Title	エージェント間通信を考慮した論理に基づく推論システムの作成
Author(s)	渡邊, 光雄
Citation	
Issue Date	2004-03
Type	Thesis or Dissertation
Text version	author
URL	http://hdl.handle.net/10119/1787
Rights	
Description	Supervisor:東条 敏, 情報科学研究科, 修士

修 士 論 文

エージェント間通信を考慮した論理に基づく推論システムの作成

指導教官 東条敏 教授

審査委員主査 東条敏 教授
審査委員 鳥澤健太郎 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

210106 渡邊 光雄

提出年月: 2004 年 2 月

概 要

エージェントとは，自身の持つ情報と知覚した情報に基づいて推論を行い，アクションを起こすといった一連の流れの中で動作するような，自律的なコンピュータ・システムである．このようなエージェントの設計のためのアーキテクチャの一つとして論理的な形式に基づいたものが研究されている．時相認識論理体系は時間とともに変わりゆくエージェントの信念などの認識状態を記述し，また推論するために用いられる論理体系で， BDI 論理をはじめとしていくつかの体系が提案されている．これらの論理体系は単独もしくは独立した複数のエージェントの認識状態を扱うものであり，エージェント間での相互作用は明示的に扱われていない．対して一般のマルチエージェント・モデルを考える場合，個々のエージェントの振る舞いの他にエージェント同士の相互作用，すなわちエージェント間の通信が重要な要素の一つである．また，エージェントの認識状態に対しても通信は直接的に関わるものである．しかし，このような通信を直接的に考慮した論理体系や推論体系は見あたらない．

そこで本研究では通信を考慮したエージェントの認識状態についての推論を行うための論理を導入し，それに対する推論体系を与えることを目的とする．さらに，この推論体系を証明器として計算機上に実装する．通信を伴うような推論を導入することによってエージェントの認識状態が通信によってどのように移り変わるか，通信によってどのような認識状態をとりうるかといったことを推論することを可能とすることを目指す．

本研究ではまず通信の形式化を行った．これは国際的なエージェント技術標準化団体 FIPA (Foundations of Intelligent Physical Agents) の定めた既存の通信の形式化である ACL (Agent Communication Language) における通知の形式化を基にしている．FIPA による通知の定義では通知の前提条件と事後条件はエージェントの認識状態のみによって定められている．そこで，本研究では通信を行うエージェント間に通信経路がなければならないということを通知の前提条件に加えた．さらに，前提条件が成り立った時刻からの時間の経過を表す条件を事後条件に加えた．これによって，ある時刻に前提条件が成り立ち通知が発生したならば，次の時刻に通知の事後条件が成り立つという形の離散的な時間の流れを考慮した定義に変更した．

続いて，上記のような通信を考慮してエージェントの認識状態を推論するための時相認識論理体系を導入した．導入した論理体系は，命題論理を扱い，CTL (Computation Tree Logic) をベースとした複数エージェントの信念に関する時相認識論理体系 CB_{CTL} であ

る．CB_{CTL} は同じく CTL をベースとした時相認識論理である BDI 論理の定義をベースに複数エージェントの信念のみに関する認識状態を扱う．CTL をベースにしているので，分岐的な時間，つまり未来にとりうる認識状態が複数通りあるような状況を記述し，推論できる体系となっている．

また，導入した論理体系に対する通信を伴う推論体系を提案した．この推論体系は基本的には CB_{CTL} のクリプキ意味論に沿ったモデル内での真偽判定を行うものであるが，未来における認識状態の推論においては，例えば

> 時刻 t でエージェント i は p という信念を持ち，エージェント j は p に関する信念を持たない．またエージェント i とエージェント j は互いに通信可能であるといった状況を考えたとき,「 (エージェント i がエージェント j へ p を伝えることにより) t の次の時刻でエージェント j は p を信念として持ちうる」という文は時刻 t で真となる

というような通知を考慮した推論ができるものである．通知が推論に組み込まれているので，通知によって推論された結果は通常のモデル内での真偽値判定による結果と異なってくる．そこで，通知によって推論された論理式が CB_{CTL} の意味論の定義にてらしても成り立つようにクリプキ・モデルを更新することによってその整合性を図っている．このように，通知を伴う推論と通常の意味論に沿った推論をあわせた決定可能手続きをにより推論システムを設計し．さらに上記の通知を伴う推論システムを計算機上の Prolog 処理系に実装し，いくつかの例を用いてその動作を確認した．

以上により，マルチエージェント・モデルにおいてエージェントの認識状態と密接な関わりを持つ通信を考慮した論理，推論システムを実現した．さらに，その課程における通信の形式化のために，通信経路という概念を導入した．今後の課題としては以下のようなことが残されている．

- 実装したシステムでは原始論理式のみの通知に限っていたが，より一般の論理式の通知を行えるようにする必要がある
- 論理体系の構文論的な定義とそれに対する演繹体系の導入により，より見通しの良い推論が行える体系が必要である
- エージェントの認識状態として信念以外も持つ体系 (例えば BDI 論理) への拡張

目 次

第1章　はじめに

1.1　研究の背景と目的

情報科学におけるエージェントとは，自身の持つ情報と知覚した情報に基づいて推論を行い，アクションを起こすといった一連の流れの中で動作するような，自律的なコンピュータ・システムである．このようなエージェントの設計のためのアーキテクチャの一つとして論理的な形式に基づいたものが研究されている [13, 11]．また，そのようなエージェントの信念や意図といった認識状態を形式的に記述し，時間の流れの中でのエージェントの認識状態を記述し，また推論できる時相認識論理体系が研究され [7, 10]，また，それらの論理体系に対する演繹体系が提案されている [7, 8]．これらの論理は単独または独立した複数のエージェントの認識状態を記述し，推論するものであり，エージェント間の相互作用は明示的に扱われていない．

対して一般的なマルチエージェント・モデルを考える場合，個々のエージェントの振る舞いの他にエージェント同士の相互作用が重要な要素として挙げられる．この相互作用をエージェント間の通信とみなすことができる．通信はエージェントの認識状態と深く関わる概念であり，エージェントの認識状態の推論において重要な位置を占めると言える．通信は発話行為理論などの分野において研究されている [?, Jones90, Cohen90]，これらは論理体系との対応が明確にされておらず．論理体系や推論体系において通信を直接的に考慮した体系は見あたらない．

そこで本研究では通信を考慮した複数エージェントの認識状態についての推論を行うための論理を導入し，それに対する推論体系を与えることを目的とする．さらに，この推論体系を証明器として計算機上に実装する．通信を伴うような推論を導入することによってエージェントの認識状態が通信によってどのように移り変わるか，通信によってどのような認識状態をとりうるかといったことを推論することを可能とすることを目指す．

本稿の構成は以下のようになっている．第 2 章では本研究で導入する論理体系の基礎となる時相認識論理や，さらにそのベースとなる様相論理について概説する．第 3 章では既存のエージェント間通信の形式化について概説し，それを基に本研究で論理モデルに

導入する通信の形式を新たに提案する．第 4 章では通信を伴った推論にを扱うための論理体系を導入し，そのモデル上で通信がどのように扱われるかについて述べる．第 5 章では推論システムのインプリメンテーションを提案し，その性質を明らかにする．最後に第 6 章でまとめと今後の課題について述べる．

第2章　時相認識論理とその意味論

時間の流れの中で移り変わるエージェントの認識状態（信念や知識など）を記述し，推論するために，時相演算と認識演算を持つ時相認識論理を用いられる．時相演算や認識演算は様相演算の一種であり，そのような演算を持つ時相認識論理は様相論理の一種である．本章では最初に様相論理の概要を述べた後に，時相認識論理やエージェントの振る舞いを推論するために提案されている BDI 論理についてその概要を述べる．

2.1　様相論理

一般的な推論を考える場合，その多くは時間の流れや可能性，認識状態など，推論が行われる様々な状況をふまえたものである．ここでは，そのような推論形式を分析することを可能とするために様相論理を導入する．

様相論理では「 φ である」ことと「必然的に φ である」ことを区別して扱う．つまり古典論理に加えて事象の必然性を扱える体系となっている．ここで，

(1)　必然的に φ である

ことを普通は記号 $\Box$ を使って $\Box\varphi$ と表す．このとき， $\neg\Box\varphi$ および $\Box\neg\varphi$ はそれぞれ

(2)　φ は必然的ではない

および

(3)　φ でないことは必然的である (φ である可能性はない)

と解釈される．(3) の否定，すなわち $\neg\Box\neg\varphi$ を $\Diamond\varphi$ と表す．$\Diamond\varphi$ は

(4)　φ である可能性がある

と解釈される．

これらの $\Box$ や $\Diamond$ を様相演算 (modal operator) と呼ぶ．

2.1.1 クリプキによる意味論

様相論理の意味論は以下に述べるクリプキ・フレームによって定められる.

定義 2.1 (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 (もしくは単にフレーム) という. M および R をそれぞれこのクリプキ・フレームの可能世界 (possible world) の集合および到達可能関係 (accessiblity relation) という.

定義 2.2 (クリプキ・モデル)
(M, R) をフレームとする. また V を各可能世界 w に対し $V(w) \subseteq P$ (P は命題記号の集合) となるような写像とする. このとき, V をフレーム (M, R) 上の付値という. そして, この 3 つ組 (M, R, V) をクリプキ・モデルという. 与えられたクリプキ・モデル (M, R, V) に対し, M の要素と論理式の間の二項関係 $\models$ を以下のように帰納的に定義する.

(1) $a \models p \Longleftrightarrow p \in V(a)$ (p は命題記号)

(2) $a \models \varphi \wedge \psi \Longleftrightarrow a \models \varphi$ かつ $a \models \psi$

(3) $a \models \varphi \vee \psi \Longleftrightarrow a \models \varphi$ または $a \models \psi$

(4) $a \models \varphi \supset \psi \Longleftrightarrow a \models \varphi$ でないか, または $a \models \psi$

(5) $a \models \neg\varphi \Longleftrightarrow a \models \varphi$ でない

(6) $a \models \Box\varphi \Longleftrightarrow aRb$ 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」という.「$a \models \varphi$ でない」ことは $a \not\models \varphi$ と表す. (5) と (6) より

(7) $a \models \Diamond\varphi \Longleftrightarrow aRb$ となるある b に対し $b \models \varphi$

が成り立つ. $a \models \varphi$ のとき, 論理式 φ は a において真であるという. 関係 $\models$ は付値 V から一意に定まるので, V と $\models$ を同一視して, $\models$ を付値といったり, $(M, R, \models$ のことをクリプキ・モデルということもある.

例 2.3 (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 は aRb, bRc, bRd のみが成り立つ関係
- 命題記号への真偽値割り当て $V(c) = p$

クリプキ・モデルはより直感的に理解するためにしばしば図を用いて表される．上記のモデルを表すのが図 2.1 である．

このとき以下が成り立つことがわかる．

(1)　$a \models \Box\Diamond p$

(2)　$a \not\models \Diamond\Box p$

すなわち

(1)'　aRx となるすべての x に対し，ある y が存在して xRy かつ $y \models p$

は成り立つが

(2)'　aRx となる x が存在し，xRy となるすべての y に対して $y \models p$

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付け加えたものである．

$$\frac{\Gamma \to \varphi}{\Box\Gamma \to \Box\varphi}(\Box)$$

ただし，Γ が $\psi_1, \ldots, \psi_m$ のとき $\Box\Gamma$ は $\Box\psi_1, \ldots, \psi_m$ を表すものとする．

推論禁則として $(\Box)$ 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 $X_1, \ldots, X_k$ に対し，始式として

$$\to X_i \qquad (i = 1, \ldots, k)$$

を加えることを行う．これらの $X_1, \ldots, X_k$ を公理型 (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．

(1) $\mathbf{D}$: $\Box\varphi \supset \Diamond\varphi$

(2) $\mathbf{T}$: $\Box\varphi \supset \varphi$

(3) $\mathbf{4}$: $\Box\varphi \supset \Box\Box\varphi$

(4) $\mathbf{B}$: $\varphi \supset \Box\Diamond\varphi$

(5) $\mathbf{5}$: $\Diamond\varphi \supset \Box\Diamond\varphi$

このような公理型について到達可能関係との関係を考える．今，到達可能関係 R に対して

$(1)'$ R が継続的 (serial) $\Longleftrightarrow$ すべての x に対してある y が存在して xRy

$(2)'$ R が反射的 (reflexive) $\Longleftrightarrow$ x が可能世界であるならば xRx

$(3)'$ R が推移的 (transitive) $\Longleftrightarrow$ xRy かつ yRz ならば xRz

$(4)'$ R が対称的 (symmetric) $\Longleftrightarrow$ xRy ならば yRx

$(5)'$ R がユークリッド的 (Euclidean) $\Longleftrightarrow$ xRy かつ xRz ならば yRz

という．このとき任意のフレーム (M, R) に対し以下が成り立つ

$(1)''$ $\mathbf{D}$ が (M, R) で恒真 $\Longleftrightarrow$ R は継続的

$(2)''$ $\mathbf{T}$ が (M, R) で恒真 $\Longleftrightarrow$ R は反射的

$(3)''$ $\mathbf{4}$ が (M, R) で恒真 $\Longleftrightarrow$ R は推移的

$(4)''$ $\mathbf{B}$ が (M, R) で恒真 $\Longleftrightarrow$ R は対称的

$(5)''$ $\mathbf{5}$ が (M, R) で恒真 $\Longleftrightarrow$ R はユークリッド的

2.2 時相論理

前節で述べた様相演算について，例えば $\Box\varphi$ を「いつも φ」と解釈することを考える．つまり，時間の流れと想定しておき，どの時点でも φ であるとき $\Box\varphi$ は正しいと考えることにする．そうすると，$\Diamond\varphi$ は「ある時 φ」と解釈される．このように，様相論理に対して時間に関する意味づけを行うことにより，時間の流れを扱える論理体系を導入できることがわかる．

ここではまず丸山ら [7] の導入した時相論理 $\mathbf{K_t}$ について概要を述べる．丸山ら [7] の導入した体系 $\mathbf{K_t}$ では様相演算として $[F]$ および $[P]$ を定義した．$[F]\varphi$ および $[P]\varphi$ はそれぞれ

- 未来はずっと φ である

および

- 過去はずっと φ であった

と解釈され，$\langle F\rangle\varphi$ および $\langle P\rangle\varphi$ が $\neg[F]\neg\varphi$ $\neg[P]\neg\varphi$ の略記として定義され，それぞれ

- いつか φ となる

および

- 以前 φ であった

と解釈される．

この時相論理 $\mathbf{K_t}$ は以下の公理を満たす正規な様相論理として定義される．

(1) $[F]\varphi \supset [F][F]\varphi$

(2) $[P]\varphi \supset [P][P]\varphi$

(3) $\varphi \supset [F]\langle P\rangle\varphi$

(4) $\varphi \supset [P]\langle F\rangle\varphi$

公理 (1) と公理 (2) は公理型 **4** に相当し，時間の推移性を表し，また公理 (3) と公理 (4) は未来と過去の対称性を表している．これらから時相論理 $\mathbf{K_t}$ の意味論の定義は前節で述べた様相論理のクリプキ・フレームの二項関係 R について推移的であるものとして定義され (二項関係 R を時間関係と捉える)，クリプキ・モデルは様相演算についての付値 $\models$ を以下に書き換えたものである．

(6)′ $a \models [F]\varphi \Longleftrightarrow aRb$ となるすべての b に対し $b \models \varphi$

(7)′ $a \models [P]\varphi \Longleftrightarrow bRa$ となるすべての b に対し $b \models \varphi$

