Title	通信チャネルを組み込んだ論理体系に基づくエージェント間通信の表現
Author(s)	小林，幹門
Citation	
Issue Date	2009-03
Type	Thesis or Dissertation
Text version	author
URL	http://hdl.handle.net/10119/7997
Rights	
Description	Supervisor:東条敏，情報科学研究科，博士

博 士 論 文

通信チャネルを組み込んだ論理体系に基づくエージェント間通信の表現

指導教官　東条敏 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

小林幹門

2009 年 1 月 09 日

要 旨

合理的なエージェントとは，エージェントが自身の知識，信念，に基づき自律的に動作するシステムである．また，複数の合理的なエージェントから構成されるシステムはマルチエージェントシステムと呼ばれる．本研究の目的は，以上のような合理的なエージェントが複数存在する環境下，すなわちマルチエージェントシステムを論理学に基づき形式化し，エージェントの相互作用を推論可能な論理体系を構成することにある．

まず，本研究ではエージェント間で通信可能であるときのみ相互作用が起こり，エージェントの心的状態へ何らかの帰結が与えられるとする．また，エージェント間の通信可能性通信チャネルとして論理的に形式化する．次に，FIPA[19] で定められている通信行為のうち最も根本的な行為である *inform* をわれわれの提案する論理体系に基づき導入する．そして，*inform* の前提・帰結を与える上で必要となる信念の様相演算子を用い，最終的に以上を組み合わせた論理体系 *BUL* を提案する．

BUL では，*inform* により動的に変化するモデルを可能世界間の到達可能関係を削除することで表現する手法を採用する．また，信念演算子は公理系 **K45** とし更新後のモデルにおいてもこれを充たすことを証明し，*BUL* の健全性および完全性についても示す．

目次

第 1 章

序論

合理的なエージェントとは，エージェントが自身の知識，信念，に基づき自律的に動作するシステムである．また，複数の合理的なエージェントから構成されるシステムはマルチエージェントシステムと呼ばれる．本稿のねらいは，以上のような合理的なエージェントが複数存在する環境下，すなわちマルチエージェントシステムを論理学に基づき形式化し，エージェントの相互作用を推論可能な論理体系を構成することにある．

本稿では，エージェント間の通信可能性に着目したマルチエージェントモデルを紹介し，これに基づくエージェントの相互作用の論理的形式化の手法を紹介する．本章では，本研究における研究背景，目的および本稿の構成を述べる．

1.1 研究背景

論理学的立場から合理的なエージェントの形式化を試みた取り組みとして知識と信念の論理がある [31, 37, 26, 27]．知識と信念の論理は，エージェントの確かな知識と，不確かな知識の二種類の知識を知識と信念に分け，エージェントの知識ベースを表現した論理体系である．また，Halpern らはこの二種類の知識に加え，これらの中間に位置する Uncertainty を組み込んだ論理体系も提案している [25, 28]．この Uncertainty は命題の真偽値に確率を導入し，1 に近いほど確かな知識であり，0 に近いほど不確かな知識を表現している．以上の Halpern らの取り組みとは異なり，時間と供に変化する状態を推論可能な時相論理 (Temporal Logic) が [49] により提案

され，過去 (P)，過去ずっと (H)，未来 (F) および未来ずっと (G) の四つの様相演算子を用いて線形型の時間を表現した．さらに，時相論理を分岐型の時間を推論可能とした論理体系を提案した研究として Emerson らの分岐型時相論理 (Computational Tree Logic) がある [14, 15, 16]．分岐型時相論理は，複数の分岐する未来を推論できるため，エージェントのプラン生成などの表現に適している．この論理体系と信念，希求および意図の 3 つの様相演算子を組み合わせた有名な論理体系として，Rao らの BDI_{CTL^*}[50, 51], Wooldridge らの *LORA*[55] がある．これらに加え，エージェントの相互作用は通信行為よって行われるとした FIPA-ACL[18, 19] がある．以上の関連研究は従来から様相論理で用いられている静的なモデルを採用しており，エージェントの状態変化はすべてモデル上に記されている，要するに，すべての未来の状態がモデルを与えた時に存在するという立場のクリプキモデルである．

次に，前述した静的モデルを用いた論理体系とは異なり，エージェントの行為の実行により動的に書き換え可能なクリプキモデルを用いた様々な論理体系が提案されている．まず，その一つとして Plaza らによる [48] がある．彼らは，一体多数のエージェント間の相互作用をパブリックアナウンスメント (Public Announcement) と呼び，これを行為演算子で形式化し，パブリックアナウンスメントが実行されるとモデルが更新され，各エージェントの信念および共同信念が更新することを推論可能な論理体系を提案した．Plaza らによって提案されたモデルを採用した論理体系はこの他にも [1, 21, 2, 38, 58, 59] などがある．この内，本稿の提案論理体系が基づいた研究として Yamada による ECLII がある [59]．ECLII では，エージェント間の相互作用を命令 (Command) とし，他のエージェントへ命令することで対象のエージェントの義務が動的に書き変わることを意味論上で示すことができる．モデルの更新方法は，[2] と同様に命題変数の真偽値は変更せず可能世界間の到達可能関係の集合を書き換え，コマンドによる義務の変化を表現している．

このように，合理的なエージェントの論理的形式化を行った研究は幅広く取り組まれている．ただし，より複雑なエージェントの心的状態や相互作用を表現するには，これに伴い論理体系も複雑化し，論理体系の健全性・完全性を示すことが困難になることがある．このような論理体系の証明にはしばしば計算機上に実装したモデルチェッカーが用いられることがある．システム上で提案するエージェントモデルの妥当性を示した研究として [56, 32, 34, 4] がある．

1.2　研究目的

本研究では，エージェントの知識表現およびエージェント間通信の論理的な形式化を目指す．この二つは，とても密接な関わり合いがあり特にエージェント間通信の議論をする上でエージェントの知識表現は大変重要となる．以上のことを踏まえ本稿では以下の課題を掲げる．

(1) エージェントが行為を実行する際に，必ず何らかの前提条件があるべきであり，これらを論理的に形式化すべきである．

(2) エージェント間における相互作用時に前提として考慮しなければならないのはエージェントの知識/信念だけではなく，相互作用する相手とのコネクションが考慮されるべきである．

(3) エージェントによる伝達行為の実行が成功した場合に，これがモデル上に反映されなけれならない．

(4) 提案する論理体系の妥当性について明らかにしなければらない．

(1) は現実にわれわれのコミュニケーションを考えてみても解る通り，いつでもどこでも他者とコミュニケーションがとれる訳ではなく，必ず他者との間にコミュニケーションするための前提が存在するとわれわれは考える．例えば，一番シンプルなものとして電話によるコミュニケーションを考えてみていただきたい．まず，他者へ電話をかけるときの大前提として電話回線が繋がっている電話を所持していること．次に重要なのが電話をかける相手の電話番号である．このように，電話を使ったコミュニケーションを考えただけでも最低二つの前提条件が存在する．ただし，実際にはもっと多くの条件 (e.g. お互いが理解可能な言語を話せることなど) が存在するがこういった点まで考慮することは困難である．したがって，本研究においてもエージェント間通信をどこまで簡単化するべきかを考える必要がある．

(2) は (1) に関連する課題である．先に述べた例でいうところの電話回線や電話番号がこの課題に該当する．無論，ネットワークシステムや API など用いたウェブアプリケーションにおいて通信先のサーバの IP アドレスを把握するのは当然のことである．エージェント間通信を論理的に形式化する上でも通信先のエージェントを考慮することは大変重要であるといえる．ただし，本研究で議論する通信相手のコネクションはコネクションとして考えられる様々なものを包含したものとする．

(3) については，前章で紹介した静的なモデルでは動的に変化するエージェントの状態を表現するには不十分であるというわれわれの立場から課題として掲げた．静的なモデルではすべての変化を網羅したモデルを与えることとなる．だが，これは困難である．したがって，(3) の課題で述べたように本研究でいうエージェントの状態変化は相互作用時に生じるとし，この状態変化を動的に反映できるモデルを用いる必要がある．

(4) は論理学的立場から物事を議論する上で，自らが定めた公理および規則が妥当であるかどうかの検証が一番重要なことであるといえる．したがって，後に詳細を述べるが本稿で提案する論理体系の健全性および完全性を示すことを最重要の課題する．

以上の課題の達成を本稿の目的として，次章より具体的な内容について述べていく．

1.3　本稿の構成

本稿では，まず第 2 章において関連研究を紹介する．ここで紹介する関連研究は，本研究で提案する論理体系に深く関わるものである．第 3 章では，通信チャネルの形式化を行う．ここでは，通信チャネルを様相論理に基づくわれわれの論理体系へ組み込む上でどの形式化方法が最適かを議論し，これに基づき形式化する．第 4 章および第 5 章で述べる $B_{CTL/c}$ と B_c^{inf} は論理的に多くの課題を抱えるが，第 6 章の BUL を議論する上で重要な部分である．この章を通して，われわれがどのようなことを試み，新たな課題を抱え第 6 章で提案する論理体系へ至ったのかを示すための章と認識していただきたい．第 6 章では，第 4 章および第 5 章で明

らかとなった課題点を解消し，これに伴い新たに生じた課題を考慮しわれわれが形式化するエージェント間の行為の要件について詳細に述べた後に論理体系 *BUL* を紹介する．最後に，本稿のまとめと今後の課題について述べる．

