayashi, S. Tojo: State updating channel communication system CB_{CTL} . In: Proceeding of International Conference on Artificial Intelligent and Application. 2006.
- [21] T. Finin, D. McKay, R. Fritzson, R. McEntire: KQML : An Information and Knowledge Exchange Protocol. In: Knowledge Building and Knowledge Sharing. Ohmsha and IOS Press, 1994.
- [22] 小野寛晰: 情報科学における論理. 日本評論社. 1994.
- [23] 丸山晃生, 東条敏, 小野寛晰: マルチエージェント・モデルのための時相認識論理とその効率的な証明探索手続き. コンピュータソフトウェア. Vol.20, 51–65, 2003.

付録 A Prolog 上での実行例

A.1 ユーザ・コマンドの実行例

A.1.1 モデルの定義

```
example1 :-  
assert(bel_a(i,w1,0,w2,0,0)),      % 信念到達可能関係  
assert(bel_a(i,w1,0,w3,0,0)),  
assert(bel_a(j,w1,0,w4,0,0)),  
assert(bel_a(j,w1,0,w5,0,0)),  
assert(bel_a(i,w2,0,w3,0,0)),  
assert(bel_a(i,w3,0,w2,0,0)),  
assert(bel_a(j,w2,0,w6,0,0)),  
assert(bel_a(j,w2,0,w7,0,0)),  
assert(bel_a(j,w7,0,w6,0,0)),  
assert(bel_a(j,w6,0,w7,0,0)),  
assert(bel_a(i,w6,0,w6,0,0)),  
assert(bel_a(i,w7,0,w7,0,0)),  
assert(bel_a(i,w4,0,w8,0,0)),  
assert(bel_a(i,w4,0,w9,0,0)),  
assert(bel_a(i,w8,0,w9,0,0)),  
assert(bel_a(i,w9,0,w8,0,0)),  
assert(bel_a(i,w5,0,w5,0,0)),  
assert(bel_a(j,w8,0,w8,0,0)),  
assert(bel_a(j,w9,0,w9,0,0)),  
assert(valuate(w2,0, p)),          % 命題への真偽割り当て  
assert(valuate(w2,0,c(i,j))),  
assert(valuate(w3,0, p)),  
assert(valuate(w3,0, c(i,j))),  
assert(valuate(w6,0,p)),  
assert(valuate(w8,0,p)),
```

```

assert(time_point(0)),          % 現在時間
assert(t(w1,0,0)),             % 各可能世界の状態
assert(t(w2,0,0)),
assert(t(w3,0,0)),
assert(t(w4,0,0)),
assert(t(w5,0,0)),
assert(t(w6,0,0)),
assert(t(w7,0,0)),
assert(t(w8,0,0)),
assert(t(w9,0,0)).

```

example2 :-

```

assert(t(w,0,0)),
assert(t(w,1,1)),
assert(t(w,2,1)),
assert(t(w,3,2)),
assert(t(w,4,2)),
assert(st_relation(t(w,0,0),t(w,1,1))),
assert(st_relation(t(w,0,0),t(w,2,1))),
assert(st_relation(t(w,1,1),t(w,3,2))),
assert(st_relation(t(w,2,1),t(w,4,2))),
assert(valuate(w,0, p)),
assert(valuate(w,1, p)),
assert(valuate(w,2, p)),
assert(valuate(w,2, q)),
assert(valuate(w,3, p)),
assert(valuate(w,3, r)),
assert(valuate(w,4, p)),
assert(valuate(w,4, r)).

```

example3 :-

```

assert(bel_a(i,w0,0,w1,0,0)),
assert(bel_a(i,w1,0,w1,0,0)),
assert(bel_a(i,w2,0,w2,0,0)),
assert(bel_a(j,w0,0,w1,0,0)),
assert(bel_a(j,w1,0,w0,0,0)),
assert(bel_a(j,w1,0,w2,0,0)),
assert(bel_a(j,w2,0,w1,0,0)),

```



```

assert(bel_a(j,w0,0,w2,0,0)),
assert(bel_a(j,w2,0,w0,0,0)),
assert(valuate(w1,0, p)),
assert(valuate(w1,0, c(i,j))),
assert(t(w0,0,0)),
assert(t(w1,0,0)),
assert(t(w2,0,0)).

```

A.1.2 例 6.1 より *inform* の実行例

```

1 ?- example1. % モデルの定義

Yes
2 ?- inform(w0,0,i,j,p).          % inform コマンド

inform(i->j(p))
time(1)

Yes.
3 ?- state(T).

T = 0 ;

T = 1 ;

T = 2 ;

No.
4 ?- V(W, T, P, 1).              % 時間 (1) における真偽割り当ての表示

W = 2
T = 1
P = p ;

W = 2

```

T = 1
P = c(i,j) ;

W = 2
T = 2
P = p ;

W = 2
T = 2
P = c(i,j) ;

W = 3
T = 1
P = p ;

W = 3
T = 1
P = c(i,j) ;

W = 3
T = 2
P = p ;

W = 3
T = 2
P = c(i,j) ;

W = 4
T = 1
P = p ;

W = 4
T = 2
P = p ;

W = 5
T = 1
P = p ;

```
W = 6
T = 1
P = p ;
```

```
W = 6
T = 2
P = p ;
```

```
W = 7
T = 1
P = p ;
```

```
W = 7
T = 2
P = p ;
```

```
W = 8
T = 1
P = p ;
```

```
W = 8
T = 2
P = p ;
```

```
W = 9
T = 1
P = p ;
```

No

A.1.3 例 6.2 より時相演算を含む論理式に対する prove コマンドの実行例

```
1 ?- example2.           % モデルの定義
```

Yes

```
2 ?- prove(w, 0, ax(p)). % prove コマンド
```

Yes

```
3 ?- prove(w, 0, ex(q)).
```

Yes

```
4 ?- prove(w, 0, af(r)).
```

Yes

```
5 ?- prove(w, 0, ef(q)).
```

Yes

```
6 ?- prove(w, 0, ag(p)).
```

Yes

A.1.4 例 6.3 より認識演算を含む論理式に対する prove コマンドの実行例

```
1 ?- example3.                                % モデルの定義
```

Yes

```
2 ?- prove(w0,0,bel(i,p)).                    % prove コマンド
```

Yes

```
3 ?- prove(w0,0,bel(i,c(i,j))).
```

Yes

```
4 ?- prove(w0,0,bel(j,p)).
```

No