2.2.1 分岐時間を扱う時相論理

ここまで概説した時相論理 $\mathbf{K_t}$ では，例えば「未来はずっと φ となる場合がある」と「必ず未来はずっと φ である」といった様相が記述できない．つまり線形時間についてはうまく扱えるが，分岐時間についてはこれをうまく扱えないという問題がある．また，一般にエージェントの振る舞いを記述することを考えた場合，エージェントの行動によってとりうる未来が異なるということを考えるのが普通であり，そのため分岐時間を用いてそれを記述することが自然であるといえる．ここではそのような分岐時間を扱う時相論理 CTL (Computation Tree Logic[2, 3]) について概説する．

CTL では様相演算として EX，AU および EU を定義しており，$\mathsf{EX}\,\varphi$ ，$\mathsf{A}(\varphi\,\mathsf{U}\,\psi)$ および $\mathsf{E}(\varphi\,\mathsf{U}\,\psi)$ はそれぞれ直感的には

- 次の時間において φ となる場合がある
- 必ずいつか ψ となりそれまでは φ である
- いつか ψ となりそれまでは φ であるような場合がある

と解釈される．また，これらの様相演算を用いて以下のような略記記号を定義する．

- $\mathsf{AX}\,\varphi \equiv \neg\mathsf{EX}\,\neg\varphi$
- $\mathsf{EF}\,\varphi \equiv \mathsf{E}(\mathit{true}\,\mathsf{U}\,\varphi)$
- $\mathsf{AF}\,\varphi \equiv \mathsf{A}(\mathit{true}\,\mathsf{U}\,\varphi)$
- $\mathsf{EG}\,\varphi \equiv \neg\mathsf{AF}\,\neg\varphi$
- $\mathsf{AG}\,\varphi \equiv \neg\mathsf{EF}\,\neg\varphi$

論理式の直感的な意味は，E は「ある未来で」，A は「すべての未来で」，X は「次の時刻で」，F は「いつか」，G は「ずっと」，U は untill を表し，略記を含む時相演算は A または E のいずれかと X， F， G または U のいずれかを組み合わせたものと捉えることができる．

形式的な CTL の意味論はクリプキ・モデル (St, R, L) を用いて定義される．ここで $St(\neq\emptyset)$ は state の集合， $R \subset St \times St$ は継続的な二項関係，$L(t) \subseteq P$ (t は state，P は命題記号の集合) は命題記号への真偽値割り当てである．また state の無限列 $(t_0, t_1, \ldots)$ で条件 $t_0 R_w t_1, t_1 R_w t_2, \ldots$ を満たすものを t_0 から始まる w 上の path という．このとき関係 $\models$ は以下のように定義される．

- $t \models p \iff p \in L(t)$　　(p は命題記号)
- $t \models \varphi \vee \psi \iff t \models \varphi$ または $t \models \psi$
- $t \models \neg\varphi \iff t \not\models \varphi$
- $t \models \mathsf{EX}\,\varphi \iff tRt'$ かつ $t' \models \varphi$ となる t' が存在する
- $a \models \mathsf{E}(\varphi\,\mathsf{U}\,\psi) \iff t_0$ から始まるある path $(t_0, t_1, \ldots)$ の中に $t_i \models \psi$ であるような t_i が存在し，かつ $0 \leq j < i$ であるような任意の j について $t_j \models \varphi$
- $a \models \mathsf{E}(\varphi\,\mathsf{U}\,\psi) \iff t_0$ から始まる任意の path $(t_0, t_1, \ldots)$ に対し，その中に $t_i \models \psi$ であるような t_i が存在し，かつ $0 \leq j < i$ であるような任意の j について $t_j \models \varphi$

2.3　認識論理

時相論理と同様に，様相論理における様相演算 $\Box$ を「信じている」や「知っている」と解釈するとエージェントの信念や知識といった認識状態を様相として扱う論理が導入できる．

ここでは丸山ら [7] の導入した認識論理 $\mathbf{K_B}$ について概要を述べる．丸山ら [7] の導入した体系 $\mathbf{K_B}$ では，様相演算として B_α を定義した．$\mathsf{B}_\alpha\,\varphi$ は「エージェント α は φ を信じている」と解釈される．このように信念を扱う認識論理である $\mathbf{K_B}$ は以下の公理を満たす正規な様相論理として定義される．

(1)　$\mathsf{B}_\alpha\,\varphi \supset \neg\mathsf{B}_\alpha\,\neg\varphi$

(2)　$\mathsf{B}_\alpha\,\varphi \supset \mathsf{B}_\alpha\,\mathsf{B}_\alpha\,\varphi$

(3)　$\neg\mathsf{B}_\alpha\,\varphi \supset \mathsf{B}_\alpha\,\neg\mathsf{B}_\alpha\,\varphi$

(1) は信念の無矛盾性を，(2) は肯定的内省を，(3) は否定的内省を表すものであり，信念を特徴付ける性質である．(1)，(2)，(3) はそれぞれ公理型 **D**，**4**，**5** に相当するものである．ちなみに，信念でなく知識に関する認識論理の場合は $\Box_\alpha\varphi \supset \varphi$ といった知識の正当性を表す公理が加わるであろう．

このような認識論理 $\mathbf{K_B}$ の意味論についてもクリプキ・モデル (W, R_B, L) を用いて定義される．ここで $W(\neq \emptyset)$ は可能世界の集合，$R_B \subset W \times W$ は推移的，ユークリッド

的かつ継続的な二項関係，$L(w) \subseteq P$ (w は可能世界，P は命題記号の集合) は命題記号への真偽値割り当てである．このとき関係 $\models$ は以下のように定義される．

- $w \models p \Longleftrightarrow p \in L(w) \qquad (p$ は命題記号$)$
- $w \models \varphi \vee \psi \Longleftrightarrow w \models \varphi$ または $w \models \psi$
- $w \models \neg\varphi \Longleftrightarrow w \not\models \varphi$
- $w \models \mathsf{B}_\alpha \varphi \Longleftrightarrow wR_Bw'$ となるすべての w' に対し $w' \models \varphi$

2.4　時相認識論理

ここまで概説した時相論理と認識論理を組み合わせた時相認識論理を考える．時相認識論理では時間の流れの中でのエージェントの認識状態を扱うことができるため，一般的にエージェントの認識状態の推論を行う場合に用いられる論理である．

丸山ら [7] では時相論理と認識論理の融合 (fusion) によって時相認識論理を導入しており，また Rao ら [10, 11] は信念 (Belief)，欲求 (Desire)，意図 (Intention) という異なる 3 つの認識状態に関する論理を融合した論理と分岐時間を扱う時相論理の積である BDI 論理を導入した．

2.5　BDI 論理

Rao ら [10, 11] の導入した BDI 論理は分岐時間時相論理である CTL* をベースにした，信念，欲求そして意図という 3 つの認識状態を扱える体系である．Rao ら [10, 11] はこのように述語論理で CTL* をベースとした BDI 論理を導入したが，一方新出ら [8] は Rao ら [10, 11] の定義を踏襲しつつ命題論理で CTL をベースとした BDI 論理を導入し，これに対する sequent 計算による演繹体系を提案した．

合理的エージェントの設計のためのアーキテクチャの一つとして信念，意図および欲求というエージェントの認識状態の実践的推論によってエージェントの推論と振る舞いを規定する BDI アーキテクチャがよく知られている [13]．この BDI アーキテクチャに基づくエージェントの振る舞いを概説すると，エージェントは知覚した情報から信念を更新し，

信念に基づいて欲求を形成し，さらに信念と欲求から意図を形成する．そして意図に基づいて自身のとる行動を選択するというものである (図 2.2).

このような BDI アーキテクチャにおいてはエージェントの時間とともに移り変わる認識状態に対する推論が必要となる．単純な例を考えると,「時刻 t に行動 A をする」という欲求をエージェントが持つかどうかを判断するプロセス (熟考 : deliberation と呼ばれる) において，エージェントは「時刻 t に行動 A ができる」という信念を持つ場合のみそうすべきであるので,「時刻 t に行動 A ができる」かどうかを推論する必要があるのである．

BDI 論理では時間を扱うために，前述の CTL を元にした CTL* を採用している．このため，エージェントの未来における認識状態について推論できる体系となっている．これはエージェントが知覚，行動を通じてどのような認識状態をとるかというエージェントの振る舞いを推論するための論理であるためである．

ここでは一例として新出ら [8] の BDI 論理の意味論について概説する．まず以下のものを定めておく．

- 命題記号の集合 P
- 可能世界の集合 $W(\neq \emptyset)$
- W の各要素 w に対して，state の集合 $St_w(\neq \emptyset)$ とその上の継続的な関係 $R_w \subset St_w \times St_w$
- W の各要素 w と St_w の要素 t の組に対し，命題記号への真偽値割り当て $L(w,t) \subseteq P$
- $W, \bigcup_{w\in W} St_w, W$ 上の 3 項関係 $\mathcal{B}, \mathcal{D}, \mathcal{I} \subset W \times \bigcup_{w\in W} St_w \times W$

このとき，BDI 論理に対するクリプキ・モデル BDI^{K}_{CTL}-structure を

$$M = \langle W, \{St_w | w \in W\}, \{R_w | w \in W\}, L, \mathcal{B}, \mathcal{D}, \mathcal{I} \rangle$$

と定義する．さらに，$\mathcal{B}$ を推移的，ユークリッド的かつ継続的，$\mathcal{D}$ および $\mathcal{I}$ を継続的な関係であるとしたときに同様に定義したクリプキ・モデルを $(\mathrm{B}^{KD45}\mathrm{D}^{KD}\mathrm{I}^{KD})_{CTL}$-structure と呼ぶ．また，$w \in W$ に対し，St_w に属する state の無限列 $(t_0, t_1, \ldots)$ であり，条件 $t_0 R_w t_1, t_1 R_w t_2, \ldots$ を満たすものを t_0 から始まる w 上の path というとき， BDI^{K}_{CTL}-structure M と可能世界 $w \in W$，state $t \in St_w$ に対する付値 $\models$ を以下のように定義する．

- $(M, w, t) \models \varphi \iff \varphi \in L(w, t)$
- $(M, w, t) \models \neg\varphi \iff (M, w, t) \not\models \varphi$
- $(M, w, t) \models \varphi \vee \psi \iff (M, w, t) \models \varphi$ または $(M, w, t) \models \psi$
- $(M, w, t) \models \mathsf{AX}\,\varphi \iff tRt'$ であるような任意の t' に対し $(M, w, t') \models \varphi$
- $(M, w, t) \models \mathsf{A}(\varphi\,\mathsf{U}\,\psi) \iff t_0$ から始まる w 上の任意の path $(t_0, t_1, \ldots)$ に対し，その中に $(M, w, t_i) \models \psi$ であるような state t_i が存在し，かつ $0 \leq j < i$ であるような任意の j について $(M, w, t_j) \models \varphi$
- $(M, w, t) \models \mathsf{E}(\varphi\,\mathsf{U}\,\psi) \iff t_0$ から始まる w 上のあるの path $(t_0, t_1, \ldots)$ に対し，その中に $(M, w, t_i) \models \psi$ であるような state t_i が存在し，かつ $0 \leq j < i$ であるような任意の j について $(M, w, t_j) \models \varphi$
- $(M, w, t) \models \mathsf{BEL}(\varphi) \iff (w, t, w') \in \mathcal{B}$ となる任意の w' に対し $(M, w', t) \models \varphi$
- $(M, w, t) \models \mathsf{DESIRE}(\varphi) \iff (w, t, w') \in \mathcal{D}$ となる任意の w' に対し $(M, w', t) \models \varphi$
- $(M, w, t) \models \mathsf{INTEND}(\varphi) \iff (w, t, w') \in \mathcal{I}$ となる任意の w' に対し $(M, w', t) \models \varphi$

認識演算である BEL，DESIRE，INTEND について BEL(φ)，DESIRE(φ)，INTEND(φ) の直感的な解釈はそれぞれ「φ を信じている」,「φ を願望している」,「φ を意図している」となる.

例 2.5 ($\mathbf{BDI}^{K}_{CTL}$-structure)

図 2.3 は BDI^{K}_{CTL}-structure の例である．この BDI^{K}_{CTL}-structure を $M = \langle W, \{St_w | w \in W\}, \{R_w | w \in W\}, L, \mathcal{B}, \mathcal{D}, \mathcal{I}\rangle$ とすると，

- $W = w1, w2, w3, w4$
- $St_{w_1} = \{t_1, t_2, t_3, \ldots\}, \ldots, St_{w_4} = \{t_1, t_2, t_3, \ldots\}$
- $\mathcal{B} = \{(w_1, t_1, w_2)\}, \mathcal{I} = \{(w_1, t_1, w_3), (w_1, t_1, w_3)\}$
- $p \notin L(w_1, t_2), p \in L(w_2, t_2), \ldots$

INTEND(AFp) は，直感的には「どの未来でもいつか p が成り立つことを意図している」を表す論理式であり，この論理式は (M, w_1, t_1) で真である (つまり $(M, w_1, t_1) \models$ INTEND(AFp) が成り立つ).

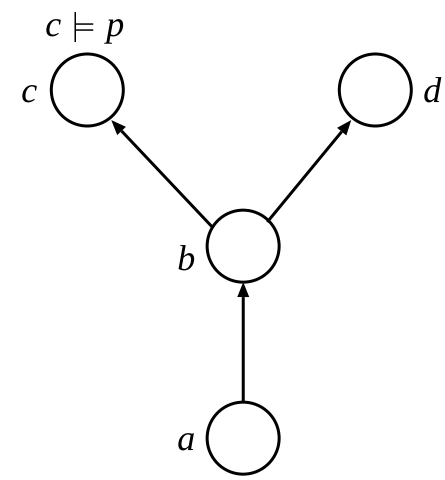
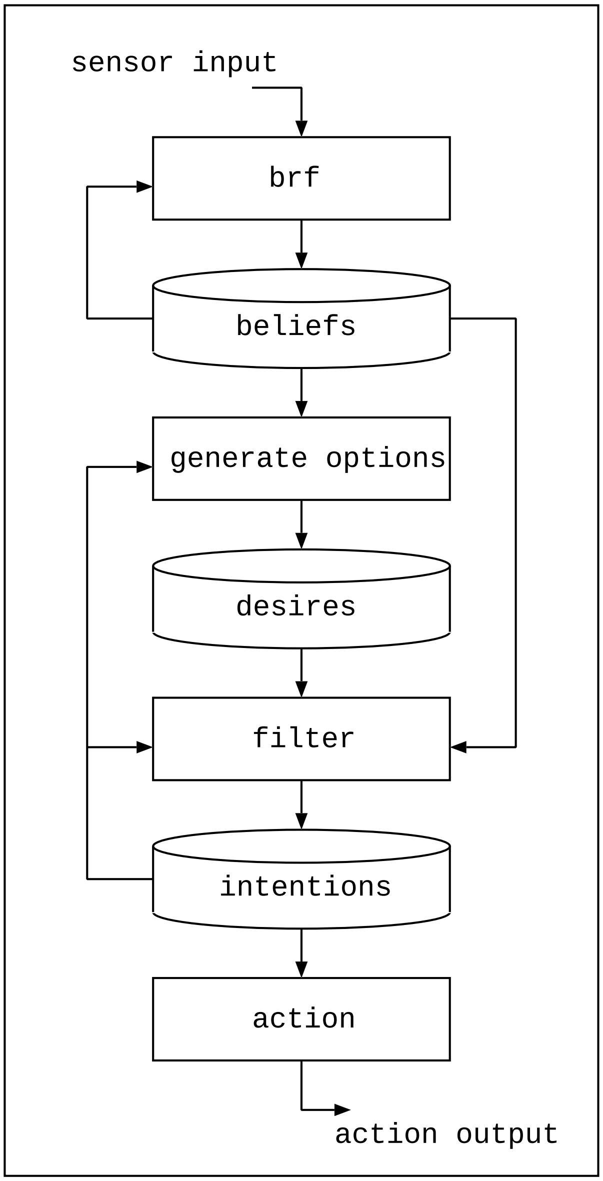