第 2 章

合理的なエージェントの形式化に関連した研究

本章ではわれわれの研究に深く関わる関連研究について紹介する．

2.1 様相論理

本章では，簡単に様相論理の構文論と意味論を [62] を参考に解説し，一階述語論理と比較および我々が様相論理を提案論理体系の基盤とする理由について議論する．

古典論理を用いれば様々な事柄を形式的に示すことができる．しかし，古典論理では示すことができない文の構造がある．例えば，以下の文章を考えてみる．

(i) 明日は晴れになる可能性がある．

(ii) JAIST は石川にある．

(i) は明日は確実に晴れるとは言い切れないが，晴れることもあるだろうという曖昧な意味が含まれている．(ii) については，JAIST が石川から別の都道府県または国外に移転しない限り必然的な事実を示している．以上の (i) と (ii) の例のような「可能性がある」,「必然である」といったに種類を含む文章の論理的な形式化を可能とするのが様相論理 (Modal Logic) である．

2.1.1 構文論

本章のはじめに述べた「可能性がある」と「必然である」の二つの様相を様相演算子 $\Box$（必然である），$\Diamond$（可能性がある）とする．以下が様相論理における論理式である．

定義 1 (論理式) 命題変数の集合 $\mathcal{A}t$，命題論理における論理式の集合 $\mathcal{P}$ のとき，様相論理の言語の文は以下のように定義される．

$$\varphi ::= \ p \mid \top \mid \neg\varphi \mid \varphi \wedge \psi \mid \Box\varphi$$

ここで，$\neg\Box\neg\varphi$ を $\Diamond\varphi$ と省略する．$p \in \mathcal{A}t$，$\Box\varphi$ と $\Diamond\varphi$ は「φ は必然的に真である」および「φ は真になる可能性がある」とそれぞれ直感的な解釈が与えられる．

次に，様相演算子を含む論理式についても古典論理と同様に公理系を定める必要がある．以下が様相論理にて用いられる公理系である．

定義 2 (公理系)

(P) 命題論理の公理.

(K) $\Box(\varphi \to \psi) \to (\Box\varphi \to \Box\psi)$

(T) $\Box\varphi \to \varphi$

(D) $\Box\varphi \to \neg\Diamond\neg\varphi$

(4) $\Box\varphi \to \Box\Box\varphi$

(5) $\Diamond\varphi \to \Box\Diamond\varphi$

上記の公理系を採用する組み合わせにより様々なシステムを構成することができる．また，特定の公理系を組み合わせたシステムは別の組み合わせをしたシステムと同値であることが [37] によって示されている (図 2.1)．これに加え，いくつかの公理系を採用したシステムは以下のような名前が付けられている．

(KT) 公理系 KT を採用した論理は T.

(KT4) 公理系 KT4 を採用した論理は S4.

(KD45) 公理系 KD45 を採用した論理は Weak-S5.

(KT5) 公理系 KT5 を採用した論理は S5.

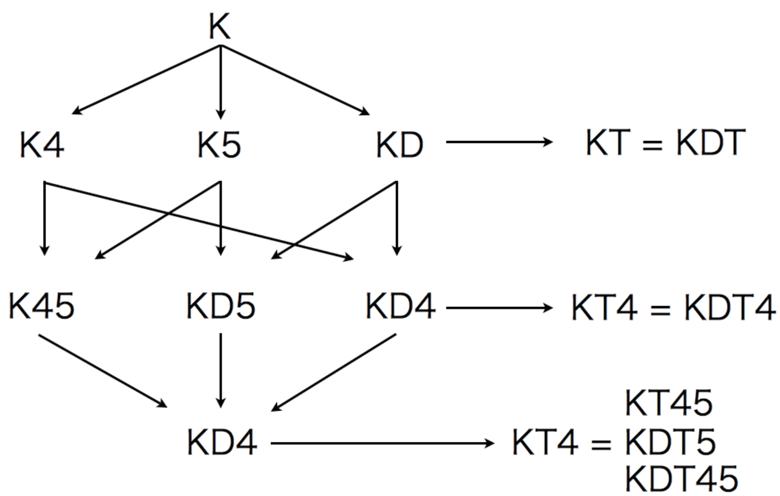

図 2.1: 公理 T,D,4 および 5 に基づくシステム

2.1.2 意味論

本節では，Kripke による様相論理の意味論を紹介する [39]．前節にて「必然」,「可能性」の二つの様相演算子について紹介したが，ここでは様相論理における論理式へ意味論を与える．ここで、用いられるのが可能世界 (Possible World) という考え方である．この考え方は，可能性のある事柄はすべてそれぞれ一つの世界であるというシンプルなものである．たとえば，図 2.2 のようにある世界 v, w, x, y が存在したとする．世界 w, x において φ が成り立ち，世界 w において ψ も成り立っているとする．この時，我々が世界 v にいるとしよう．では，この状況で $\Box$ や $\Diamond$ はどのように表現できるだろうか．まず，φ は w で成り立っている．したがって，v を視点として考えると必ず φ が成り立っていることとなる．すなわち，φ が「必然的に成り立つ」ことになり $\Box\varphi$ が v にて成り立つといえる．これに対し，w を視点としてすべての他の可能世界では φ は成り立たない．要するに，φ はある一方の世界で成り立っていることから「φ は成り立つ可能性がある」と言い換えられる．したがって，$\Diamond\varphi$ が w で成り立つ．これらに加え，w から x, y が見えることを到達可能 (Accessibility) といい，このような世界間の関係を到達可能関係 (Accessible Relation) と呼ぶ．さらに，φ が各可能世界において成り立つことを割り当てる真

偽値割り当て (Valuation Function) がある．ただし，真偽値割り当ては命題変数に対するものである．

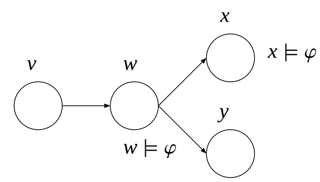

図 2.2: クリプキ・モデルの例

以上の可能世界，到達可能関係および命題変数に対する真偽値割り当てから成るモデルはクリプキモデルと呼ばれる．以下が様相論理におけるクリプキモデルである．

定義 3 (クリプキモデル) $\mathcal{M}$ はクリプキモデル，$\mathcal{W}$ は可能世界の集合，$\mathcal{R}$ は各可能世界間の到達可能関係の集合 ($\mathcal{R} \subseteq \mathcal{W} \times \mathcal{W}$)，$\mathcal{V}$ は各可能世界への真偽値割り当て ($\mathcal{V}(p) : W \rightarrow \{t, f\}$ *where* $p \in \mathcal{A}t$)．このとき，様相論理におけるクリプキモデルは以下のように与えられる．

$$\mathcal{M} = \langle \mathcal{W}, \mathcal{R}, \mathcal{V} \rangle$$

次に，このクリプキモデルと前節で定めた論理式の関係を $\models$ とし，意味論は以下のように定義される．

定義 4 (可能世界意味論) $w \in \mathcal{W}$，$p \in \mathcal{A}t$，φ および ψ は様相論理における論理式の略記の記号をそれぞれ以下で用いる．

(i) $(\mathcal{M}, w) \models p \Leftrightarrow w \in \mathcal{V}(p)$

(ii) $(\mathcal{M}, w) \models \top$

(iii) $(\mathcal{M}, w) \models \neg\varphi \Leftrightarrow (\mathcal{M}, w) \not\models \varphi$

(iv) $(\mathcal{M}, w) \models \varphi \wedge \psi \Leftrightarrow (\mathcal{M}, w) \models \varphi$ かつ $(\mathcal{M}, w) \models \psi$

(v) $(\mathcal{M}, w) \models \Box\varphi \Leftrightarrow \forall x \ s.t. \ (w, x) \in \mathcal{R}, (\mathcal{M}, w) \models \varphi$

(vi) $(\mathcal{M}, w) \models \Diamond\varphi \Leftrightarrow \exists x \ s.t. \ (w, x) \in \mathcal{R}, (\mathcal{M}, w) \models \varphi$

次に，前節の定義 2 で定めた公理系の性質をクリプキモデル上へ反映させる必要がある．各公理が充たす性質を以下に示す．

(T) 反射的：$\forall w \in \mathcal{W}, (w, w) \in \mathcal{R}$

(D) 継続的：$\forall w \in \mathcal{W}, \exists w' \in \mathcal{W}, (w, w') \in \mathcal{R}$

(4) 推移的：$\forall w, w', w'' \in \mathcal{W}, (w, w') \in \mathcal{R} \wedge (w', w'') \in \mathcal{R} \rightarrow (w, w') \in \mathcal{R}$

(5) ユークリッド的：$\forall w, w', w'' \in \mathcal{W}, (w, w') \in \mathcal{R} \wedge (w, w'') \in \mathcal{R} \rightarrow (w', w'') \in \mathcal{R}$

2.1.3 様相論理 vs. 一階述語論理

本稿で提案する論理体系は，様相論理を拡張した論理体系である．しかし，情報科学において広く用いられているのは一階述語論理である．なぜ様相論理を用いるに至ったのかを Wooldridge 著「Reasoning About Rational Agents」(pp.181–185)[55],「An Introduction to Multi Agent Systems」(pp.268–271)[57] から一部例題を引用し，我々が様相論理ベースの論理体系を用いるにいたったのかを議論する．以下では，エージェントの心的状態である信念を論理的に形式化することを前提として本節ではわれわれの主張を述べる．