図 2.1 クリプキ・モデルの例



function $action(p : P) : A$

  begin

  $B := brf(B, p)$

  $D := options(D, I)$

  $I := filter(B, D, I)$

  return $execute(I)$

end function $action$

図 2.2 BDI アーキテクチャの振る舞い

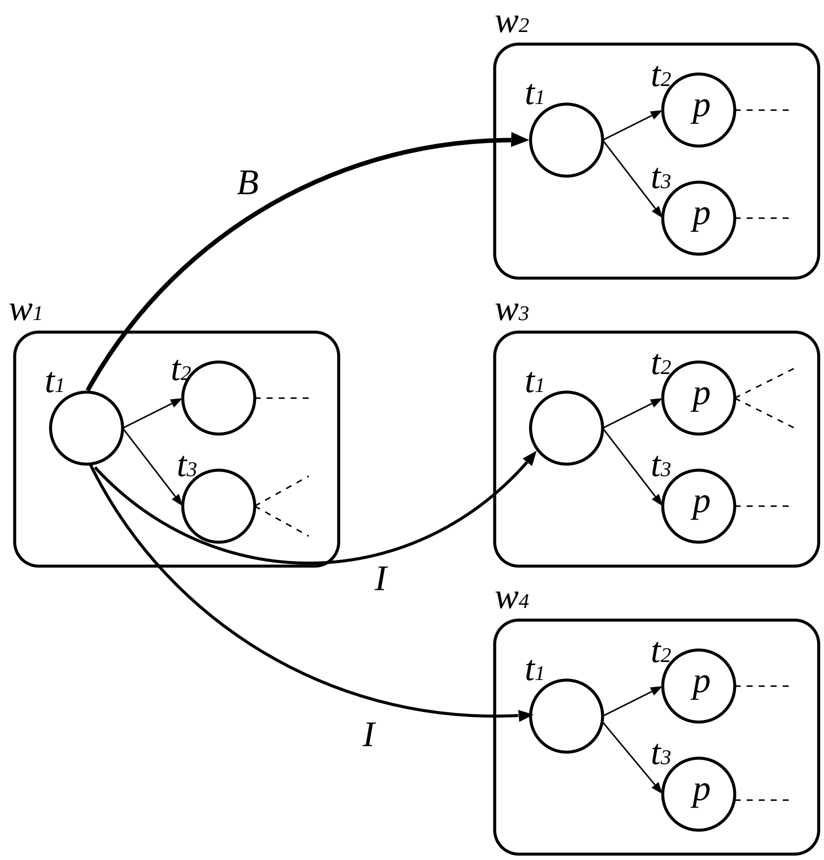


図 2.3 BDI^{K}_{CTL}-structure の例

第3章　エージェント間通信の捉え方と論理モデルへの導入のための形式化

本章では通信を扱う時相認識論理を定義する準備として，エージェント間の通信とはどのようなものとして捉えるられるものなのか，また通信の起きうる条件とその結果はどうあるべきかということについて論じる．まず，エージェント間通信をどのようなものとして捉えるのか，また通信に対する既存の形式化の提案のうちどのようなものをベースとして考えるのかを論じ，そのような形式化に対する問題点を指摘し，その解決策を提案する．

3.1　エージェント間通信の捉え方

一般にマルチエージェント・モデルを考える場合，各々のエージェントはそれぞれ認識状態を持ち，エージェント同士は互いに相互作用を持つ．このような相互作用を通信と捉えて，その形式化を目指していくのだが，一言に通信と言ってもそれは多種多様な形態をとるものと想定しなければならない．例えば通信を受けるエージェントは通信内容の真偽に納得したときのみそれを信じるべきなのか，通信についてこれに関心を持ったときのみ受け入れるべきなのかなどといった問題が考えられる．

Jones ら [6] は通信を「あるイベントが他のイベントに関して情報を伝えること」と捉えて，このような通信の形式化を試みた．このような通信の例として以下のようなものが挙げられる．

(1)　電話の音が，誰かが自分を呼び出していることを伝える

(2)　指紋が，銃を使ったものの身元を伝える

(3)　雪の中の足跡が，森の中の動物に関する情報を伝える

(4)　蜜蜂のダンスが，蜂蜜の所在に関する情報を伝える

(5) 遠い星からの光が，その星の化学的な構成に関する情報を伝える

このような例について，エージェント間のやりとりと考えると (1) ではあるエージェントが電話を鳴らすことにより相手のエージェントに「誰かが呼び出している」という情報を持たせるような通信であるといえるのである．

Jones らは通信の形式化にあたり，信念を扱う様相演算 B_a の他にエージェントのイベントへの関心を扱う O_a およびイベントの発生への規範を扱う Shall を導入し，通信元のエージェントの起こす通信イベントへ ((1) では「電話を鳴らす」こと) の相手の関心や，意図に似た様相 Shall を用いて一般性のある通信を目指した．また，Cohen ら [1] は BDI 論理と同様の信念，意図，欲求を用いた形式化を目指した．

しかし，このような形式化については信念以外についての様相を用いていること，通信プロセスが煩雑であること，さらに意味論が議論されていないことから時相認識論理に対する推論に対しての導入を考えた場合，煩雑なものとならざるを得ない．

したがって，ここでは通信をより単純なものと捉え，さらに信念に関する様相のみで扱えるものを考えていく．

3.1.1 FIPA の ACL における通知

エージェント間の通信に関する形式化として，国際的なエージェント技術の標準化団体 FIPA (Foundations of Intelligent Physical Agents) の定めた ACL (Agent Communication Language)[5] がある．ACL ではエージェント間の通信として通知や質問などのいくつかの通信の形を形式的に定義している．この中で特に通知に関する形式化である inform に着目する．以下がその定義である．

定義 3.1 (inform)
$\langle i, \mathrm{inform}(j, \varphi)\rangle$

feasibility pre-condition: $\mathsf{B}_i\,\varphi \wedge \neg \mathsf{B}_i\,(\mathsf{Bif}_j\,\varphi \vee \mathsf{Uif}_j\,\varphi)$

rational effect: $\mathsf{B}_j\,\varphi$

ただし，

- $\mathsf{Bif}_j\,\varphi$ は $\mathsf{B}_j\,\varphi \vee \mathsf{B}_j\,\neg\varphi$ の略記
- $\mathsf{Uif}_j\,\varphi$ は $\mathsf{U}_j\,\varphi \vee \mathsf{U}_j\,\neg\varphi$ の略記
- $\mathsf{B}_j\,\varphi$ は「 j は φ を信じている」と解釈される

- $\mathsf{U}_j\,\varphi$ は「 j は φ について確信はないが $\neg\varphi$ よりは φ らしいと思っている」と解釈される

つまり，送信者が i 受信者が j ，通知する内容が φ のとき前提条件として「i が φ を信じ，かつ i は j が φ に関する何らかの信念を持っているということを信じない」が満たされたとき inform は実行でき，その作用として「j は φ を信じる」という結果が得られるものである．

今後は通信としてこの inform の形式化を時相認識論理のモデルに適用することを考えることとする．

3.2 論理モデルへの適用のための通信の改良

3.2.1 様相演算の扱い

前節で導入した FIPA による通知 inform の定義においては B_i および U_i という様相演算が用いられている．しかしながら，FIPA の ACL においてはこの 2 つの様相演算について直感的な解釈を与えているのみで，クリプキ・フレームによる意味論は与えていない．したがって，このような通知を扱う論理を導入する際にはこれらの様相演算に適当な意味論を与える必要がある．

様相演算のうちの一方の B_i に関しては前章で概説した時相認識論理で定義されている信念に関する演算と同様の定義を考えていけばよいが，もう一方の U_i についてはこれをクリプキ意味論を用いて定義している例は見あたらない．そこで，ここではこの U_i を省いて通信を考えることにする．すると inform は定義 3.1 をもとに，は以下のように定義し直せる．

定義 3.2 (inform その 3 : 様相演算の簡略化)
$\langle i, \mathrm{inform}(j, \varphi)\rangle$
feasibility pre-condition: $\mathsf{B}_i\,\varphi \land \neg\mathsf{B}_i\,(\mathsf{Bif}_j\,\varphi)$
rational effect: $\mathsf{B}_j\,\varphi$
ただし，

- $\mathsf{Bif}_j\,\varphi$ は $\mathsf{B}_j\,\varphi \lor \mathsf{B}_j\,\neg\varphi$ の略記

- $\mathsf{B}_j\,\varphi$ は「 j は φ を信じている」と解釈される

ここで通知の起こりうる前提条件の解釈は「i が φ を信じ，かつ i は j が φ という信念を持っているかまたは $\neg\varphi$ という信念を持っているということを信じない」であり，これを言い換えると「i が φ を信じ，かつ i は j が φ に関する何らかの信念を持っているということを信じない」となる．これは定義 3.1 の前提条件と同様の解釈であると考えることもできる．

3.2.2 通信経路

ここまで述べたエージェント間の通知についての形式化では，送信者と受信者の認識状態のみが通知の前提条件であると定義されている．しかしながら，より一般的なマルチエージェント・モデルを考えるとき，この条件のみでは不十分であると考えられる．送信者と受信者の双方のエージェントの認識状態に関する条件が整えば常に通知が起きうるとすること，つまりエージェント同士は常に通信経路を持っているいるとすることとなるからである．より一般的な通信を扱うために定義 3.2 の通知の前提条件に対し，通信経路の有無に関する条件を加えることを考える．すると，inform は以下のようになる．

定義 3.3 (infrom その 2：通信経路を考慮)
$\langle i, \mathrm{inform}(j, \varphi)\rangle$

feasibility pre-condition: $\mathsf{B}_i\,\varphi \wedge \neg\mathsf{B}_i\,(\mathsf{Bif}_j\,\varphi) \wedge \mathsf{CC}_{ij}$

rational effect: $\mathsf{B}_j\,\varphi$

ただし，

- $\mathsf{Bif}_j\,\varphi$ は $\mathsf{B}_j\,\varphi \vee \mathsf{B}_j\,\neg\varphi$ の略記
- $\mathsf{B}_j\,\varphi$ は「j は φ を信じている」と解釈される
- CC_{ij} はエージェント i とエージェント j の間に通信経路がある

3.2.3 通信による時間の経過

さらに，時間の流れの中でのエージェントの認識状態を推論する場合，通知による時間の経過 (状態遷移) を考えることが妥当である．つまりある時刻で通知のための前提条件が満たされて通知が発生したならば，次の時刻での認識状態にその作用が反映されるということである (ただしここでは時間の流れを離散的としている)．

定義 3.4 (infrom その 3：時間の流れを考慮)

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

feasibility pre-condition: $\mathsf{B}_i\,\varphi \wedge \neg\mathsf{B}_i\,(\mathsf{Bif}_j\,\varphi) \wedge \mathsf{CC}_{ij}$

rational effect: $\mathsf{next}\,(\mathsf{B}_j\,\varphi)$

ただし，

- $\mathsf{Bif}_j\,\varphi$ は $\mathsf{B}_j\,\varphi \vee \mathsf{B}_j\,\neg\varphi$ の略記
- $\mathsf{B}_j\,\varphi$ は「j は φ を信じている」と解釈される
- CC_{ij} はエージェント i とエージェント j の間に通信経路があると解釈される
- $\mathsf{next}\,\varphi$ は「次の時刻で φ」と解釈される

そしてさらに，定義 3.4 を内包し，通知の連続，つまり「又聞き」や「伝言」にあたるような通知も扱えるようにしたのが以下である．

定義 3.5 (infrom その 4：通知の連続)

$\langle i_1, \mathrm{inform}(i_n, \varphi)\rangle$

feasibility pre-condition: $\mathsf{B}_{i_1}\,\varphi \wedge \neg\mathsf{B}_{i_1}\,(\mathsf{Bif}_{i_2}\,\varphi) \wedge \mathsf{CC}_{i_1 i_2} \wedge \cdots \wedge \neg\mathsf{B}_{i_{n-1}}\,(\mathsf{Bif}_n\,\varphi) \wedge \mathsf{CC}_{i_{n-1} i_n}$

rational effect: $\mathsf{next}\,(\mathsf{B}_{i_2}\,\varphi) \wedge \cdots \wedge \mathsf{next}_{n-1}\,(\mathsf{B}_{i_n}\,\varphi)$

ただし，

- $\mathsf{Bif}_i\,\varphi$ は $\mathsf{B}_i\,\varphi \vee \mathsf{B}_i\,\neg\varphi$ の略記
- $\mathsf{B}_i\,\varphi$ は「i は φ を信じている」と解釈される
- CC_{ij} はエージェント i とエージェント j の間に通信経路があると解釈される
- $\mathsf{next}\,\varphi$ は「次の時刻で φ」と解釈される
- $\mathsf{next}_m\,\varphi$ は $\underbrace{\mathsf{next}\,\cdots\mathsf{next}}_{\text{m 回繰り返し}}\,\varphi$ の略記

定義 3.4 は定義 3.5 の $n = 2$ (2 つのエージェント間の通信) の場合である．

第4章　通知を扱う時相認識論理

本章ではここまで述べたエージェント間通信を信念に関する時相認識論理に対してどのように適用できるか，また，そのためにどのような時相認識論理を定義するかを論じる．

まず，導入す時相認識論理について論じた後，その時相認識論理において通信をどのように扱うかを論じていく．

4.1　導入する論理の概要

ここではまず導入する論理についてどのような要件を満たすべきかについて述べる．その要件として考えられるのは以下のものである．

(1)　命題論理であること（述語を扱わない）

(2)　古典論理の演算を扱えること

(3)　定義 3.5 の通信の前提 / 事後条件を記述できること

以上を満たしたうえで，通信を扱えるできる限り小さな論理体系を定義していくことを考えていく．ここで (3) は以下の 2 つの要件を満たせばよい

(4)　複数のエージェントの信念を扱えること，すなわちエージェントの数と同数の認識状態に関する認識演算が必要となる

(5)　分岐時間論理における「次の時刻」を扱う時相演算を持つこと

まず認識状態の扱いについて，(4) より 1 つのエージェントにつき 1 つの信念に関する様相演算を定義すればよい．また，時相演算について，(5) より「次の時刻」を扱う演算を定義するのだが，ある時刻である通信が起きた場合の次の時刻と別の通信が起きた場合の次の時刻を区別して扱いたい．つまり時間は線形でなく分岐的に扱いたいのである．したがって,「次の時刻」をあつかう演算は CTL の EX または AX をベースに定義するのが妥当といえる．

以上の様相に関する考察から，通信を扱うために導入する時相認識論理を定義していく．

ところで，第 3 章で導入した論理体系はあらかじめ定まったモデルについて，つまりとりうる未来についても既に定義されたモデルに対して推論を行うような体系となっている．しかしながら，本稿ではあらかじめ定義したモデルがさらに通信を伴った推論によって更新されるシステム (例 4.4) を考えるための論理を導入する．したがって，時間の扱いについて CTL をベースとするが，EU や AU といった次の時刻より先の時刻を扱う様相演算は必要でなく，通信によって経過する 1 時刻先の未来についてのみ扱えれば良いのである．

4.2 論理式

エージェントの集合 $Agent$ および命題記号の集合 P をあらかじめ定めておく．このとき導入する時相認識論理 CB_{CTL} における論理式を以下のように定義する．

- $p \in P$ ならば p は論理式
- φ と ψ が論理式かつ $i \in Agent$ ならば $\neg\varphi$， $\varphi \vee \psi$， $\mathsf{EX}\,\varphi$， $\mathsf{B}_i\,\varphi$ もそれぞれ論理式

また，上記の定義を用いて以下の略記表現を定義する．

- $\varphi \wedge \psi$ は $\neg(\neg\varphi \vee \neg\psi)$ の略記
- $\varphi \supset \psi$ は $\neg\varphi \vee \psi$ の略記
- $\varphi \Leftrightarrow \psi$ は $(\varphi \supset \psi) \wedge (\psi \supset \varphi)$ の略記
- $\mathsf{AX}\,\varphi$ は $\neg\mathsf{EX}\,\neg\varphi$ の略記

4.3 意味論

4.3.1 直感的な解釈

導入した論理式の直感的な解釈は新出ら [8] と同様である．すなわち，$\mathsf{EX}\,\varphi$，$\mathsf{AX}\,\varphi$，$\mathsf{B}_i\,\varphi$ はそれぞれ

- ある次の時刻において φ である

- すべての次の時刻において φ である
- エージェント i は φ を信じている

と解釈される.

4.3.2 クリプキ・モデル

以下のものを定めておく.

- エージェントの集合 $Agent$
- 一般の命題記号の集合 $P' \subseteq P$
- 通信経路を表す命題記号の集合 $C = \{C_{ij} | i, j \in Agent\} \subset P$
  ただし，C_{ij} と C_{ji} は同一の要素と見なして C に重複して含まない
- 可能世界の集合 $W\ (\neq \emptyset)$
- 各 $w \in W$ に対する state の集合 $St_w\ (\neq \emptyset)$
- 各 $w \in W$ と $t \in St_w$ の組に対する命題記号への真偽値割り当て $L(w,t) \subseteq P'$
- すべての $w \in W$ と $t \in St_w$ の組に対する通信経路への真偽値割り当て $CL(w,t) \subseteq C$
- 命題記号に対する真偽値割り当て $V(w,t) = L(w,t) \cup CL(w,t)$
- 各 $w \in W$ における St_w 上の反射的かつ継続的な関係 $\mathcal{R}_w \subset St_w \times St_w$ (これを時間関係と呼ぶ)
- $W, \bigcup_{w \in W} St_w, W$ 上の推移的，ユークリッド的かつ継続的な 3 項関係 $\mathcal{B} \subset W \times \bigcup_{w \in W} St_w \times W$ で，条件

  $(w,t,w') \in \mathcal{B}$ かつ $t \in St_w$ ならば $t \in St'_w$

  を満たすもの (これを信念到達可能関係または $\mathcal{B}_i$ 到達可能関係と呼ぶ)

このとき， CB_{CTL} に対して以下のようにクリプキ・モデル M を定義する.

$$M = \langle W, \{St_w \,|\, w \in W\}, \{\mathcal{R}_w \,|\, w \in W\}, \{\mathcal{B}_i \,|\, i \in Agent\}, V\rangle$$

4.3.3 形式的な論理式の解釈

- $(M, w, t) \models \varphi \Longleftrightarrow \varphi \in V(w, t)$
- $(M, w, t) \models \neg\varphi \Longleftrightarrow (M, w, t) \not\models \varphi$
- $(M, w, t) \models \varphi \vee \psi \Longleftrightarrow (M, w, t) \models \varphi$ または $(M, w, t) \models \psi$
- $(M, w, t) \models \mathsf{B}_i\,\varphi \Longleftrightarrow$ 任意の w' に対して $(w, t, w') \in \mathcal{B}_i$ ならば $(M, w', t) \models \varphi$
- $(M, w, t) \models \mathsf{EX}\,\varphi \Longleftrightarrow (t, t') \in \mathcal{R}_w$ かつ $(M, w, t') \models \varphi$ を満たすような t' が存在する

ここで導入した時相認識論理 CB_{CTL} では時間関係 $\mathcal{R}_W$ を反射的な関係としている．モデル中で state が遷移するということ，つまり時刻が経過するということは何らかのイベントの発生によって真偽値割り当てが変化したということであり，先に述べたとおり，本研究ではこれは通知によって遷移するものと位置づけている．しかし，例えばある state で $\mathsf{EX}\,\varphi$ を推論する場合，その state で φ が成り立っていればこれを真としたい．つまり「何も起きない時間の経過」も考えたいのである．こうすることにより，$\mathsf{EX}\,\mathsf{EX}\,\mathsf{EX}\,\psi$ を「3 時刻後までに ψ である」と解釈できるようになるのである．

例 4.1 (CB_{CTL} に対するクリプキ・モデル)
いま，モデル $M = \langle W, \{St_w \mid w \in W\}, \{\mathcal{R}_w \mid w \in W\}, \{\mathcal{B}_i \mid i \in Agent\}, V\rangle$ が以下のように与えられたとする．

(1) $W = \{w_0, w_1, w_2, w_3\}$

(2) すべての $w \in W$ に対して $St_w = \{t_0\}$

(3) すべての $w \in W$ に対して $\mathcal{R}_w = \emptyset$

(4) $\mathcal{B}_i = \{(w_0, t0, w_1), (w_2, t0, w_1), (w_3, t0, w_1), \}$

(5) $\mathcal{B}_j = \{(w_0, t0, w_2), (w_0, t0, w_3), (w_1, t0, w_2), (w_1, t0, w_3)\}$

(6) $L = \{(w_1, t_0, p), (w_1, t_0, q), (w_2, t_0, p), (w_3, t_0, q)\}$

(7) $C = \{(w_0, t_0, C_{ij}), (w_1, t_0, C_{ij}), (w_2, t_0, C_{ij}), (w_3, t_0, C_{ij})\}$

この定義の時間関係 R は反射的であるので継続的であるという条件を満たし，信念到達可能関係 $\mathcal{B}_i$ および $\mathcal{B}_j$ は推移的かつユークリッド的であるので継続的であるという条件を満たしている．モデル M を概念的に表すと図 4.1 のようになる．このとき，(M, w_0, t_0) において $\mathsf{B}_i\,(p \land q)$ や $\neg\mathsf{B}_j\,(p \lor q)$ は真，すなわち

- $(M, w_0, t_0) \models \mathsf{B}_i\,(p \land q)$
- $(M, w_0, t_0) \models \neg(\mathsf{B}_j\,p \lor \mathsf{B}_j\,q)$

が成り立っている．

4.4 モデル上での通信と推論

先に述べたとおり，本研究ではあらかじめ定義したモデルがさらに通信を伴った推論によって更新されるシステムを考える．例えば，(M, w, t) においてある論理式 φ を推論する場合，通常は付値 $\models$ の定義にしたがってその真偽を判定する．しかし，定義 3.5 の通信を考慮に入れた場合，その事後条件にあたる $\mathsf{next}(\mathsf{B}_j\,\psi)$ つまり CB_{CTL} における $\mathsf{EX}\,(\mathsf{B}_j\,\psi)$ と言う形を φ がとる場合，$\models$ の定義に沿って $\mathsf{EX}\,(\mathsf{B}_j\,\psi)$ が即座に真と判定されない場合 (つまり $(M, w, t') \models \mathsf{EX}\,(\mathsf{B}_j\,\psi)$ となる t' が存在しない場合) でも，通信の前提条件 $\mathsf{B}_i\,\psi \land \neg\mathsf{B}_i\,(\mathsf{B}_j\,\psi \lor \mathsf{B}_j\,\neg\psi) \land C_{ij}$ が満たされれば $\mathsf{EX}\,(\mathsf{B}_j\,\psi)$ は真であると判定したい．

しかしながら，これではモデルの定義との食い違いが起きてしまうので，推論の結果としてモデル自体を通信を考慮した真偽判定に即しものに書き換えることを考える．つまり $\mathsf{EX}\,(\mathsf{B}_j\,\psi)$ を満たすようなあらたな state t' ($t\mathcal{R}t'$ を満たすように) をモデルを再定義し，それに伴い命題記号への真偽値割り当て V も再定義するのである．具体的な推論の例を見て詳説する．

例 4.2 (モデル上での通信例)

例 4.1 で示したモデル (図 4.1) について，

(a) $(M, w_0, t_0) \models \mathsf{B}_i\,p \land \neg\mathsf{B}_i\,(\mathsf{B}_j\,p \lor \mathsf{B}_j\,\neg p) \land C_{ij})$

(b) $(M, w_0, t_0) \models \mathsf{B}_i\,q \land \neg\mathsf{B}_i\,(\mathsf{B}_j\,q \lor \mathsf{B}_j\,\neg q) \land C_{ij})$

がそれぞれ成り立つので，(a) より i から j へ p を通知することが可能であり，また (b) より i から j へ q を通知することが可能であることがわかる．したがって

(c) $(M, w_0, t_0) \models \mathsf{EX}\,\mathsf{B}_j\,p$

(d) $(M, w_0, t_0) \models \mathsf{EX}\,\mathsf{B}_j\, q$

についてそれぞれ証明可能であるかを推論した場合，これは真となる．このような通知を伴う推論を行った場合にモデル上でどのような操作が行われるかを見ると，(c) の推論を行った場合にはモデルは以下の

$(2)'$ すべての $w \in W$ に対して $St_w = \{t_0, t_1\}$

$(3)'$ すべての $w \in W$ に対して $\mathcal{R}_w = (t_0, t_1)$

$(6)'$ $L = \{(w_1, t_0, p), (w_1, t_0, q), (w_2, t_0, p), (w_3, t_0, q),$
$(w_1, t_1, p), (w_1, t_1, q), (w_2, t_1, p), (w_3, t_1, p), (w_3, t_1, q)\}$

$(7)'$ $C = \{(w_0, t_0, C_{ij}), (w_1, t_0, C_{ij}), (w_2, t_0, C_{ij}), (w_3, t_0, C_{ij}),$
$(w_0, t_1, C_{ij}), (w_1, t_1, C_{ij}), (w_2, t_1, C_{ij}), (w_3, t_1, C_{ij})\}$

が更新される．これを図示したものが図 4.2 である．

さらに上記のモデルに対して (d) の推論を行った場合にはモデルは

$(2)''$ すべての $w \in W$ に対して $St_w = \{t_0, t_1, t_2\}$

$(3)''$ すべての $w \in W$ に対して $\mathcal{R}_w = (t_0, t_1), (t_0, t_2)$

$(6)''$ $L = \{(w_1, t_0, p), (w_1, t_0, q), (w_2, t_0, p), (w_3, t_0, q),$
$(w_1, t_1, p), (w_1, t_1, q), (w_2, t_1, p), (w_3, t_1, p), (w_3, t_1, q),$
$(w_1, t_2, p), (w_1, t_2, q), (w_2, t_2, p), (w_2, t_2, q), (w_3, t_1, q)\}$

$(7)''$ $C = \{(w_0, t_0, C_{ij}), (w_1, t_0, C_{ij}), (w_2, t_0, C_{ij}), (w_3, t_0, C_{ij}),$
$(w_0, t_1, C_{ij}), (w_1, t_1, C_{ij}), (w_2, t_1, C_{ij}), (w_3, t_1, C_{ij}),$
$(w_0, t_2, C_{ij}), (w_1, t_2, C_{ij}), (w_2, t_2, C_{ij}), (w_3, t_2, C_{ij})\}$