まず，以下の文章 ([57], 2005, pp.268) を形式化することを考える．

$$Janine\ believes\ Cronos\ is\ the\ father\ of\ Zeus.$$

上記の文章を一階述語論理に基づき形式化すると以下のような論理式で示すことができる．

$$Bel(Janine, Father(Zeus, Cronos)).$$

しかしながら，上記の述語 Bel の項は定数 $Janine$ と述語 $Father$ である．しかし，一階述語論理において，述語が項として複数の定数項または変数項をとることはできるが，述語を項としてとることはできない．したがって，上記の論理式は一階述語論理の構文論に従っていない．また意味論上でも問題がある．例えば，定数 $Zeus$ と $Jupiter$ が,

$$(Zeus = Jupiter)$$

だったとする．以上から一階述語論理の規則に従い以下のような論理式を導くことができる．

$$Bel(Janine, Father(Jupiter, Cronos))$$

しかし，直感的に上記の論理式は受け入れることができない．なぜならば，Zeus の父親が Cronos であることと Jupiter の父親が Cronos であることは同じことを示していないからである．要するに，エージェントの知識表現を主とするとたしかに述語論理に理があるが，上記の例のように直感的な解釈を与えた場合に論理式上では不透明な関係は述語論理でもうまく表現ができない．さらにわれわれはエージェントの知識ベースの論理的形式化を目的としているのではなく，相互作用により変化する信念の形式化を目指す点で以上のような議論はなるべく避けたい．

これに対し，様相論理では Janine believes p というように信念の対象はあくまで命題とする．すなわち，p が実際に何を意味しているのかではなく真か偽かの真偽値のレベルでの評価を行う．そのため，前述した述語論理の問題について議論をする必要がない．また，本研究において我々が注目する点はエージェント間の相互作用により変化するエージェントの信念を形式化することにあり，知識ベースの構造についてはスコープ外とする点からも様相論理の方が述語論理と比べ，本研究のコンセプトに合っているといえる．

以上の議論から我々は様相論理ベースの論理体系を採用するに至った．また，前章で紹介した可能世界意味論についても各エージェントの知識ベースがシンプルに分別できるということも様相論理の利点であるといえる．

2.2 線形時間型の時相論理（**Linear Temporal Logic**）

前節で述べた様相論理における演算子 $\Box, \Diamond$ は「必然的に」,「可能性がある」などと解釈が与えられていた．これらは別の解釈として「いつも」と「未来で」のように違った解釈を与えられる．すなわち様相演算子 $\Box$ 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．以上のように様相演算子へ時間の概念を関連づけることにより表現したのが線形時間型の時相論理 (LTL)[49] である．LTL では，以下のような例について論理的な形式化が可能である．

(1) 明日の天気は晴れである．

(2) 明日，大学を卒業する．

(3) 昨日の天気は雨だった．

(4) ５年前から石川に住んでいる．

まず，上記の例文の違いについて簡単に述べる．(1) は明日の天気は晴れるけれども明日以降の天気は晴れとは限らないといえる．要するに，(1) の例文の晴れるという命題は「ある未来で成り立つ」といえる．次に，(2) については明日に大学を卒業するという事柄はこの先の未来で継続的に成り立つことがいえる．したがって,「このさきの未来でずっと成り立つ」こととなる．(3) と (4) についてはそれぞれ (1) と (2) の解釈の仕方を過去として置き換えた例となる．

以上の例から未来・過去を示す様相演算子に加えある未来 (または過去) とこのさきの未来 (または過去) でずっといった様相論理で言うところの $\Box$ と $\Diamond$ の計４種類の様相演算子を LTL で用いている．

2.2.1 構文論

線形時間型の時相論理では様相演算子として未来を示す演算子 F，G と過去を示す演算子 P，H を用いる．

定義 **5** (論理式)

$$\varphi \ ::= \ p \mid \neg\varphi \mid \varphi \wedge \psi \mid G\varphi \mid H\varphi$$

様相演算子 F, P はそれぞれ $\neg G \neg\varphi$ と $\neg H \neg\varphi$ の略記として用いられる．さらに，各論理式は以下のように直観的解釈が与えられる．

- $F\varphi$: ある未来で φ が成り立つ
- $G\varphi$: このさきの未来でずっと φ が成り立つ
- $P\varphi$: ある過去で φ が成り立っていた
- $H\varphi$: 過去にずっと φ が成り立っていた

様相演算子 G と H は以下の公理系を充たす．

定義 **6** (公理系)

$$
\begin{array}{ll}
\textbf{(P)} & \text{命題論理の公理.} \\
\textbf{(LT1)} & G\varphi \to GG\varphi \\
\textbf{(LT2)} & H\varphi \to HH\varphi \\
\textbf{(LT3)} & \varphi \to GP\varphi \\
\textbf{(LT4)} & \varphi \to HF\varphi \\
\textbf{(LT5)} & G\varphi \leftrightarrow \neg F \neg\varphi \\
\textbf{(LT6)} & H\varphi \leftrightarrow \neg P \neg\varphi
\end{array}
$$

ただし，LTL では対称性の性質は充たさない．この理由として，直感的に考えても解るように時間軸は常に過去から未来へ向かっていることを保持するためである．

2.2.2 意味論

LTL におけるクリプキモデルは前節の様相論理のモデルとは異なり，可能世界の代わりに状態を用いる．また，各状態は非対称的に線形に到達可能関係 $\prec$ により関係づけられることとなる．以下がクリプキモデルである．

$$\mathcal{M} = \langle \mathcal{T}, \prec, \mathcal{V} \rangle$$

$\mathcal{T}$ は状態の集合 ($t \in \mathcal{T}$)，$\prec$ は状態間の二項関係 ($\prec \subseteq \mathcal{T} \times \mathcal{T}$) および $\mathcal{V}$ は各状態への命題変数に対する真偽値割り当てである ($\mathcal{V}(p) : \mathcal{T} \to \{t, f\}$ *where* $p \in \mathcal{A}t$).

定義 **7** (意味論) $t \in \mathcal{T}$，φ および ψ は LTL における論理式の略記をそれぞれ以下で用いる．ただし，命題変数と命題論理に関する意味論については省略する．

$$(i)\ (\mathcal{M}, t) \models F\varphi \iff \exists t'\ s.t.\ t \prec t', (\mathcal{M}, t') \models \varphi$$
$$(ii)\ (\mathcal{M}, t) \models P\varphi \iff \exists t'\ s.t.\ t' \prec t, (\mathcal{M}, t') \models \varphi$$

ここで，$t \prec t'$ は t' が t よりも未来の状態を示している．

本節では，論理体系の詳細な説明は省くが LTL はモデルの検証をはじめとして様々な研究分野で採用されている．時間の概念を論理的に形式化することは，物事を検証する上で重要な役割を担っている．われわれが提案する論理体系では，LTL を直接扱うことはないが，時間の概念の論理的な形式化は大変興味深い．

2.3 分岐時間型の時相論理 (Computational Tree Logic)

前節で概説した線形時間型の時相論理では「このさきの未来で φ がずっと成り立つ」,「ある未来で φ 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推論できなかった．このような未来の分岐した状態を推論可能にした論理体系が Emerson[15, 16] によって考案された CTL（Computational Tree Logic）である．以下は CTL 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 が成り立つ
- $E\varphi$: ある次の状態へのパスで φ が成り立つ
- $X\varphi$: 次の未来の状態で φ が成り立つ
- $F\varphi$: 現在よりも未来状態のどこかで φ が成り立つ
- $G\varphi$: 現在よりも未来状態でずっと φ が成り立つ
- $(\varphi U \psi)$: ψ が成り立つまで φ が成り立つ

A・E はパス演算子（path operator）と呼ばれ，時相演算子（temporal operator）である X・F・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「分岐したパスで遷移可能なすべての次の未来で φ が成り立つ」と解釈され，$EX\varphi$ は「分岐したパスで遷移可能なある次の未来で φ が成り立つとなる．

定義 8 (論理式)$\mathcal{A}t$ は命題変数の集合，$Prop$ は命題論理の論理式の集合である．このとき，論理体系 CTL の言語 $\mathcal{L}_{CTL}$ は以下のように与えられる．

$$\varphi ::= p \mid \neg\varphi \mid \varphi \wedge \psi \mid AX\varphi \mid AF\varphi \mid AG\varphi$$

次に命題論理の論理式および分岐時間を示す様相演算子により構成される論理式は以下の関係を充たす．

$$\begin{array}{ll}
\varphi \wedge \psi \equiv \neg(\neg\varphi \vee \neg\psi) & \varphi \rightarrow \psi \equiv \neg\varphi \vee \psi, \\
\varphi \leftrightarrow \psi \equiv (\varphi \rightarrow \psi) \wedge (\psi \rightarrow \varphi) & EX\varphi \equiv \neg AX\neg\varphi, \\
EF\varphi \equiv \neg AF\neg\varphi & EG\varphi \equiv \neg AF\neg\varphi
\end{array}$$

2.3.1 意味論

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 におけるもでるは可能世界の集合 W を含まず，状態の集合 St を用い，$\langle \mathcal{S}t, \mathcal{R}, \mathcal{V} \rangle$ をモデルとしている．これらはそれぞれ，

- $\mathcal{S}t$: 時点 $t \in \mathcal{S}t$
- $\mathcal{R}$: 継続的な二項関係 $\mathcal{R} \subseteq \mathcal{S}t \times \mathcal{S}t$
- V : 各状態 $t \in \mathcal{S}t$ に対する命題の真偽割り当 $(\mathcal{V}(p) : \mathcal{S}t \rightarrow \{t, f\}\ where\ p \in \mathcal{A}t)$

である．

- $(\mathcal{M}, t) \models \varphi \ \Leftrightarrow t \in \mathcal{V}(p)$
- $(\mathcal{M}, t) \models \varphi \wedge \psi \ \Leftrightarrow (\mathcal{M}, t) \models \varphi$，かつ $(\mathcal{M}, t) \models \varphi$
- $(\mathcal{M}, t) \models EX\varphi \ \Leftrightarrow \exists t'\ s.t.\ (t, t') \in \mathcal{R}, (\mathcal{M}, t') \models \varphi$
- $(\mathcal{M}, t) \models E(\varphi U \psi) \ \Leftrightarrow$ 状態が $(t_0, t_1, \ldots)$ となるときに $(\mathcal{M}, t_i) \models \psi$ であり，$0 \leq j \leq i$ であるような任意の j について $(\mathcal{M}, t_j) \models \varphi$