と更新される．これを図示したのが図 4.3 である．

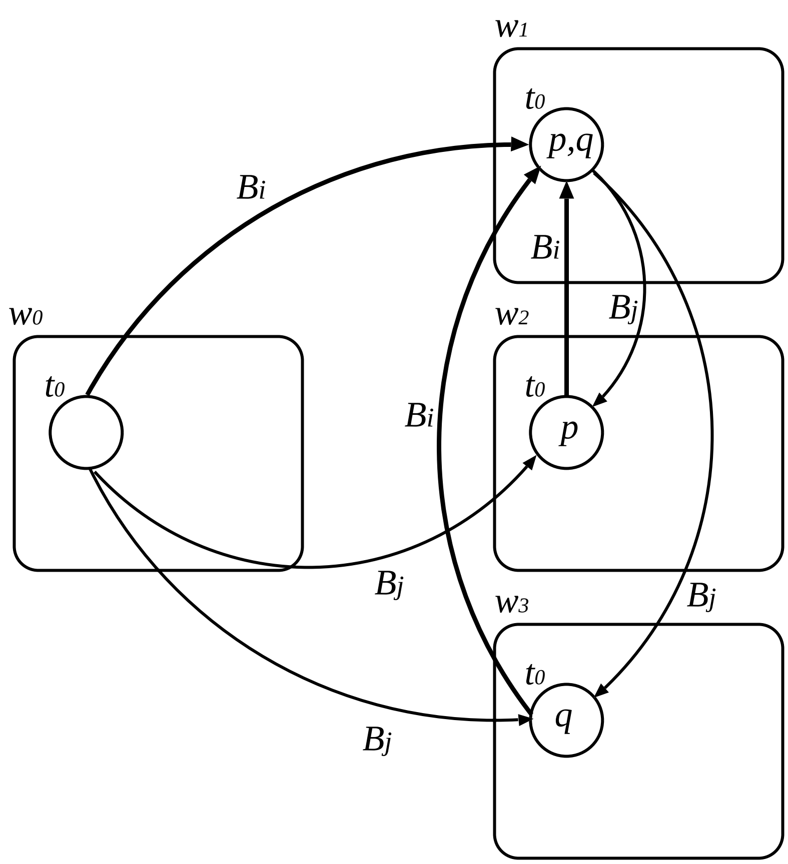


図 4.1 CB_{CTL} に対するモデルの例

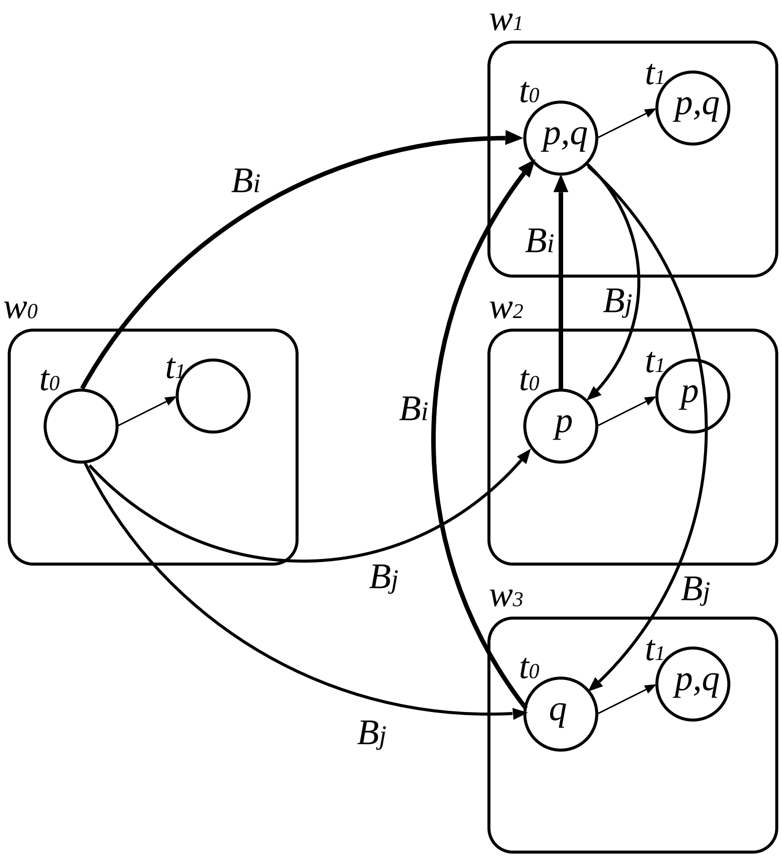


図 4.2 モデル上での通信例 (1) i から j へ p を通知

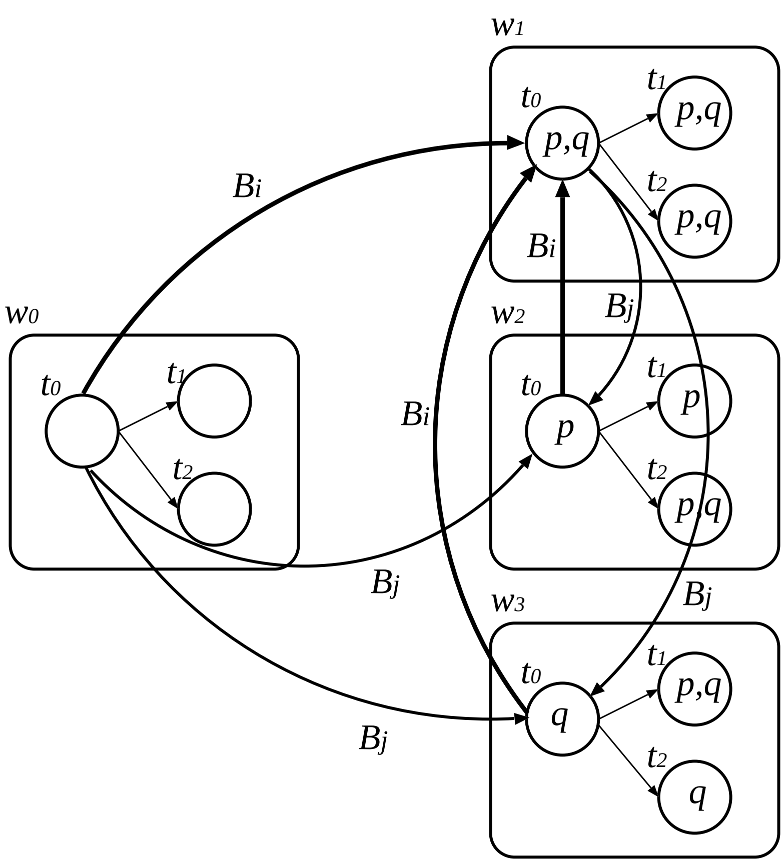


図 4.3 モデル上での通信例 (2) i から j へ q を通知

第5章　通知を伴うマルチエージェント環境に関する推論システム

本章では前章で導入した CB_{CTL} について，その通信を考慮した推論システムの設計について論じる．またここで導入する，エージェント間通信を扱える CB_{CTL} に基づいた推論システムを Prolog 上に実装し，SWI-Prolog[12] での動作を確認した．

本研究では通信を推論システムに組み込むことを目標としている．したがって，まず推論の対象として挙げられるのは「通信によってエージェントがとりうる未来の認識状態」である．このような推論をできる限り簡略な形で実現する．

5.1　推論できる論理式に対する制限

推論システムの実装にあたり，推論できる論理式にいくつかの制限を与えた．

通信について定義 3.5 で定義し，また前章 4.4 節でモデル上における扱いを概説した．例 4.2 では通知する内容，つまり定義 3.5 における φ について，ひとつの命題記号のみからなる論理式 (原始論理式) の場合についてのみ説明を与えた．したがって，ここまで述べたことのみでは φ が $\vee$，B_i，EX を論理式中に含む場合について，通知を伴う推論の過程は明らかではない．本研究では通知する内容 φ を原始論理式のみに限定する．

また，推論システムで取り扱うモデルはすべての可能世界において， state とその時間関係からなる木構造が同一とし，可能世界の中のそれぞれの state に繋がる信念到達可能関係も同一とするため，

$$\mathsf{EX}\,\mathsf{B}_i\,\varphi \Leftrightarrow \mathsf{B}_i\,\mathsf{EX}\,\varphi$$

が成り立つ．つまり「未来の信念」と「信じる未来」を同一に扱えるのである．したがって，そのような推論システムでは m 個の EX と n 個の $\mathsf{B}_i\,(i \in Agent)$ が混ざった列をすべて

$$\underbrace{\mathsf{EX}\cdots}_{m}\underbrace{\mathsf{B}_i\cdots}_{n}\varphi$$

という形で扱えばよい．そうすることにより $n = 1$ ($\mathsf{EX} \cdots \mathsf{EX}\,\mathsf{B}_i\,\varphi$ となる) で φ が命題のときに，この論理式の証明過程で定義 3.5 の通知が適用され得る形となる．

5.2 推論システムの実装

実装するのは与えられたモデルに対して CB_{CTL} の意味論通りの解釈で論理式の真偽判定を行う，つまり通知を伴わない推論システム，与えられたモデルに対してユーザ・コマンドによって明示的にイベントを起こしてモデルの更新を行うシステム，そして与えられたモデルに対して通知を伴った推論によって論理式の証明を行うシステムの 3 つのシステムである．それぞれについて以下に概説する．

5.2.1 ユーザによるモデルの定義

3 つのシステムとも共通して，はじめにユーザによるモデルの定義を必要とする．以下があらかじめユーザが定義すべきものである．

(1) 可能世界間の集合

(2) 可能世界間の信念到達可能関係の集合

(3) state の集合

(4) state 間の時間関係の集合

(5) 可能世界の中の state に対する真偽値割り当て

(6) state における通信経路

(7) current time

これらから，前章で導入した CB_{CTL} のモデルの定義に沿う形に定義を補完する．すなわち，

(a) エージェントの集合 $Agent$ は (2) から取り出す

(b) 一般の命題記号の集合 $P' \subseteq P$ は (5) から取り出す

(c) 通信経路を表す命題記号の集合 $C = \{C_{ij} | i, j \in Agent\} \subset P$ は $Agent$ より明らか

(d) 可能世界の集合 $W\,(\neq \emptyset)$ は (1) または (2) より取り出す ((2) が空集合でない場合は (1) の定義は必要ない)

(e) 各 $w \in W$ に対する state の集合 $St_w\,(\neq \emptyset)$ は (3) または (4) より取り出す ((4) が空集合でない場合は (3) の定義は必要ない)．また，本システムではすべての可能世界 w について St_w はそれぞれ等しいので，可能世界ごとに state の集合を個別に定義する必要はない

(f) 各 $w \in W$ と $t \in St_w$ の組に対する命題記号への真偽値割り当て $L(w,t) \subseteq P'$ は (5) である

(g) すべての $w \in W$ と $t \in St_w$ の組に対する通信経路への真偽値割り当て $CL(w,t) \subseteq C$ は (6) である

(h) 命題記号に対する真偽値割り当て $V(w,t) = L(w,t) \cup CL(w,t)$ は $L(w,t)$ および $CL(w,t)$ より明らか

(i) 各 $w \in W$ における St_w 上の反射的かつ継続的な関係 $\mathcal{R}_w \subset St_w \times St_w$ は (4) である．本システムではすべての可能世界 w について $\mathcal{R}_w$ はそれぞれ等しいので，可能世界ごとに $\mathcal{R}_w$ を個別に定義する必要はない

(j) $W, \bigcup_{w\in W} St_w, W$ 上の推移的，ユークリッド的かつ継続的な 3 項関係 $\mathcal{B} \subset W \times \bigcup_{w\in W} St_w \times W$ は (1) である．本システムでは時間の経過 (state の遷移) によって信念到達可能関係に加わることがないので可能世界間のの 2 項関係で定義できる

なお current time とは現在時刻または現在の状態を表すものである．これにより，推論システムのモデル上では現在のエージェントの認識状態と未来に置いてとりうる認識状態が明確に区別される．

5.2.2　通知を伴わない証明システム

モデルに対する通知を伴わない推論，すなわち CB_{CTL} の意味論の定義通りの再帰的な推論を行うシステムである．モデルはユーザまたは後述する他の 2 つのシステムによって事前に定義され，本システムではモデルに対する改変は行われない．

5.2.3 ユーザ・コマンドによるモデルの更新

モデルに対してエージェント間の通知，新しい通信経路の追加または既存の通信経路の削除を行い，モデルの定義を更新するシステムである．これらの操作はユーザ・コマンドとして定義され，ユーザによる明示的なモデルの更新を行うものである．それぞれのコマンドは以下の通りである．

$inform(w, t, i, j, p)$

コマンド $inform$ はエージェント間通信を明示的に行わせ，モデルの定義を更新するコマンドである．引数は以下をとる．

w： 通知を行う可能世界 $w \in W$

t： 通知を行う state $t \in St_w$

i： 送信元のエージェント $i \in Agent$

j： 受信先のエージェント $j \in Agent$

p： 通知する内容となる原始論理式 $p \in P$

コマンドを実行するための前提条件は

- $\mathsf{B}_i\, p \wedge \neg \mathsf{B}_i\, (\mathsf{B}_i\, p \vee \neg p) \wedge \mathsf{C}_{ij}$
- current time が t である

であり，事後条件は

- $\mathsf{AX}\, \mathsf{B}_j\, p$

となる．また実行後には current time が以下に示す通りに変更される．

アルゴリズム

1: 前提条件のチェック

2: 新しい state t' をすべての可能世界に追加し，それぞれの可能世界 $v \in W$ について t から t' への時間関係 tR_vt' を設定する

3: すべての $v \in W$ に対して $tR_v t_0, t_0 R_v t_1, \ldots$ を満たす t' 以外のすべての state $t_0, t_1, \ldots$ を削除する

4: すべての $v \in W$ に対して $L(v, t') := L(v, t)$

5: $(w, t, w') in \mathcal{B}_j$ を満たすすすべての $w' \in W$ に対して $L(w', t')$ に p に対する割り当てを追加する

6: current time を t' とする

$new\_cc(t, i, j)$

　コマンド new_cc は通信経路を持たないエージェント間に新しい通信経路を定義するコマンドである．引数は以下をとる．

t： 通信経路を追加する state $t \in \bigcup_{w \in W} St_w$

i： 追加する新しい通信経路をもつ一方のエージェント $i \in Agent$

j： 追加する新しい通信経路をもつもう一方のエージェント $j \in Agent$

コマンドを実行するための前提条件は

- $\neg C_{ij}$
- current time が t である

であり，事後条件は

- $\mathsf{AX}\, C_{ij}$

となる．また実行後には current time が以下に示す通りに変更される．

アルゴリズム

1: 前提条件のチェック

2: 新しい state t' をすべての可能世界に追加し，それぞれの可能世界 $v \in W$ について t から t' への時間関係 $tR_v t'$ を設定する

3: すべての $v \in W$ に対して $tR_vt_0, t_0R_vt_1, \ldots$ を満たす t' 以外のすべての state $t_0, t_1, \ldots$ を削除する

4: すべての $v \in W$ に対して $L(v, t') := L(v, t)$

5: すべての $v \in W$ に対して $CL(v, t')$ に C_{ij} に対する割り当てを追加する

6: current time を t' とする

$del\_cc(t, i, j)$

　コマンド del_cc はエージェント間の既存の通信経路を削除するコマンドである．引数は以下をとる．

t： 通信経路を削除する state $t \in \bigcup_{w \in W} St_w$

i： 削除する既存の通信経路をもつ一方のエージェント $i \in Agent$

j： 削除する既存の通信経路をもつもう一方のエージェント $j \in Agent$

コマンドを実行するための前提条件は

- C_{ij}
- current time が t である

であり，事後条件は

- $\mathsf{AX}\,\neg C_{ij}$

となる．また実行後には current time が以下に示す通りに変更される．

アルゴリズム

1: 前提条件のチェック

2: 新しい state t' をすべての可能世界に追加し，それぞれの可能世界 $v \in W$ について t から t' への時間関係 tR_vt' を設定する

3: すべての $v \in W$ に対して $tR_vt_0, t_0R_vt_1, \ldots$ を満たす t' 以外のすべての state $t_0, t_1, \ldots$ を削除する

4:　すべての $v \in W$ に対して $L(v,t') := L(v,t)$

5:　すべての $v \in W$ に対して $CL(v,t')$ から C_{ij} に対する割り当てを削除する

6:　current time を t' とする

ユーザ・コマンドの実行例

例 5.1 (*inform*)
いま，モデル $M = \langle W, \{St_w \,|\, w \in W\}, \{\mathcal{R}_w \,|\, w \in W\}, \{\mathcal{B}_i \,|\, i \in Agent\}, V\rangle$ が以下のように与えられたとする．

(1)　$W = \{w_0, w_1, w_2, w_3\}$

(2)　すべての $w \in W$ に対して $St_w = \{0, 1\}$

(3)　すべての $w \in W$ に対して $\mathcal{R}_w = \{(0,1)\}$

(4)　$\mathcal{B}_i = \{(w_0, 0, w_1), (w_2, 0, w_1), (w_3, 0, w_1)\}$

(5)　$\mathcal{B}_j = \{(w_0, 0, w_2), (w_0, 0, w_3), (w_1, 0, w_2), (w_1, 0, w_3)\}$

(6)　$L = \{(w_1, 0, p), (w_2, 0, p)\}$

(7)　$C = \{(w_0, 0, C_{ij}), (w_1, 0, C_{ij}), (w_2, 0, C_{ij}), (w_3, 0, C_{ij})$
　　$(w_0, 1, C_{ij}), (w_1, 1, C_{ij}), (w_2, 1, C_{ij}), (w_3, 1, C_{ij})\}$

(8)　current time = 0

このモデルを概念的に表したものが図 5.1 である (信念到達可能関係はすべての satate で同様に繋がっているが current time を示すために curret time の state におけるもののみ示した)．このとき $(M, w_0, 0)$ に対して $inform(w_0, 0, i, j, p)$ コマンドを実行すると，前提条件は真であるので，結果としてモデルは

(inf1)　$W = \{w_0, w_1, w_2, w_3\}$

(inf2)　すべての $w \in W$ に対して $St_w = \{0, 2\}$

(inf3)　すべての $w \in W$ に対して $\mathcal{R}_w = \{(0,2)\}$

(inf4) $\mathcal{B}_i = \{(w_0, 0, w_1), (w_2, 0, w_1), (w_3, 0, w_1),$
$(w_0, 2, w_1), (w_2, 2, w_1), (w_3, 2, w_1)\}$

(inf5) $\mathcal{B}_j = \{(w_0, 0, w_2), (w_0, 0, w_3), (w_1, 0, w_2), (w_1, 0, w_3)$
$(w_0, 2, w_2), (w_0, 2, w_3), (w_1, 2, w_2), (w_1, 2, w_3)\}$

(inf6) $L = \{(w_1, 0, p), (w_2, 0, p), (w_1, 2, p), (w_2, 2, p), (w_3, 2, p)\}$

(inf7) $C = \{(w_0, 0, C_{ij}), (w_1, 0, C_{ij}), (w_2, 0, C_{ij}), (w_3, 0, C_{ij}),$
$(w_0, 2, C_{ij}), (w_1, 2, C_{ij}), (w_2, 2, C_{ij}), (w_3, 2, C_{ij})\}$

(inf8) curret time $= 2$

と更新される．このモデルを概念的に表したものが図 5.2 である．

例 5.2 (*del_cc*)

例 5.1 の *inform* コマンドの結果として定義されたモデル (図 5.2) について，さらに $(M, w_0, 2)$ に対して $del\_cc(1, i, j)$ コマンドを実行すると，前提条件は真であるので，この結果としてモデルは