例 **1** 分岐時間を扱う時相演算子の例
今，以下の状態（2.3）が成り立つとする．

- $\mathcal{W} = \{w'\}$
- $\mathcal{S}t'_w = \{t_0, t_1, t_2, t_3, t_4, t_5, t_6, t_7\}$
- $\mathcal{V} = (t_0, \delta), (t_1, \varphi, \psi, \delta), (t_2, \varphi), (t_3, \lambda, \delta), (t_4, \delta), (t_5, \lambda), (t_6, \lambda), (t_7, \lambda)$

このとき成り立つ論理式の例として，

- $(\mathcal{M}, t_0) \models \varphi$
- $(\mathcal{M}, t_0) \models EX\psi$

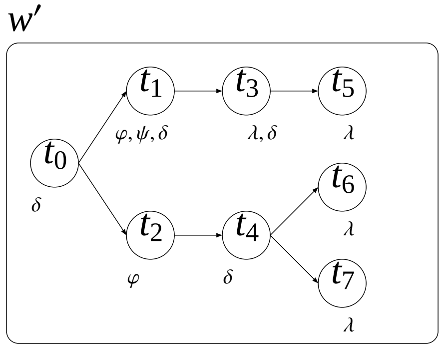

図 2.3: 時相演算子の例

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

本節では，CTL について簡単に述べたが分岐型の時間でかつ未来の状態を推論可能なこの論理体系は，合理的なエージェントの表現に重要な役割を担ったといえる．LTL とは異なり，過去の状態を推論する演算子を持たない．しかし，未来の状態を推論する能力が大変高く，後に紹介する BDI_{CTL*} ではこの性質をうまく活かした論理体系である．

2.4　信念の論理（Doxastic Logic）

信念の論理 (doxastic logic) は，エージェントの信じている事柄が表現可能でありしばしば知識の論理 (epistemic logic) と比較される．信念は不確かな知識を表すのに対し知識は確かな知識を表す．本節では，本研究の提案論理体系にも導入している信念の論理について紹介する．知識の論理に関する詳細な説明は [26] を参照していただきたい．

信念を示す様相演算は B_i と表記する．このとき，i はエージェントを表しており $B_i\varphi$ は以下のように解釈される．

- $B_i\,\varphi$: エージェント i が φ だと信念にもっている

次に信念の論理を BL と略記し BL の論理式を以下に定義する．

定義 9 （論理式）$p \in \mathcal{A}t$ は命題変数の集合，*Prop* は命題論理の論理式の集合，$i \in \mathcal{A}g$ はエージェントの集合である．このとき，$\varphi \in Prop$ に対して *BL* の言語 $\mathcal{L}_{BL}$ における文は以下のように与えられる．

$$\varphi \ ::= \ \top \mid p \mid \neg\varphi \mid \varphi \wedge \psi \mid B_i\varphi$$

定義 10 (公理系)

(PLA) 命題論理の公理

(BK) $B_i(\varphi \to \psi) \to (B_i\varphi \to B_i\psi)$

(BD) $B_i\varphi \to \neg B_i\neg\varphi$

(B4) $B_i\varphi \to B_iB_i\varphi$

(B5) $\neg B_i\varphi \to B_i\neg B_i\varphi$

公理系 **KD45** は以下の性質を充たす．**(BD)** は信念の無矛盾性（継続的），**(B4)** は肯定的内省（推移的），**(B5)** は否定的内省（ユークリッド的）である．

このような信念の論理 *DL* の意味論についても前節までの論理体系と同様に可能世界意味論を用いる．以下は *DL* におけるモデル $\mathcal{M}$ である．

$\mathcal{M} = \langle \mathcal{W}, \mathcal{B}_i, \mathcal{V} \rangle$

- 可能世界の集合 $\mathcal{W}$
- 到達可能関係 $\mathcal{B}_i : \mathcal{B}_i \subseteq \mathcal{W} \times \mathcal{W}$
- 各可能世界の命題への真偽割り当て $\mathcal{V}(p) : \mathcal{W} \to \{t, f\}$ *where* $p \in \mathcal{A}t$

このとき二項関係 $\models$ は以下のように定義される．

- $(\mathcal{M}, w) \models \varphi \ \Leftrightarrow \ w \in \mathcal{V}(p)$
- $(\mathcal{M}, w) \models \varphi \wedge \psi \ \Leftrightarrow \ (\mathcal{M}, w) \models \varphi$，かつ $(\mathcal{M}, w) \models \psi$
- $(\mathcal{M}, w) \models \neg\varphi \ \Leftrightarrow \ (\mathcal{M}, w) \not\models \varphi$
- $(\mathcal{M}, w) \models B_i\varphi \ \Leftrightarrow \ \forall w' \ s.t. \ (w, w') \in \mathcal{B}_i, (\mathcal{M}, w) \models \varphi$

2.5 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 BDI_{CTL*} を提案した [50, 51]．時間とともに変化するエージェントの心的状態が推論可能である．前節の信念の様相演算子に加え D(願望)，I(意図) の様相演算子を [5] に基づいて論理体系へ加えた．次にエージェントの心的状態を示す様相演算子から構成される論理式は以下のように直観的な解釈が与えられる．

- $B_i\varphi(B : Belief,\ i : i \in Agent)$

  エージェント i は φ を信じている．

- $D_i\varphi(D : Desire,\ i : i \in Agent)$

  エージェント i は φ を達成したいと思っている (ゴール).

- $I_i\varphi(I : Intention,\ i : i \in Agent)$

  エージェント i は D_i の中から達成可能な φ を信念に基づき選出し，これが成り立つ状態へ遷移可能なイベントにより φ を信じることを意図する．

D と I の違いは，D はエージェントの願望であり，I は実際に達成するために何らかの行為を起すことを示す．

BDI_{CTL*} のクリプキ・モデルは以下から構成される．

$$\mathcal{M} = \langle \mathcal{W}, \mathcal{S}_w, \mathcal{B}_i, \mathcal{D}_i, \mathcal{I}_i, \mathcal{V} \rangle$$

- 可能世界の集合 $\mathcal{W}$
- 各可能世界の状態の集合 $\mathcal{S}_w$
- 各可能世界の状態間の関係 $\mathcal{R}_w \subseteq \mathcal{S}_w \times \mathcal{S}_w$
- 命題の集合 $\mathcal{A}t$ の要素 p に対する各可能世界の各状態への真偽割り当て $\mathcal{V}(p) : \mathcal{W} \times \S_w \rightarrow \{t, f\}\ where\ p \in \mathcal{A}t$
- 各可能世界間の到達可能関係 $\mathcal{B}_i$，$\mathcal{D}_i$，$\mathcal{I}_i$ (e.g. $\mathcal{B}_i \subseteq \mathcal{W} \times \mathcal{S}_w \times \mathcal{W}$)

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　意味論

BDI_{CTL*} における意味論では，$state\ formula$ と $path\ formula$ の二種類の $\mathcal{M}$ の要素と論理式の二項関係を用いる．$state\ formula$ は，BDI_{CTL*} における CTL 以外の論理式を示し，$\mathcal{M}$ の要素と $state\ formula$ の間の二項関係 $\models_s$ を以下で用いる．次に，$path\ formula$ は状態間の関係 (p)[1] を通して成り立つ CTL の論理式 (ただし，$state\ formula$ を含む) を示し，$\mathcal{M}$ の要素と $path\ formula$ の間の二項関係 $\models_p$ を以下で用いる．

- $(\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, t) \models_s true$ where $\varphi \in \mathcal{A}t$
- $(\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, t) \models_s \neg\varphi \ \Leftrightarrow\ (\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, t) \not\models_s \varphi$
- $(\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, t) \models_s \varphi \wedge \psi \ \Leftrightarrow\ (\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, t) \models_s \varphi$ かつ $(\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, p) \models_s \psi$
- $(\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, t) \models_s (Bel\ i, \varphi) \ \Leftrightarrow\ \forall w'\ s.t.\ (w, t, w') \in \mathcal{B}_i, (\mathcal{M}, \mathcal{V}, w', t) \models \varphi$
- $(\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, t) \models_s (Des\ i, \varphi) \ \Leftrightarrow\ \forall w'\ s.t.\ (w, t, w') \in \mathcal{D}_i, (\mathcal{M}, \mathcal{V}, w', t) \models \varphi$
- $(\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, t) \models_s (Int\ i, \varphi) \ \Leftrightarrow\ \forall w'\ s.t.(w, t, w') \in \mathcal{I}_i, (\mathcal{M}, \mathcal{V}, w', t) \models \varphi$
- $(\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, t) \models_s A\varphi \ \Leftrightarrow\ \forall p \in pahts(w),\ \ p(0) = t$ ならば $(\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, p) \models_p \varphi$
- $(\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, p) \models_p \varphi \ \Leftrightarrow\ (\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, p(0)) \models_s \varphi$
- $(\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, p) \models_p \neg\varphi \ \Leftrightarrow\ (\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, p) \models_p \varphi$
- $(\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, p) \models_p \varphi \vee \psi \ \Leftrightarrow\ (\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, p) \models_p \varphi,$ または $(\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, p) \models_p \psi$
- $(\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, p) \models_p \varphi\mathcal{U}\psi \ \Leftrightarrow\ $ もし $\exists u \in IN$ ならば $(\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, p^{(u)}) \models \psi,$ またはもし $\forall v \in IN, 0 \leq v \leq u$ ならば $(\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, p^{(v)}) \models_p \varphi$
- $(\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, p) \models_p \bigcirc\varphi \ \Leftrightarrow\ (\mathcal{M}, \mathcal{V}, w, p^{(1)}) \models_p \varphi$

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 (図 5.1).