(dc1) $W = \{w_0, w_1, w_2, w_3\}$

(dc2) すべての $w \in W$ に対して $St_w = \{0, 2, 3\}$

(dc3) すべての $w \in W$ に対して $\mathcal{R}_w = \{(0, 2), (0, 3)\}$

(dc4) $\mathcal{B}_i = \{(w_0, 0, w_1), (w_2, 0, w_1), (w_3, 0, w_1),$
$(w_0, 2, w_1), (w_2, 2, w_1), (w_3, 2, w_1),$
$(w_0, 3, w_1), (w_2, 3, w_1), (w_3, 3, w_1)\}$

(dc5) $\mathcal{B}_j = \{(w_0, 0, w_2), (w_0, 0, w_3), (w_1, 0, w_2), (w_1, 0, w_3)$
$(w_0, 2, w_2), (w_0, 2, w_3), (w_1, 2, w_2), (w_1, 2, w_3),$
$(w_0, 3, w_2), (w_0, 3, w_3), (w_1, 3, w_2), (w_1, 3, w_3)\}$

(dc6) $L = \{(w_1, 0, p), (w_2, 0, p), (w_1, 2, p), (w_2, 2, p), (w_3, 2, p), (w_1, 3, p), (w_2, 3, p), (w_3, 3, p)\}$

(dc7) $C = \{(w_0, 0, C_{ij}), (w_1, 0, C_{ij}), (w_2, 0, C_{ij}), (w_3, 0, C_{ij}),$
$(w_0, 2, C_{ij}), (w_1, 2, C_{ij}), (w_2, 2, C_{ij}), (w_3, 2, C_{ij})\}$

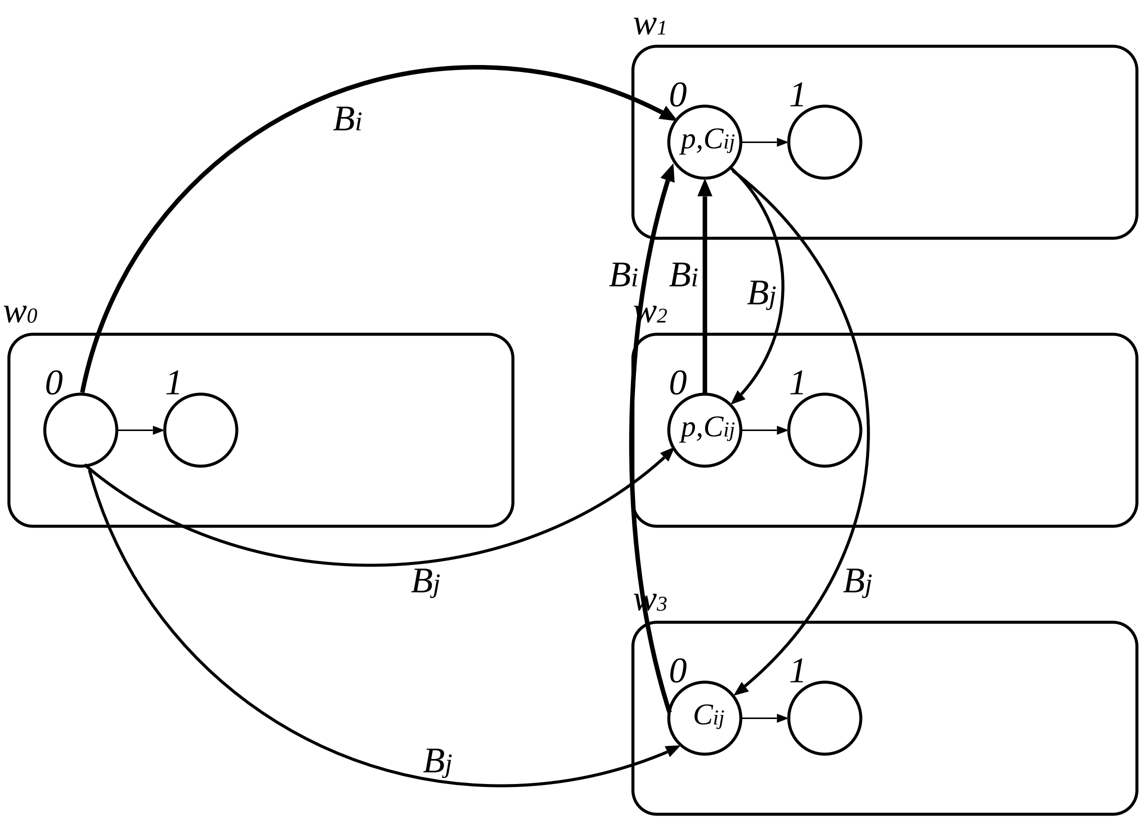


図 5.1 モデルに対するユーザ・コマンドの実行 – 実行前

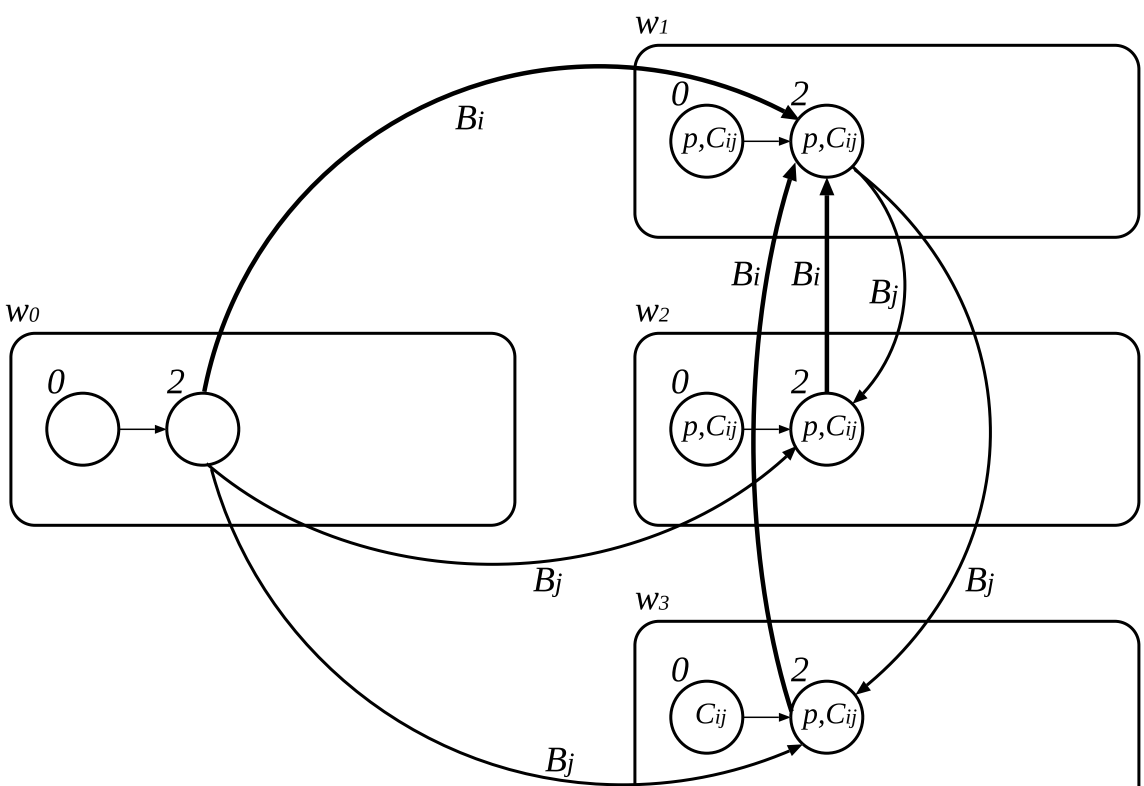


図 5.2 モデルに対するユーザ・コマンドの実行 − $inform$

(dc8) curret time = 3

と更新される．このモデルを概念的に表したものが図5.3である．

例 5.3 (*new_cc*)
例5.2の *del_cc* コマンドの結果として定義されたモデル (図5.3) について，さらに $(M, w_0, 3)$ に対して *new_cc(2, i, j)* コマンドを実行すると，前提条件は真であるので，この結果としてモデルは

(nc1) $W = \{w_0, w_1, w_2, w_3\}$

(nc2) すべての $w \in W$ に対して $St_w = \{0, 2, 3, 4\}$

(nc3) すべての $w \in W$ に対して $\mathcal{R}_w = \{(0, 2), (0, 3), (2, 4)\}$

(nc4) $\mathcal{B}_i = \{(w_0, 0, w_1), (w_2, 0, w_1), (w_3, 0, w_1),$
$(w_0, 2, w_1), (w_2, 2, w_1), (w_3, 2, w_1),$
$(w_0, 3, w_1), (w_2, 3, w_1), (w_3, 3, w_1),$
$(w_0, 4, w_1), (w_2, 4, w_1), (w_3, 4, w_1)\}$

(nc5) $\mathcal{B}_j = \{(w_0, 0, w_2), (w_0, 0, w_3), (w_1, 0, w_2), (w_1, 0, w_3)$
$(w_0, 2, w_2), (w_0, 2, w_3), (w_1, 2, w_2), (w_1, 2, w_3),$
$(w_0, 3, w_2), (w_0, 3, w_3), (w_1, 3, w_2), (w_1, 3, w_3), (w_0, 4, w_2), (w_0, 4, w_3), (w_1, 4, w_2), (w_1, 4, w_3)\}$

(nc6) $L = \{(w_1, 0, p), (w_2, 0, p), (w_1, 2, p), (w_2, 2, p), (w_3, 2, p),$
$(w_1, 3, p), (w_2, 3, p), (w_3, 3, p), (w_1, 4, p), (w_2, 4, p), (w_3, 4, p)\}$

(nc7) $C = \{(w_0, 0, C_{ij}), (w_1, 0, C_{ij}), (w_2, 0, C_{ij}), (w_3, 0, C_{ij}),$
$(w_0, 2, C_{ij}), (w_1, 2, C_{ij}), (w_2, 2, C_{ij}), (w_3, 2, C_{ij}),$
$(w_0, 4, C_{ij}), (w_1, 4, C_{ij}), (w_2, 4, C_{ij}), (w_3, 4, C_{ij})\}$

(nc8) curret time = 4

と更新される．このモデルを概念的に表したものが図5.4である．

以上の実行例について SWI-Prolog 上で実行した結果を付録として巻末に収めた．

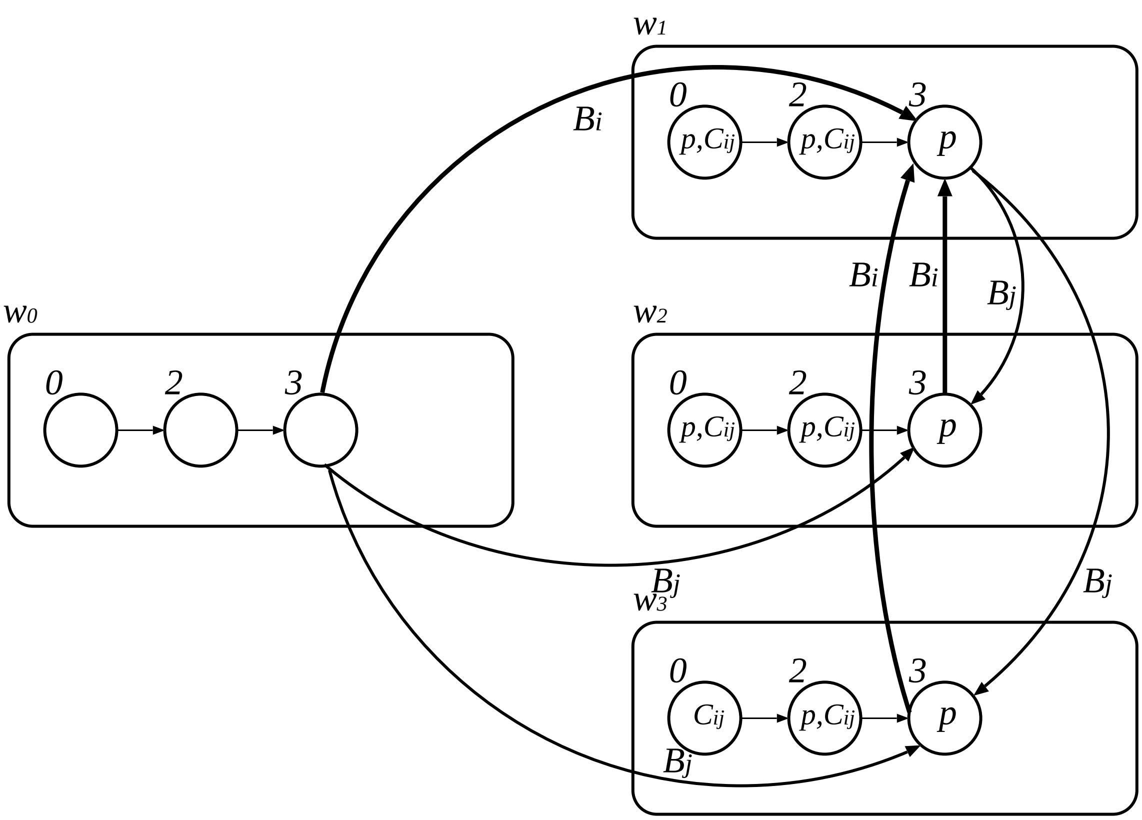


図 5.3 モデルに対するユーザ・コマンドの実行 – del_cc

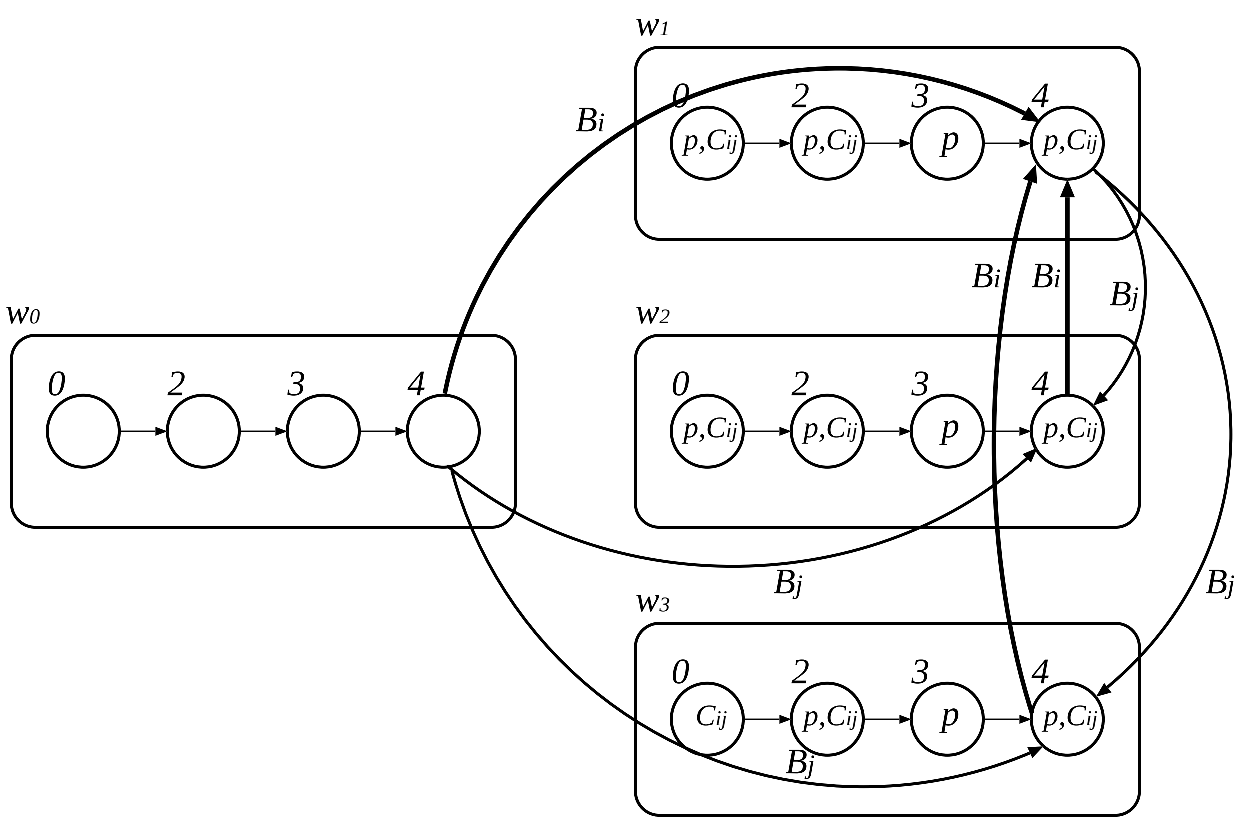


図 5.4 モデルに対するユーザ・コマンドの実行 – new_cc

5.2.4 通知を伴う証明システム

モデル上での CB_{CTL} の意味論の定義に沿った通常の推論の他に，通知を伴った推論を行い，論理式の証明を行うシステムである．$\mathsf{EX} \cdots \mathsf{EX}\, \mathsf{B}_i\, \varphi$ という形の論理式が通知を伴わない通常の推論で偽であると判定された場合に，通知によってその論理式が真となるか否かを判定する．さらに通知が起きた場合は，モデルを更新し，どのような通知が起きたかを画面に出力する．

アルゴリズム

以下は (M, w, t) において論理式 φ を証明する場合のアルゴリズムである．

(1) φ が $\underbrace{\mathsf{EX} \cdots \mathsf{EX}}_{n}\, \mathsf{B}_i\, p$ という形をとっていて，以下のすべての条件が真の場合，$(M, w, t) \models \varphi$.