[1] p は状態間の関係を示しており，各状態間の関係にも状態と同じように $p^{(n)}$ と表記し区別する．

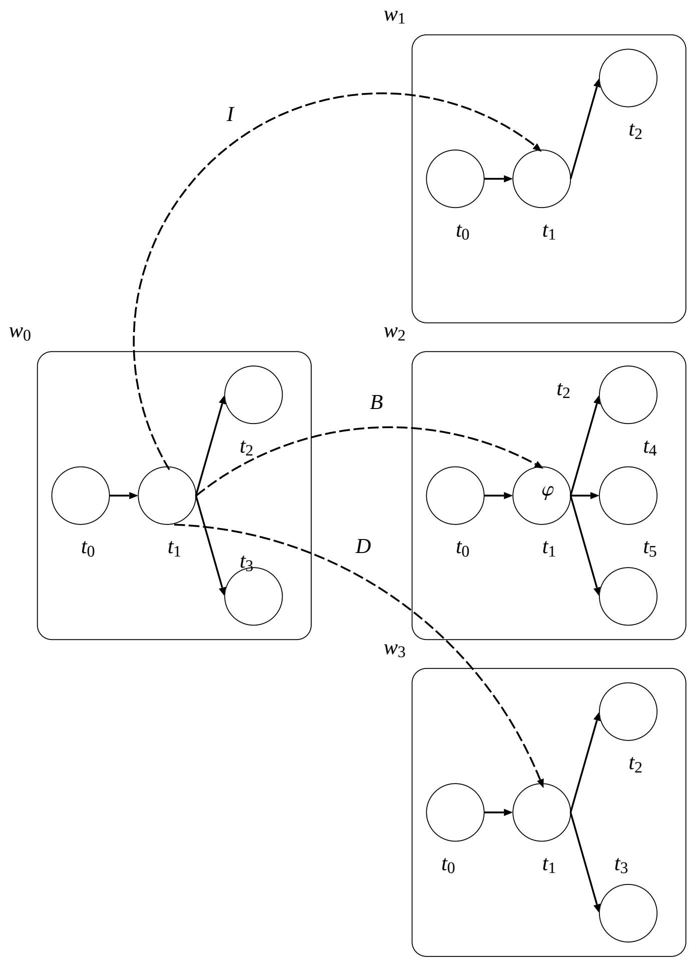

図 2.4: BDI^{K}_{CTL} の例

2.6　エージェント間通信

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，FIPA(Foundations of Intelligent Physical Agents) や Cohen らはこのようなエージェント行為の形式化を行っている [18, 19, 7, 8, 9, 17, 10, 40, 41, 53, 52, 33, 43]．また、Wooldridge も *LORA*[55] において Cohen による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．それぞれ形式は異なっているが，根本的な考え方

として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りない．

まず，FIPA による行為 *inform* は以下のように定義されている．

定義 11 FIPA による *inform*

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

$FP : B_i\varphi \wedge \neg B_i(Bif_j\varphi \vee Uif_j\varphi)$

$RE : B_j\varphi$

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，FP は前提，RE は帰結を示している．$Bif_j\varphi$ 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）'，$Uif_j\varphi$ は '$U_j\varphi \vee U_j\neg\varphi$'（$j$ は $\neg\varphi$ よりは φ らしいと思っているか，または φ より $\neg\varphi$ らしいと思っている) のそれぞれ略記である．また，FP 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おり，なおかつ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場合と定められている．前提を充たすと行為が実行され帰結としてエージェント j へ φ が通知される．

次に Cohen らによる *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 12 *attempt* $(attempt\ x, e, \theta, \eta, t)$

$(t?; [BEL\ x, \neg\theta) \wedge$

$(GOAL\ x, (HAPPENS\ e; \Diamond\theta?)) \wedge$

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

まず，述語 *attempt* の x は送信側のエージェント，e は行為を実行するイベントを示している．t は行為を実行した時の時点，θ と η は e により達成したい願望とこれを達成するために意図している事柄を示している．そして，*attempt* を実行するには時間 t において $\neg\theta$ を x は信念として持っており，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 **13** Cohen による *inform*

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

where

$\theta = (BMBy, x, p)$

and

$\eta = (BMBy, x,$

$\quad (BEFORE\ e, [GOAL\ x, (AFTER\ e, (BEL\ y,$

$\quad [BEFORE\ e, (BEL\ x, p)]))\ \ ]))$

今，時間 t において $\neg(BMB\,y, x, p)$（y は x が p を信じていることを信じていない）であり，あるイベント e を実行する以前から x は p を信じている．さらに x は *inform* の実行後に $(BMB\,y, x, p)$ 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* を実行する以前から 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，自身がある事柄を信念として持っているということを相手へ伝達する行為と定義している．また，この定義においては動的論理での行為結合子 (Constructor)“;”,“?” 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変更し，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．

定義 **14** Wooldridge による *attempt* $((attempt\ i, \alpha, \theta, \eta)$

$\quad (Bel\ i, \neg\theta) \wedge$

$\quad (Agt\ \alpha, i) \wedge$

$(Des\ i(Achvs\ \alpha, \theta)) \wedge$

$(Int\ i(Achvs\ \alpha, \eta)))?; \alpha$

定義 14 では Cohen と同様に i は送信者であり，α は行為を示し，$(Achcs\ \alpha, \theta)$ は α を実行することにより，θ を達成することを示している．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前提である．以下は *inform* の定義である．

定義 **15** *inform* $(INFORM\ i, g, \alpha, p) \equiv (attempt\ i, \alpha, \psi, \mathcal{X})$
where
$\psi = (MBel\ g, p)$
and
$\chi = (MBel\ g, (Int\ i(MBel\ g, p)))$

定義 15 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．

FIPA の通信行為の形式は，次章以降で説明するがわれわれの形式化する *inf* のベースとなる．Cohen らと Wooldridge らによるエージェントの通信行為は，願望や意図は行為の一部であるという立場のため FIPA と比べると行為の形式が複雑になっている．

2.7 エージェントの信念の更新

Dragoni は前節の通信行為から更新されるエージェント信念について議論している [12]．エージェント信念の修正 (Belief Revision) については [20] などの手法があるが，これらの手法はエージェントの行為については考慮していない．したがって，Dragoni は行為が実行された結果として得られる帰結に基づきエージェントの信念の更新方法を提案したのである．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．まず，矛盾が生じない場合の信念の拡張から述べる．

定義 **16** 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
- $\alpha : \varphi$: 新たに信じる論理式（例．$B : \varphi$）
- A : （$\alpha : \varphi$）の略記
- $+$: 信念の拡張

定義 16 では新しく行為により受信した信念がもとからある信念と矛盾しなかった場合における信念の更新方法である．この定義おいて，新しい信念 $B\varphi$（$B : \varphi$）を受信したならば，もとからある信念の集合 X との和集合をとり，拡張を行うことを示している．次に行為の受手にあたるエージェントがもとから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 **17** 矛盾した信念の更新

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

- X : エージェントの信念の集合
- $\alpha : \varphi$: 新たに信じる論理式（例．$B : \varphi$）
- A : （$\alpha : \varphi$）の略記
- $\ast$: 信念の修正
- $+$: 信念の拡張
- $-$: 信念の消去

定義 17 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 $(ex : \psi \supset \neg\varphi)$ 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

通信チャネルの形式化

通信チャネルを形式的に表現する最もシンプルな方法はエージェント間の順序ペア ($\langle i, j \rangle$ という Cartesian 積) を用いることである [47, 46]．ペアのままでは形式言語の構文にならず，そのペアを述語なり様相演算子なりにおいて表現しなければならない．これらの先行研究を含め，[22, 35] では通信チャネルの妥当な形式化の候補を以下のように個別に比較検討した

3.1 述語

述語として定義した場合に $c(i, j)$(エージェント i からエージェント j へ通信可能) と表記することができる．しかし，チャネルを示す述語と他の述語を区別するために，i，j などのエージェントに関わる変数と他の一般の述語のとる変数とを分ける必要があり，いくつかの型 (sort) とそれぞれの型に対する変数と定数を用意する多ソート論理 [42] を用いる必要がある．これは命題論理を述語論理化することと合わせて従来的なエージェントの論理を大きく拡大することになる．また，述語によってより詳細な信念構造を表現可能であるが，2.1.3 節で述べたように現段階ではエージェントの信念としては命題で十分であり，チャネル以外の述語の形式化は必要としていない．

3.2　様相演算子

様相演算子として定義した場合は，チャネルを $C_{ij}\varphi$(φ は i から j へ通知できる) と表記することができる．しかしながら，様相オペレータ C_{ij} は可能世界間のアクセス可能性について定義されるものであり，本論文で表現を試みるエージェント間の通信可能性 (エージェント i から j へ通信可能である) と直感的解釈が異なる．要するに論理式 $C_{ij}\varphi$ は論理式 φ が i から j へ通信可能であることを示す (図 3.1).