  (a) p が原始論理式

  (b) $C_{i_1 i_2}, C_{i_2 i_3}, \ldots, C_{i_n, i}$ が t でそれぞれ真

  (c) $Bi_1 p$ が真

  (d) $\neg \mathsf{B}_{i_1} (\mathsf{B}_{i_2}\, p \vee \mathsf{B}_{i_2} \neg p) \wedge \cdots \wedge \neg \mathsf{B}_{i_n} (\mathsf{B}_i\, p \vee \mathsf{B}_i \neg p)$ が真

(2) それ以外の場合は論理式の意味論の定義に従って，再帰的に真偽を判定する．

通知を伴う推論の例

例 5.4

通知を伴う推論の例 (1) 例 4.2 で説明したエージェント間の通知を伴う推論を SWI-Prolog 上のシステムで実行した結果を巻末の付録に収めている．

例 5.5 (通知を伴う推論 の例 (2) – 伝言ゲーム)

3 人のエージェント i, j, k がいて i と j ， j と k は互いに通信できるが i と k は通信できない．エージェント i のみ信念 p を持っている．このような状況で，k が p という信念を持つかどうかを考える．

このような状況では p という信念が i から j へ，そして j から k へと伝えられることによって k は p を信念として持ちうる．そして，その間に 2 度の通知が必要であるので，k が p を信念として持つのは早くとも 2 時刻後となり，また，2 時刻後ならば k が p を

信念として持ち得る．したがって，最初の時間で考えると，$\mathsf{EX}\cdots\mathsf{EX}\,\mathsf{B}_k\,p$ (EX は 2 つ以上) が成り立つ．

この推論を本システム上で考える．まず，上記の条件を満たすうちのひとつのモデルの定義として以下を与える．

(1) $W = \{w_0, w_1, w_2, w_3, w_4\}$

(2) すべての $w \in W$ に対して $St_w = \{0\}$

(3) すべての $w \in W$ に対して $\mathcal{R}_w = \emptyset$

(4) $\mathcal{B}_i = \{(w_0, 0, w_1), (w_2, 0, w_1), (w_3, 0, w_1), (w_4, 0, w_1)\}$

(5) $\mathcal{B}_j = \{(w_0, 0, w_2), (w_0, 0, w_3), (w_1, 0, w_2), (w_1, 0, w_3), (w_4, 0, w_2), (w_4, 0, w_3)\}$

(6) $\mathcal{B}_k = \{(w_0, 0, w_3), (w_0, 0, w_4), (w_1, 0, w_3), (w_1, 0, w_4), (w_2, 0, w_3), (w_2, 0, w_4)\}$

(7) $L = \{(w_1, 0, p), (w_3, 0, p)\}$

(8) $C = \{(w_0, 0, C_{ij}), (w_1, 0, C_{ij}), (w_2, 0, C_{ij}), (w_3, 0, C_{ij}), (w_4, 0, C_{ij})$
$(w_0, 0, C_{jk}), (w_1, 0, C_{jk}), (w_2, 0, C_{jk}), (w_3, 0, C_{jk}), (w_4, 0, C_{jk})\}$

(9) curret time $= 0$

このとき，推論システムを用いて以下を証明した．

(a) $(M, w0, 0) \not\models \mathsf{EX}\,\mathsf{B}_k$

(b) $(M, w0, 0) \models \mathsf{EX}\,\mathsf{EX}\,\mathsf{B}_k$

(b) の推論によっての St_w, $\mathcal{R}_w$ および L の定義は以下のように更新された．

$(2)'$ すべての $w \in W$ に対して $St_w = \{0, 1, 2\}$

$(3)'$ すべての $w \in W$ に対して $\mathcal{R}_w = \{(0, 1), (0, 2)\}$

$(7)'$ $L = \{(w_1, 0, p), (w_3, 0, p), (w_1, 1, p), (w_2, 1, p), (w_3, 1, p),$
$(w_1, 2, p), (w_2, 2, p), (w_3, 2, p), (w_4, 2, p)\}$

また，推論過程におけるモデルの更新では curret time は更新されない．すなわち，実際にモデル上での時間の経過を考えるのではなく,「未来においてそうなりうる」ということを推論するということである．

なお，このときのモデルを表したのが図 5.5 である (信念到達可能関係について $(w0, t0)$ からのびるもの以外は省略している)．また，上記の推論を SWI-Prolog 上のシステムで実行した結果を巻末の付録に収めている．

5.3 推論の停止性の検証

通知を伴わない推論システムについて，意味論の定義では論理式は推論の過程で常により小さい部分論理式に分解され，最終的にそれは命題記号に分解されて真偽値割り当てが参照される．したがって，有限の大きさの論理式は再帰的に有限時間でその真偽値の判定ができることは明らかである．

対して通知を伴う推論システムについて，これは証明する論理式の部分論理式として $\mathsf{EX} \cdots \mathsf{B}_i\, p (p \in P)$ があった場合に通知が発生する可能性があるというものである．このとき EX が有限個であれば，通知の前提条件の判定は明らかに有限時間で終了 (前提条件の判定に際して通知は起きえないため) し，またモデルの更新手続きも通知がたかだか EX の個数回起きるのみであり，それぞれの通知イベントは可能世界および命題記号への真偽値割り当てがそれぞれ有限個である限り，有限時間で終了する．したがって，この通知を伴う推論システムについて証明探索手続きの停止性は明らかであり，有限時間で真または偽という判定結果を出力する．

5.4 通知に関するシステムの制限について

本システムにおいては論理式の証明過程において通知が行われるのは，その論理式が $\mathsf{EX} \cdots \mathsf{EX}\, \mathsf{B}_i\, \varphi$ という形をとり，かつ φ が原始論理式であるときである．したがって，EX の後に B_i が現れるような論理式であっても，本システムでは以下に挙げる論理式の証明に対しては通知が起きることはない．

(1) $\mathsf{B}_i\, \omega$ の形をとるが ω が原始論理式でない場合

(a) $\mathsf{EX}\, \mathsf{B}_i\, \neg\varphi$

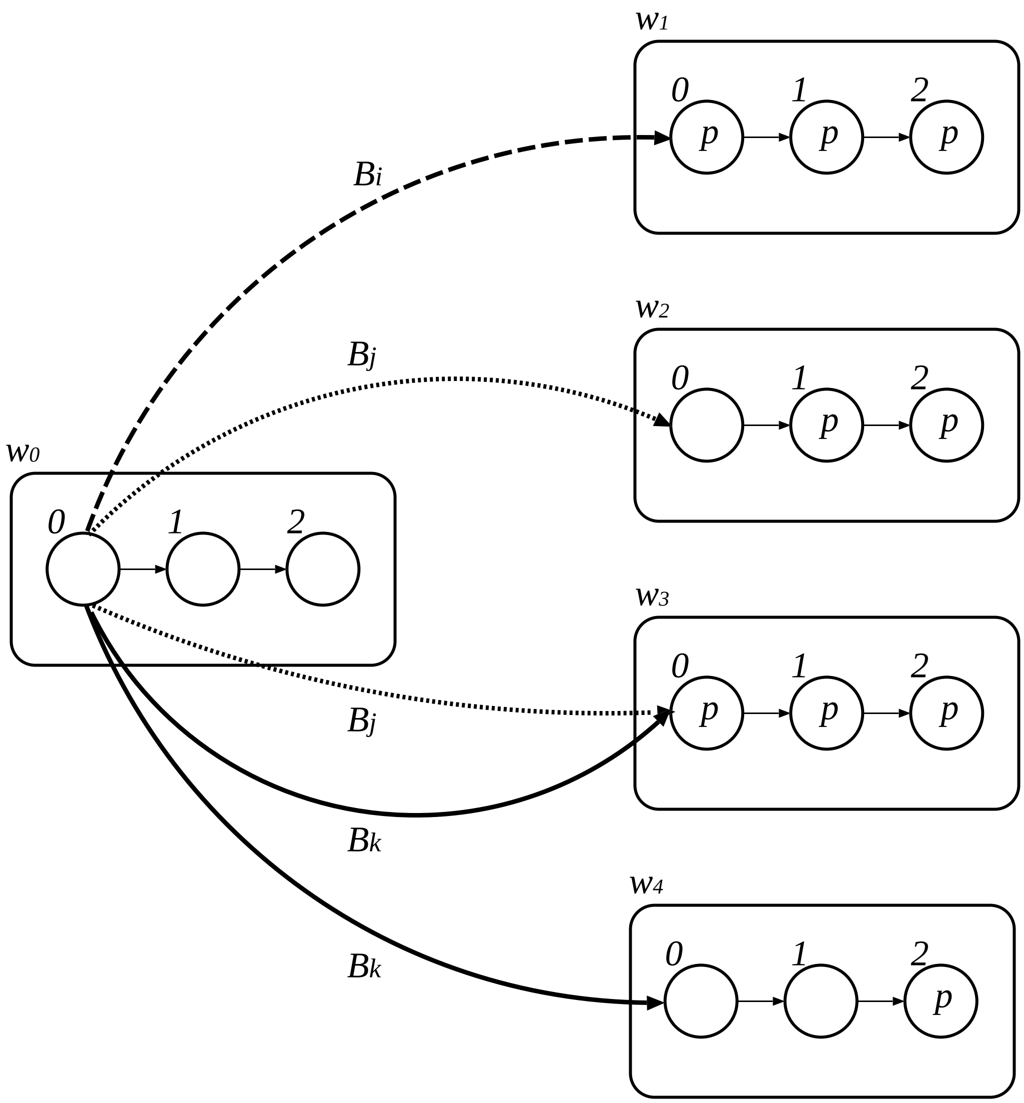


図 5.5 通知を伴う推論 – 伝言ゲーム

(b) $\mathsf{EX}\,\mathsf{B}_i\,(\varphi \vee \psi)$

(c) $\mathsf{EX}\,\mathsf{B}_i\,\mathsf{B}_j\,\varphi$

(d) $\mathsf{EX}\,\mathsf{B}_i\,\mathsf{EX}\,\varphi$

(2) EX の直後に $\mathsf{B}_i\,\varphi$ がきていない場合

(e) $\mathsf{EX}\,(\mathsf{B}_i\,\varphi \vee \mathsf{B}_j\,\psi)$

(f) $\mathsf{EX}\,\neg\mathsf{B}_i\,\varphi$

しかしながら定義 3.5 で導入した通知の推論システムに適用を考えると，上記の (1) に含まれる論理式の場合にも通知は起きうるべきであり，将来的にはこのような場合にも推論システムで通知を扱えるような手続きを導入しなければならない．それぞれの形の論理式について可能世界 w_0，state t で論理式を評価しかつ φ および ψ が原始論理式の場合，

(a)′ $\neg\varphi$ の通知は原始論理式の通知の場合とほぼ同様の手続きで，通知のために新しく追加した state に対して真偽値割り当ての削除を行えばよい

(b)′ 以下の手続きをとる (図 5.6 のモデルで i から j へ $p \vee q$ が通知された結果が図 5.7)

(i) それぞれの可能世界に新しい state t' を追加し tRt' とする

(ii) $(w_0, t, w_n) \in \mathcal{B}_i$ を満たす w_n 一つにつき二つの可能世界 $w_{n'}$ と $w_{n''}$ をそれぞれ追加し，$w_{n'}$，$w_{n''}$ 内の state，時間関係，真偽値割り当てを w_n と同一にする．

(iii) $(w_0, t', w_{n'}) \in \mathcal{B}_i$ かつ $(w_0, t', w_{n''}) \in \mathcal{B}_i$ とする．また，$(w_n, t, w_m) \in \mathcal{B}_i$ を満たす w_m についてそれぞれ $(w_{n'}, t, w_m) \in \mathcal{B}_i$ かつ $(w_{n''}, t, w_m) \in \mathcal{B}_i$ とする．

(iv) $(w_n, t') \models \varphi$ かつ $(w_n, t') \models \psi$ に，$(w_{n'}, t') \models \varphi$ かつ $(w_{n'}, t') \models \neg\psi$ に，$(w_{n''}, t') \models \neg\varphi$ かつ $(w_{n''}, t') \models \psi$ になるようそれぞれの真偽値割り当てを変更する．

(c)′ $\mathsf{EX}\,\mathsf{B}_i\,\mathsf{B}_j\,\varphi$ については B_i 到達可能世界からさらに B_j 到達可能世界をたどった先の可能世界で φ が成り立つように真偽値割り当てを変更する

(d)′ 本システムでは state と時間関係はすべての可能世界において同様であるので $\mathsf{EX}\,\mathsf{B}_i\,\mathsf{EX}\,\varphi$ は $\mathsf{EX}\,\mathsf{EX}\,\mathsf{B}_i\,\varphi$ と同様の通知が起きうるべきである

というような手続きで実現されうるだろう．また (2) の場合では，(e) については CB_{CTL} の意味論の定義から

$$(M, w, t) \models \mathsf{EX}\,(\varphi \vee \psi) \iff (M, w, t) \models \mathsf{EX}\,\varphi \vee \mathsf{EX}\,\psi$$

が成り立つ．したがって (e) は $\mathsf{EX}\,\mathsf{B}_i\,\varphi \vee \mathsf{EX}\,\mathsf{B}_j\,\psi$ と書き直せるので，これは通知が起きうる形の論理式とすべきであるといえる．

以上のように本システムでは通知を伴う推論の対象から外している論理式に対しても，通知の定義に照らして，通知を伴う推論の対象とすべき論理式がいくつかあることが分かる．