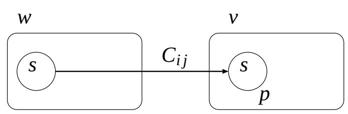

図 3.1: 様相演算 C_{ij} の例

また，様相演算子 C_{ij} の公理系についても慎重に考慮しなければならない．これらに加え，エージェント数を n 個とした場合に様相オペレータ C_{ij} を自分と自分の間に存在するチャネル（C_{ii}）を除いた $n(n-1)$ 個準備しなくてはならなくなる．

3.3　命題論理

命題として定義したときは，c_{ij}(エージェント i j へ通信可能) と表記することができるが，命題論理における変数として定義するにはチャネルを特別な変数として定義しなければならない．さらに，命題定数と定義することも考えられるが，命題定数 $\top, \bot$ へ c_{ij} を加えたところで，命題定数 c_{ij} が本論文で表現したい通信可能性という意味でのチャネルとは異なる．しかしながら，チャネルを命題にすればチャネル自体を情報として相手へ渡すことができるという利点がある．

3.1，3.2 節および本節の議論からも解る通り，いずれかの手法を採用としたとしても利点と欠点がある．しかし，それぞれが抱える欠点の中で一番既存の論理体系へ影響を与えない命題変数として通信チャネルを形式化する．命題変数は信念論理においてエージェントが信念として持つこともでき，さらに他のエージェントと相互作用する際に受け渡しも可能となる．エージェント間で受け渡しが可能なことの利点として，通信不可能であったエージェント間が通信可能になったり，

逆の状況では通信不可能になるようなことが表現できるようになる．これは，我々が通信機器等を用いて会話をするときに相手の電話番号を知らなかったが別の人からその人の電話番号を聞くことにより電話による会話が可能になることがある．これに加え，もし相手の電話番号を知っていたとしてもすでに変更されていて電話による連絡が不可能になる場合もある．以上のような状況は計算機間の通信においても度々生じる．したがって，命題変数として形式化することはエージェント間通信におけるチャネルの意義をより高めることとなる．

第 4 章

動的なモデルの更新を行うシステム

第 2 章にて紹介した各論理体系では，一度与えられたモデルに対して一切の変更が生じないモデル，つまり静的なクリプキモデルを採用していた．しかし，マルチエージェントが相互作用し合う環境ではエージェントの心的状態に度々変更が生じる．よって，以上のような状況を考慮した場合に静的なモデルでの対応は困難であるといえる．例えば，BDI_{CTL*} ではこれから未来においてエージェントが状態遷移しうるすべての状態が $\mathcal{M}$ の要素として含まれることになるが，現実的にすべての未来の状態を用意することは不可能である．ただし，全知全能の神ならば用意することは可能かもしれない．

したがって，本章ではまず通信チャネルを導入した論理体系によるエージェント間通信を表現するための理想像をまず計算機上にシステムとして実装する．

4.1 構文論

$B_{CTL/c}$ で扱う論理式は以下のように定義する．

定義 18 (論理式)$\mathcal{A}t$ は命題変数の集合，$\mathcal{A}g$ はエージェントの集合 (i.e. $i, j \in \mathcal{A}g$) である．このとき，論理体系 $B_{CTL/c}$ の言語 $\mathcal{L}_{B_{CTL/c}}$ は以下のように与えられる．

$$\varphi ::= p \mid c_{ij} \mid \neg\varphi \mid \varphi \wedge \psi \mid B_i\varphi \mid AX\varphi \mid AF\varphi \mid AG\varphi$$

c_{ij} はエージェント i から j への通信チャネルを示し，命題変数の要素 ($c_{ij} \in \mathcal{A}t$), $B_i\varphi$ は i は「i が φ を信じる」を意味する．また，$AX\varphi, AF\varphi, AG\varphi$ はそれぞれ「す

べての分岐する次の状態にて φ が成り立つ」,「すべての未来の状態で φ が成り立つ」および「すべての未来の状態でずっと φ が成り立つ」と直感的な解釈が与えられる．

次に，以下の略記を定める．

$$
\begin{array}{ll}
\varphi \wedge \psi \equiv \neg(\neg\varphi \vee \neg\psi) & \varphi \rightarrow \psi \equiv \neg\varphi \vee \psi, \\
\varphi \leftrightarrow \psi \equiv (\varphi \rightarrow \psi) \wedge (\psi \rightarrow \varphi) & EX\varphi \equiv \neg AX\neg\varphi, \\
EF\varphi \equiv \neg AF\neg\varphi & EG\varphi \equiv \neg AF\neg\varphi
\end{array}
$$

さらに，$B_{CTL/c}$ における様相演算子 B_i は KD45 を充たし，以下に公理系を定義する．

定義 **19**

$$
\begin{array}{ll}
(PLA) & \text{命題論理の公理} \\
(BK) & B_i(\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (B_i\varphi \rightarrow B_i\psi) \\
(BD) & B_i\varphi \rightarrow \neg B_i\neg\varphi \\
(B4) & B_i\varphi \rightarrow B_iB_i\varphi \\
(B5) & \neg B_i\varphi \rightarrow B_i\neg B_i\varphi
\end{array}
$$

$B_{CTL/c}$ における意味論とモデルの説明は省略する．$B_{CTL/c}$[22] の意味論は，可能世界意味論での真偽値割り当てと大きく異なりこの点についての議論がまだ十分なされていない．したがって，次章以降にも関連する伝達行為の定義と計算機上へ実装したシステムについて次節から順に述べていく．

4.2 伝達行為 *inf*

伝達行為 *inf* は FIPA[18, 19] によって形式化された通信行為の一つである．この行為は，実行主から実行先のエージェントへ論理式を伝達するものである．以下が FIPA により形式化されたエージェント i から j へ論理式 φ を伝達したときの *inf* の前提 FP，帰結 RE である．

$$
\begin{array}{ll}
FP: & B_i\varphi \wedge \neg B_i(Bif_j\varphi \vee Uif_j\varphi) \\
RE: & B_j\varphi
\end{array}
$$

ここで，Bif_j は $B_j\varphi \vee B_j\neg\varphi$ の略記，$Uif_j\varphi$ は $U_j\varphi \vee U_j\varphi$ の略記であり，U_j は不確かな知識 (Uncertainty) を示す様相演算子である．*inf* の前提 FP は，伝達する論理式 φ を実行主のエージェント i が信念として持っていて，かつ実行先のエージェント j の φ についての信念を i が信念に持っていないとき，*inf* は実行され j が φ を信念として持つことになる．

上記の形式に基づき，われわれは $B_{CTL/c}$ を用い独自の *inf* を形式化していく．まず，FIPA の形式で含まれている *Uif* については公理系やその他の規則に対する言及はなく不明確なためにわれわれの *inf* には含めない．また，チャネルを新たに導入したい．そこで，以下のように *inf* の前提，帰結を定める．

$$FP: \quad B_i\varphi\neg B_i(Bif_j\varphi) \wedge B_i c_{ij}$$
$$RE: \quad (B_iB_j\varphi)\ or\ (B_iB_j\varphi \wedge B_j\varphi \wedge B_jB_i\varphi)$$

上記はチャネルが成り立つかどうかにより分岐した帰結が与えられることを示している．$B_iB_j\varphi$ だけが成り立つならばチャネルが成り立たなかったため伝達行為が失敗したことを示しており，もう一方の帰結が成り立てばチャネルが成り立ち伝達行為の成功を示す．そして，この二つの帰結がそれぞれ成り立つ状態を追加することでモデルが変更され，これに伴い伝達行為に関わるエージェントの信念も変更される．モデルの更新手順については次節にて説明する．

4.3　モデル更新システム

本節では，$B_{CTL/c}$ に基づいたモデル更新システムを紹介する．本システムは **SWI-Prolog** [54] で実装しており，*inf* の実行より更新されるモデル変化や $\mathcal{L}_{B_{CTL/c}}$ の論理式の真偽値をコマンドにより確認することも可能である．

まず，各可能世界の状態で成り立つ論理式の確認が可能な *prove* コマンドについて述べる．*prove* コマンドは実行時に可能世界 w と状態 t，論理式 φ を指定することで，φ が成り立つかどうかを確認する．

$\mathcal{W}$ は可能世界の集合，$\mathcal{T}$ は状態の集合，$\mathcal{R}$ は状態間の二項関係の集合，$\mathcal{B}_a$ は信念到達可能関係の集合および V は各可能世界の状態への命題変数に対する真偽値割り当てをそれぞれ示す．また，$w \in \mathcal{W}$，$t \in \mathcal{T}$ のとき，*prove* コマンドは Algorithm 1 に従い論理式の真偽値を判定する．

```
input  : w, t, φ
output: YES or NO
prove(w, t, φ)
begin
    if φ ≡ ψ ∧ χ then
        if prove(w, t, ψ) =YES and prove(w, t, χ) =YES then  return YES;
    else if φ ≡ ψ ∨ χ then
        if prove(w, t, ψ) =YES and prove(w, t, χ) =YES then  return YES;
    else if φ ≡ ¬ψ then
        if prove(w, t, ψ) =YES then  return NO;
        else  return YES;
    else if φ ≡ ψ → χ then
        if prove(w, t, ¬ψ ∨ χ) =YES then  return YES;
    else if φ ≡ AXψ then
        forall (t, w, t′) ∈ T_w do
            if prove(w, t′, ψ) =NO then  return NO;
        end
        return YES;
    else if φ ≡ AGψ then
        if prove(w, t, ψ) =YES then
            T′ = {t′|t′ is reachable from t with transitivity , t′ ∈ T_w};
            forall t′ ∈ T′ do
                if prove(w, t′, ψ) =NO then  return NO;
            end
            return YES;
        end
    else if φ ≡ AFψ then
        if prove(w, t, ψ) =YES then
            return YES
        else
            forall (t, w, t′) ∈ T_w do
                if prove(w, t′, AFψ) =NO then  return NO;
            end
        end
    else if φ ≡ EXψ then
        if prove(w, t, ¬AX¬ψ) =YES then  return YES;
    else if φ ≡ EGψ then
        if prove(w, t, ¬AF¬ψ) =YES then  return YES;
    else if φ ≡ EFψ then
        if prove(w, t, ¬AG¬ψ) =YES then  return YES;
    else if φ ≡ B_iψ then
        forall (w, t, w′) ∈ B_i do
            if prove(w′, t, ψ) =NO then  return NO;
        end
        return YES;
    else
        if (w, t, φ) ∈ V or (w, t, φ) ∈ C then  return YES;
    end
    return NO;
end
```