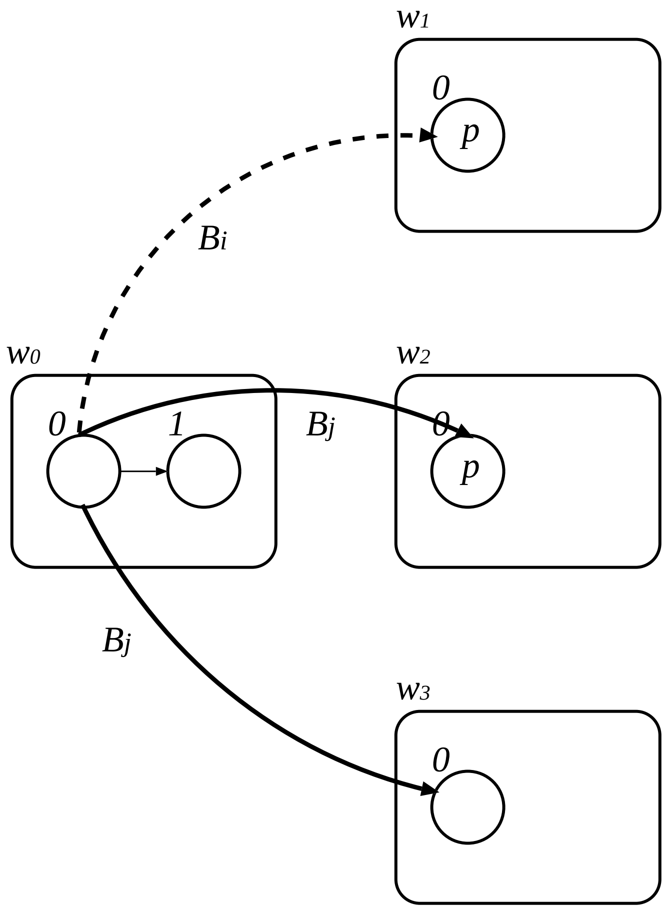


図 5.6 モデル上での選言の通知のイメージ (1) 通知前

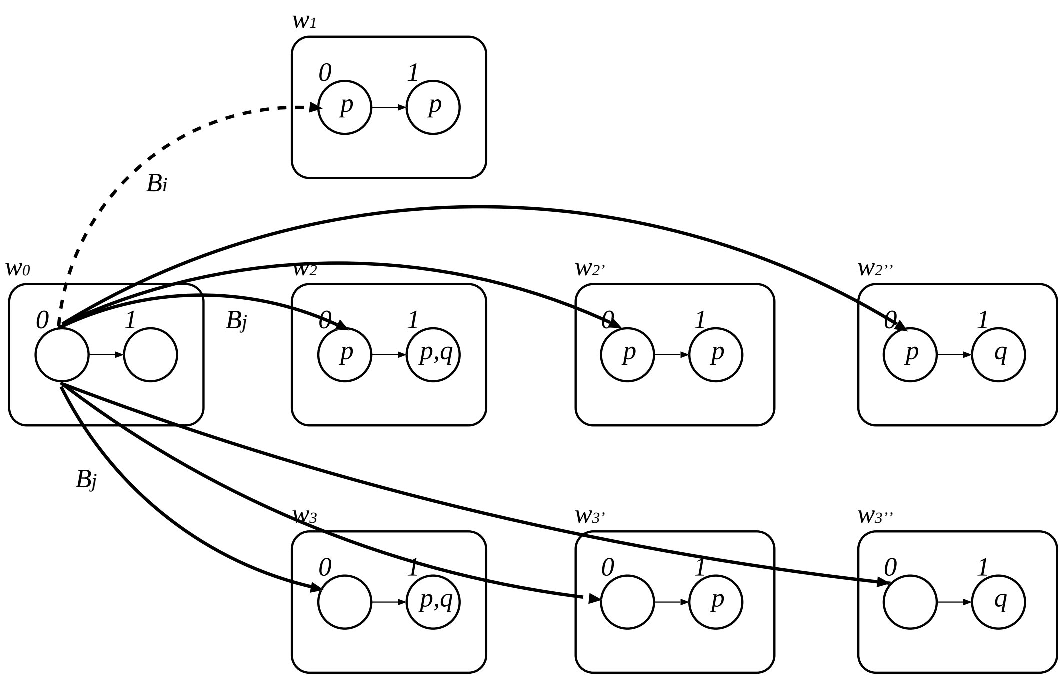


図 5.7 モデル上での選言の通知のイメージ (2) 通知後

第6章　まとめと今後の課題

本研究では，通知を伴う推論を実現するために，通信の形式化を FIPA ACL[5] の形式化に沿った形で行った．その課程における通信の形式化において通信経路という概念を導入した．このような通信を推論系において扱うための論理を CTL[2, 3] をベースとした時相認識論理として導入した．そして，通信を伴った推論を提案し，時間の流れの中でエージェントが通信を伴ってどのような信念をとりうるかを推論できる推論体系を提案した．これを計算機上に Prolog 処理系を用いて実装し，その動作を確認した．さらに，提案した推論系における証明探索手続きの停止性を示した．

以上により，論理体系および推論体系においてこれまで明示的に扱われなかった「通信」の概念を扱う体系を提案することができた．

しかしながら，今後の課題として以下のような問題が残った．

(1) 5.4 節で述べたとおり，実装したシステムでは通知できる論理式の形を限定しているので，より一般の論理式の通知を行えるようにするための通知を伴った推論のアルゴリズムが必要である．

(2) 論理体系の構文論的な定義，およびそれに対する演繹体系の導入により，より見通しの良い推論が行える体系とすること．

(3) エージェントの認識状態として信念以外も持つ体系 (例えば BDI 論理) への拡張．そのためには通信の捉え方を再度考えなければならない．

参考文献

[1] P. R. Cohen and H. J. Levesque. Rational interaction as the basis for communication. In P. R. Cohen, J. Morgan, and M. E. Pollach, editors, *Intentions in Communication*, chapter 8, pp. 221–255. MIT Press, Cambridge, 1990.

[2] A. E. Emerson and E. M. Clarke. Using branching time temporal logic to synthesize synchronization skeletons. *Science of Computer Programming*, Vol. 2, pp. 214–266, 1982.

[3] A. E. Emerson and J.Y. Halpern. Decision procedures and expressiveness in the temporal logic of branching time. In *Proceedings of the 14th Annual ACM Symposium*, pp. 169–180, 1982.

[4] E. A. Emerson and J. Srinivasan. Branching time temporal logic. In J. W. de Bakker, W. P. de Roever, and G Rozenberg, editors, *Linewar Time, Branching Time and Partial Order in Logics and Models for Concurrency*, pp. 123–172. Springer-Verlag, Berlin, 1989.

[5] FIPA Foundation for Intelligent Physical Agents. Fipa 97 part 2 version 2.0: Agent communication language specification, 1997. http://www.drogo.cselt.it/fipa.org.

[6] A. J. I. Jones. Toward a formal theory of communication and speech acts. In P. R. Cohen, J. Morgan, and M. E. Pollach, editors, *Intentions in Communication*, chapter 12, pp. 141–160. MIT Press, Cambridge, 1990.

[7] 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, No. 1, pp. 51–65, 2003.

[8] 新出尚之, 高田司郎, 櫟粛之. BDI logic の sequent calculus による演繹体系. コンピュータソフトウェア, Vol. 20, No. 1, pp. 66–83, 2003.

[9] 小野寛晰. 情報科学における論理. 日本評論社, 1994.

[10] A. S. Rao and M. P. Georgeff. Modeling rational agents within a bdi-architecture. In *Proceedings of International Conference on Principles of Knowledge Representation and Reasoning*, pp. 473–484, 1991.

[11] A. S. Rao and M. P. Georgeff. Decision procedures for BDI logics. *Journal of Logic and Computation*, Vol. 8, No. 3, pp. 293–342, 1998.

[12] J. Wielemaker. SWI-Prolog version 5.2.11, 2003. http://www.swi-prolog.org/.

[13] M. Wooldridge. Intelligent agents. In Weiss G., editor, *Multiagent Systems: A Modern Approach to Distributed Artificial Intelligence*, chapter 1, pp. 27–78. MIT Press, Cambridge, 1999.

付 録A　推論システムの Plorog 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(belief_accessible_define(i, w0, 0, w1)), % 信念到達可能関係
    assert(belief_accessible_define(i, w2, 0, w1)),
    assert(belief_accessible_define(i, w3, 0, w1)),
    assert(belief_accessible_define(j, w0, 0, w2)),
    assert(belief_accessible_define(j, w0, 0, w3)),
    assert(belief_accessible_define(j, w1, 0, w2)),
    assert(belief_accessible_define(j, w1, 0, w3)),
    assert(valuate(w1, 0, p)), % 命題への真偽値割り当て
    assert(valuate(w2, 0, p)),
    assert(cc_define(0, i, j)), % 通信経路
    assert(time_point(0)). % state
```

A.1.2 例 5.1 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

Yes
3 ?- state(T). % state の表示

T = 0 ;

T = 1 ;

No
4 ?- l(W, 1, P). % 真偽値割り当ての表示

W = w2
P = p ;
```

```
W = w1
P = p ;

W = w3
P = p ;

No
```

A.1.3　例 5.2 より *del_cc* の実行例

```
5 ?- del_cc(1, i, j). % del_cc コマンド

Yes
6 ?- cl(T, A, B). % 通信経路の表示

T = 0
A = i
B = j ;

T = 1
A = i
B = j ;

T = 0

A = j
B = i ;

T = 1
A = j
B = i ;

No
7 ?- state(T). % state の表示

T = 0 ;

T = 1 ;

T = 2 ;

No
```

A.1.4　例 5.3 より *new_cc* の実行例

```
8 ?- new_cc(2, i, j). % new_cc コマンド

Yes
```

```
9 ?- cl(T, A, B). % 通信経路の表示

T = 0
A = i
B = j ;

T = 1
A = i
B = j ;

T = 3
A = i
B = j ;

T = 0
A = j
B = i ;

T = 1
A = j
B = i ;

T = 3
A = j
B = i ;

No
```

A.2 通知を伴った推論の例

A.2.1 例 5.4 より 通知を伴った推論の例 (1)

モデルの定義

```
example2 :-
assert(belief_accessible_define(i, w0, 0, w1)), % 信念到達可能関係
assert(belief_accessible_define(i, w2, 0, w1)),
assert(belief_accessible_define(i, w3, 0, w1)),
assert(belief_accessible_define(j, w0, 0, w2)),
assert(belief_accessible_define(j, w0, 0, w3)),
assert(belief_accessible_define(j, w1, 0, w2)),
assert(belief_accessible_define(j, w1, 0, w3)),
assert(valuate(w1, 0, p)), % 命題への真偽値割り当て
assert(valuate(w1, 0, q)),
assert(valuate(w2, 0, p)),
assert(valuate(w3, 0, q)),
assert(cc_define(0, i, j)), % 通信経路
assert(time_point(0)). % state
```

実行例

```
1 ?- example2. % モデルの定義

Yes
2 ?- state(T). % state の表示

T = 0 ;

No
3 ?- r(T, N). % 時間関係の表示

T = 0
N = 0 ;

T = 0
N = 0 ;

No
4 ?- l(W, T, P). % 真偽値割り当ての表示

W = w1
T = 0
P = p ;

W = w1
T = 0
P = q ;

W = w2
T = 0
P = p ;

W = w3
T = 0
P = q ;

No
5 ?- prove_inf(w0, 0, ex(bel(j, p))). % (c) の証明
inform(w0, 0, i, j, p)

Yes
6 ?- state(T). % state の表示

T = 0 ;

T = 1 ;

No
7 ?- r(T, N). % 時間関係の表示

T = 0
N = 0 ;
```

```
T = 0
N = 1 ;

T = 0
N = 0 ;

T = 1
N = 1 ;

No
8 ?- l(W, T, P). % 真偽値割り当ての表示

W = w1
T = 0
P = p ;

W = w1
T = 0
P = q ;

W = w2
T = 0
P = p ;

W = w3
T = 0
P = q ;

W = w2
T = 1
P = p ;

W = w3
T = 1
P = q ;

W = w1
T = 1
P = p ;

W = w1
T = 1
P = q ;

W = w3
T = 1
P = p ;

No
9 ?- prove_inf(w0, 0, ex(bel(j, q))). % (d) の証明
inform(w0, 0, i, j, q)

Yes
10 ?- state(T). % state の表示
```

```
T = 0 ;

T = 1 ;

T = 2 ;

No
11 ?- r(T, N). % 時間関係の表示

T = 0
N = 0 ;

T = 0
N = 1 ;

T = 0
N = 2 ;

T = 0
N = 0 ;

T = 1
N = 1 ;

T = 2
N = 2 ;

No
orted
12 ?- l(W, T, P). % 真偽値割り当ての表示

W = w1
T = 0
P = p ;

W = w1
T = 0
P = q ;

W = w2
T = 0
P = p ;

W = w3
T = 0
P = q ;

W = w2
T = 1
P = p ;

W = w3
T = 1
P = q ;
```

```
W = w1
T = 1
P = p ;

W = w1
T = 1
P = p ;

W = w1
T = 1
P = q ;

W = w3
T = 1
P = p ;

W = w2
T = 2
P = p ;

W = w3
T = 2
P = q ;

W = w1
T = 2
P = p ;

W = w1
T = 2
P = q ;

W = w2
T = 2
P = q ;

No
```

A.2.2 例 5.5 より 通知を伴った推論の例 (2) – 伝言ゲーム

モデルの定義

```
example3 :-
assert(belief_accessible_define(i, w0, 0, w1)), % 信念到達可能関係
assert(belief_accessible_define(i, w2, 0, w1)),
assert(belief_accessible_define(i, w3, 0, w1)),
assert(belief_accessible_define(i, w4, 0, w1)),
assert(belief_accessible_define(j, w0, 0, w2)),
assert(belief_accessible_define(j, w0, 0, w3)),
assert(belief_accessible_define(j, w1, 0, w2)),
assert(belief_accessible_define(j, w1, 0, w3)),
```

```
assert(belief_accessible_define(j, w4, 0, w2)),
assert(belief_accessible_define(j, w4, 0, w3)),
assert(belief_accessible_define(k, w0, 0, w3)),
assert(belief_accessible_define(k, w0, 0, w4)),
assert(belief_accessible_define(k, w1, 0, w3)),
assert(belief_accessible_define(k, w1, 0, w4)),
assert(belief_accessible_define(k, w2, 0, w3)),
assert(belief_accessible_define(k, w2, 0, w4)),
assert(valuate(w1, 0, p)), % 命題への真偽値割り当て
assert(valuate(w3, 0, p)),
assert(cc_define(0, i, j)), % 通信経路
assert(cc_define(0, j, k)),
assert(time_point(0)). % state
```

実行例

```
1 ?- example2. % モデルの定義

Yes
2 ?- prove_inf(w0, 0, ex(bel(k, p))). % (a) の証明

No
3 ?- prove_inf(w0, 0, ex(ex(bel(k, p)))). % (b) の証明
inform(w0, 0, i, j, p)
inform(w0, 1, j, k, p)

Yes
4 ?- state(T). % state の表示

T = 0 ;

T = 1 ;

T = 2 ;

No
5 ?- r(T, N). % 時間関係の表示

T = 0
N = 1 ;

T = 1
N = 2 ;

T = 0
N = 0 ;

T = 1
N = 1 ;

T = 2
N = 2 ;
```

```
No
6 ?- l(W, T, P). % 真偽値割り当ての表示

W = w1
T = 0
P = p ;

W = w3
T = 0
P = p ;

W = w3
T = 1
P = p ;

W = w1
T = 1
P = p ;

W = w2
T = 1
P = p ;

W = w2
T = 2
P = p ;

W = w3
T = 2
P = p ;

W = w1
T = 2
P = p ;

W = w4
T = 2
P = p ;

No
```