Algorithm 1: $prove(w, t, \varphi)$

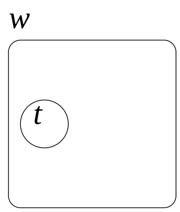

図 4.1: 更新以前

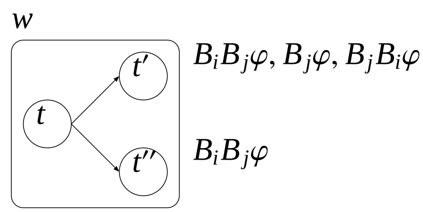

図 4.2: 更新後

次に，*inf* コマンドのアルゴリズムについて述べる．ただし，*inf* により伝達可能な論理式は $p \in \mathcal{P}$ までとする．この理由として，$B_{CTL/c}$ における論理式には時相演算子を含む．これらの演算子を含む論理式を伝達可能とした場合，すべてのモデル上に存在する状態の二項関係についても変更が生じるため更新手順が複雑化してしまう．また，$B_{CTL/c}$ では信念修正についても議論をさけたいという２点の理由から制限を加えた．

inf コマンドでは，可能世界 w，状態 t，実行主 i，実行先 j および伝達する命題変数 p を指定することでモデルの更新を検証することができる．以下が *inf* コマンドのあるがリズムである．

上記のアルゴリズムではまず以下の *inf* の前提を確認する．

$$?-\mathtt{prove}(\mathtt{world}, \mathtt{state}, \mathtt{B_i}\varphi \wedge \neg \mathtt{B_i}(\mathtt{B_j}\varphi \vee \mathtt{B_j}\neg\varphi) \wedge \mathtt{B_i}\mathtt{c_{ij}})$$

そして，i が前提を充たしている場合に *inf* の実行され，二つの新しい状態が追加される．これに加え，*inf* の実行により変化が生じる i と j の真偽値が *inf* の帰結に従い変更され，i，j 以外のエージェントは更新以前の真偽値がそのまま更新後の真偽値となる．図 4.1 と図 4.2 は，以上の手続きが実行される以前と以後を示している．

4.4 $B_{CTL/c}$ のまとめ

$B_{CTL/c}$ では，通信チャネル，信念の様相演算子および *inf* を導入しエージェント間通信の表現を試みた．また，本章ではチャネルの真偽値がモデル上で一意に定らないとし，*inf* に成功・失敗の場合分けした帰結を与えた．

input : w, t, i, j, φ

output: $M' = \langle W, T'_w, R'_w, \{B'_i : i \in Agent\}, V', C' \rangle$

$inform(w, t, i, j, \varphi)$

begin

  if $(w, t) \models B_i\varphi \wedge \neg B_i Bif_j \varphi \wedge B_i c_{ij}$ **then**

    forall $w' \in W$ **do**

      $T'_{w'} = T_{w'} \cup \{t', t''\}$;

      $R'_{w'} = R_{w'} \cup \{{}_tR_{w't'}, {}_tR_{w't''}\}$;

    end

    forall $k \in Agent$ **do**

      $B'_k = B_k \cup \{(w, t', w'), (w, t'', w') | (w, t, w') \in B_k\}$

    end

    $W^1 = \{w'' | (w, t, w') \in B_i, (w', t, w'') \in B_j\}$;

    $W^2 = \{w' | (w, t, w') \in B_j\}$;

    $W^3 = \{w'' | (w, t, w') \in B_j, (w', t, w'') \in B_i\}$;

    if φ *is a proposition* **then**

      $V_1 = \{v(w, t', \varphi), v(w, t'', \varphi) | w \in W^1\}$;

      $V_2 = \{v(w, t', \varphi) | w \in W^2 \cup W^3\}$;

    else

      $C_1 = \{c(w, t', \varphi), c(w, t'', \varphi) | w \in W^1\}$;

      $C_2 = \{c(w, t', \varphi) | w \in W^2 \cup W^3\}$

    end

    $V' = V \cup V_1 \cup V_2$;

    $C' = C \cup C_1 \cup C_2$;

  end

end

Algorithm 2: $inform(w, t, i, j, \varphi)$

しかし，前述した通り $B_{CTL/c}$ では様相論理にて用いられている可能世界意味論を用いることができない．その大きな理由として，各可能世界上の状態への命題変数に対する真偽値割り当てと $B_{CTL/c}$ におけるチャネルの真偽値割り当てが異なる点である．本来，可能世界意味論において各可能世界上の状態には必ず命題変数の真偽値は真または偽かのいずれかが割り当てられている．つまり，命題変数の集合の要素であるチャネルの真偽値についても真または偽のいずれかが割り当てられている．この考え方に基づくと，*inf* を実行する状態でチャネルの真偽値が一意に決定でき，分岐した帰結が生じなくなる．以上から $B_{CTL/c}$ は計算機上にシステムとして実装するに留まった．

次に，この他についても以下の課題点が残る．

(i) *inf* に任意の前提，帰結を定め，さらに前提へチャネルが存在しなければならないと定めた．しかし，この行為は提案論理体系の枠組みで定義されていない．われわれは，*inf* の実行により変化するエージェントの信念に基づきモデルの更新手順を定めたが，モデルの枠組み外で生じた変化をモデルに反映しただけであり，*inf* とモデルの更新が論理体系の枠組みの中で議論されなければならない．

(ii) モデルの更新時に各可能世界の状態への真偽値割り当てを変更させることで新しいモデルを構成しているが，真偽値割り当てを変更した場合に関連するエージェントの信念に関する信念修正は妥当なのか．さらに，論理体系全体の妥当性についても明確な議論はなく，あくまで論理体系と行為，モデルの更新手順を提案したにすぎない．

第 5 章

線形型時間のモデルを採用した信念更新論理

本章では，$B_{CTL/c}$ で抱えていた意味論の問題を解決する．まず，$B_{CTL/c}$ へ動的論理 [29] を導入し *inf* を演算子として定め，動的なモデルの書き換えを論理体系上で示す．これに加え，本章における論理体系では *inf* の失敗した場合の帰結は考えず，チャネルが成り立つ状態でのみ *inf* が成功し帰結が得られるとする．したがって，時間軸は $B_{CTL/c}$ の分岐型から線形型となる．以上の論理体系を B_c^{inf} と呼び，本章では詳細を述べる．

5.1　静的なモデルと動的なモデル

本章では，*inf* によってエージェントの認識状態が変更される論理，信念更新論理 (Belief Update Logic) について述べる．本節では，静的なモデル (Static Model) と動的なモデル (Dynamic Model) の相違について簡単に概説する．静的なモデルは BDI_{CTL} のモデルを例にあげると可能世界内の状態は現在の状態だけに限らずすべての未来・過去の状態が示されており，モデルの変更はできないという考えに基づいたモデルである (図 5.1)．これに対し動的なモデルは，現在の状態を起点として考え何らかの変更が生じた場合に新たな状態を加え，この状態が現在の状態へと移行するといった考えに基づいたモデルである (図 5.2)．われわれは後者の動的なモデルを採用した論理体系を提案し，エージェントによって行為が実行された場

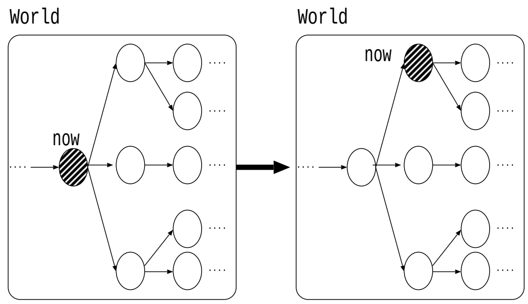

図 5.1: 静的なモデル

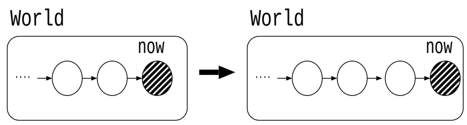

図 5.2: 動的なモデル

合に新たな状態が付け加わるという更新方法をとる (詳細な更新方法は後述する).

5.2 構文論

定義 20 エージェントの集合 $\mathcal{A}g$, 命題変数の集合 $\mathcal{A}t$，行為の集合 $\mathcal{A}c$ のとき更新信念論理の言語 $\mathcal{L}_{B_c^{inf}}$ における論理式は以下のように与えられる．

$$\begin{aligned}\varphi &::= \top \mid p \mid c_{ij} \mid \neg\varphi \mid \varphi \wedge \psi \mid B_a\varphi \mid [\pi]\varphi \\ \pi &::= inf_{ij}^{\varphi} \mid \psi? \mid \pi_1;\ \pi_2\end{aligned}$$

ここで，論理式 φ の枠組みで用いている記号はそれぞれ $p, c_{ij} \in \P$，$i, j, a \in \mathcal{A}g$，φ と ψ は論理式の略記．$B_a\varphi$ は “エージェント i は φ を信じる”，$[\pi]\varphi$ は “行為 π を実行後に必ず φ が成り立つ” とそれぞれに直感的な解釈が与えられる．行為 π の枠組みで用いている記号はそれぞれ $inf_{ij}^{\varphi} \in \mathcal{A}c$ であり，$i, j \in \mathcal{A}g$ を示す．また，‘?’ および ‘;’ は，動的論理の行為結合子 (Constructor) であり，以下のような意味を持つ．

$\varphi?$	φ が成り立つかどうか.
$\pi_2\ ;\ \pi_1$	π_1 が実行された後に π_2 が実行される.

.

ただし，上記の行為結合子以外にも [45] が提案する論理体系では,

$\pi_1 + \pi_2$ 　　π_1 かつ π_2 が実行される．

$inf^{\varphi}_{ij}*$ 　　inf^{φ}_{ij} が繰り返し実行される．

が用いられるが，B^{inf}_c には含めない．

本論理体系のオペレータの公理型を [26, 27, 45] に従い以下のように定義する．

定義 21 信念の様相オペレータ B_i，行為 $inf^{\varphi}_{ij} \in \mathcal{A}c$ と行為結合子 ‘;’ から構成される行為オペレータの公理および推論規則を以下のように定義する．

(**PLA**) 命題論理の公理

(**BK**) $B_a(\varphi \to \psi) \to (B_a\varphi \to B_a\psi)$

(**BD**) $B_a\varphi \to \neg B_a\neg\varphi$

(**B4**) $B_a\varphi \to B_aB_a\varphi$

(**B5**) $\neg B_a\varphi \to B_a\neg B_a\varphi$

(**AK**) $[inf^{\varphi}_{ij}](\varphi \to \psi) \to ([inf^{\varphi}_{ij}]\varphi \to [inf^{\varphi}_{ij}]\psi)$

(**ACons**) $[\pi_1;\pi_2]\varphi \to [\pi_1][\pi_2]\varphi$

(**Def◊**) $[inf^{\varphi}_{ij}]\varphi \to \neg\langle inf^{\varphi}_{ij}\rangle\neg\varphi$

(**MP1**) $\dfrac{\varphi}{B_a\varphi}$

(**MP2**) $\dfrac{\varphi}{[inf^{\varphi}_{ij}]\varphi}$

一般に信念の様相オペレータは上記のように **KD45** を満たすことが要請される．特に (**B4**) はエージェントが内省的 (introspective) であることを要請し，かつ (**B5**) はエージェントが矛盾を信じないために多くのシステムで採用されている公理型である.[1] [45] では $[\varphi?]\psi \supset (\varphi \supset \psi)$ という公理も含まれているが，$B^{inf^{\varphi}_{ij}}_c$ では ψ の評価のタイミングを φ の評価によって更新した後にするため，このままの形では公理に含めず，定義 24 の (7) において意味づけを行うこととする．

5.3 意味論

定義 22 $\mathcal{L}_{B^{inf^{\varphi}_{ij}}_c}$ のモデルは

$$\mathcal{M} = \langle \mathcal{W}, \{\mathcal{T}_w | w \in \mathcal{W}\}, \{\mathcal{R}_w | w \in \mathcal{W}\}, \{\mathcal{B}_a | a \in Ag\}, \mathcal{V}\rangle$$

[1] $\Box\varphi \to \neg\Box\neg\varphi \Leftrightarrow \neg\Box(\varphi \wedge \neg\varphi) \Leftrightarrow \neg\Box\bot$ より．

と定める．各々は以下から構成される．

- $\mathcal{W}$ は可能世界の集合.
- $\mathcal{T}_w$ は各可能世界 $\mathcal{W}$ の状態の集合.
- $\mathcal{R}_w$ は各状態 $\mathcal{T}_w$ の二項関係 ‘$<$’ の集合，すなわち $\mathcal{R}_w \subseteq \mathcal{T}_w \times \mathcal{T}_w$.
- $\mathcal{B}_a$ は $\mathcal{W}$ 上の $\mathcal{T}_w$ の要素により同期を取った世界間のアクセス関係，すなわち $\mathcal{B}_a \subseteq \mathcal{W} \times \mathcal{T}_w \times \mathcal{W}$.
- $\mathcal{V}$ は各可能世界 $w \in \mathcal{W}$ の各状態 $t \in \mathcal{T}_w$ における変数に対する真偽値割当である．すなわち $\mathcal{P}$ は命題変数，C はチャネル変数の集合，$\Phi = \mathcal{P} \cup C$ とし，$\mathcal{V}(p) : \mathcal{W} \times \mathcal{T}_w \to \{t, f\}$ *where* $p \in \mathcal{A}t$.

行為オペレータ $[inf_{ij}^{\varphi}]$ も信念様相の B_a も同じ様相論理でいうところの ‘$\Box$’ 型のオペレータであるが，$[inf_{ij}^{\varphi}]$ は一つの可能世界の中で状態間の二項関係に対するものであるのに対し，B_a は異なる可能世界間の同じ状態を結ぶアクセス可能関係であることに注意.[2]

B_c^{inf} の更新を行う前の状態のクリプキ意味論は通常の真理条件 ‘$\models$’ を用いて以下のように定義される．ここで，$a \in \mathcal{A}g$，$(\mathcal{M}, w, t) \models \varphi$ はモデル $\mathcal{M}$ の可能世界 w の状態 t にて φ が成り立つことを表す.

定義 23 更新を伴わない式に対する真理条件は以下のように行う.

(1) $(\mathcal{M}, w, t) \models p \quad \Leftrightarrow \quad (w, t) \in \mathcal{V}(p)$

(2) $(\mathcal{M}, w, t) \models c_{ij} \quad \Leftrightarrow (w, t) \in \mathcal{V}(c_{ij})$

(3) $(\mathcal{M}, w, t) \models \neg\varphi \quad \Leftrightarrow \quad (\mathcal{M}, w, t) \not\models \varphi$

(4) $(\mathcal{M}, w, t) \models \varphi \wedge \psi \quad \Leftrightarrow \quad (\mathcal{M}, w, t) \models \varphi$ かつ $(\mathcal{M}, w, t) \models \psi$

(5) $(\mathcal{M}, w, t) \models B_a\varphi \quad \Leftrightarrow \quad \forall w \; s.t. \; (w, t, w') \in \mathcal{B}_a, (\mathcal{M}, w', t) \models \varphi$

ここで $inf_{ij}^{\varphi} \in \mathcal{A}c$ とし，行為 inf_{ij}^{φ} による更新を含めたクリプキ意味論の付値は後の $\mathcal{M}^{inf_{ij}^{\varphi}}$ とする．$\mathcal{M}^{inf_{ij}^{\varphi}}$ の内容は定義 25 で述べるが，それに先立ち付値に関する約束を次の定義 24 に述べる.

[2]本稿で述べる更新論理は各世界に一つずつ状態を追加していくため，$[inf_{ij}^{\varphi}]$ でアクセスできる状態は事実上一つである．しかし先行研究とシンタックスを同一にし，かつ更新手続きが他の仕様になっても論理の形に変更を加えなくてすむようこのように形式化する.

定義 24 更新を伴う式を含む拡張された真理条件には ‘$\models^*$’ を用いる．まず更新を伴わない式 (定義 23(1)~(5)) に対しては，

$$(\mathcal{M}, w, t) \models^* \varphi \quad \Leftrightarrow \quad (\mathcal{M}, w, t) \models \varphi$$

とした上で，以下のように定義する．

$$(6)\ (\mathcal{M}, w, t) \models^* [inf^{\varphi}_{ij}]\varphi \quad \Leftrightarrow \quad \forall\, t' \in \{t' | t \prec t' \in \mathcal{R}^{inf^{\varphi}_{ij}}_{w}\}, (\mathcal{M}^{inf^{\varphi}_{ij}}, w, t') \models^* \varphi$$

更新以前のモデル $\mathcal{M} = \langle \mathcal{W}, \mathcal{T}_w, \mathcal{R}_w, \mathcal{B}_a, \mathcal{V} \rangle$ が行為 inf^{φ}_{ij} によって $M^{inf^{\varphi}_{ij}} = \langle \mathcal{W}, \mathcal{T}^{inf^{\varphi}_{ij}}_{w}, \mathcal{R}^{inf^{\varphi}_{ij}}_{w}, \mathcal{B}^{inf^{\varphi}_{ij}}_{a}, \mathcal{V}^{inf^{\varphi}_{ij}} \rangle$ に更新されるとき，各々は次の変更を受ける．

定義 25 更新後のモデル $\mathcal{M}^{inf^{\varphi}_{ij}}$ は，以下のように定める．

(1) $\mathcal{T}^{inf^{\varphi}_{ij}}_{w} = \mathcal{T}_w \cup \{t'\}$
(2) $\mathcal{R}^{inf^{\varphi}_{ij}}_{w} = \mathcal{R}_w \cup \{t \prec t'\}$
(3) $\mathcal{B}^{inf^{\varphi}_{ij}}_{a} = \mathcal{B}_a \cup \{(w, t', w') | (w, t, w') \in \mathcal{B}_a\}$
(4) $\mathcal{V}^{inf^{\varphi}_{ij}} = \{v(w, t', \psi) | v(w, t, \psi) \in \mathcal{V}\} + \{v(w, t', \varphi) | v(w, t, [inf^{\varphi}_{ij}]\varphi) \in \mathcal{V}\}$

定義 25 の (4) は定義 24 の (6) に対応するもので，世界 w 状態 t で $[inf^{\varphi}_{ij}]\varphi$ が成り立っていたならば同じ w の新状態 t' において φ が成り立つことを要請する．ここで，B^{inf}_{c} では矛盾した論理式による信念更新は起こらないものとする．したがって，‘+’ は新たに加わる信念は依然の信念へ無条件に組み込まれることを表し，[63] にて議論されている信念修正についてはスコープ外とする．

5.3 においては状態 t から状態 t' へモデルが書き変わった際の可能世界 $\mathcal{W} = \{w_0, w_1, w_2, w_3, w_4\}$，状態 $\mathcal{T}_w = \{t, t'\}$，アクセス関係 $\mathcal{B}_a = \{B_i, B_j | i, j \in B_a\}$ および命題 $\mathcal{P} = \{\varphi\}$ を示す．図では状態 t においてエージェント i の認識下にあった φ という情報が状態 t' でエージェント j の認識下において成り立っている．ここでは簡単のため t' における i の認識および t における j の認識，また B_iB_j, B_jB_i などの相互認識などのアクセス関係の矢は記していない．実際 w_2, w_3, w_3 のうち t において j が $\neg\varphi$ という知識を信じていた世界では t' においてそれが φ に書き換わることが要請される．

本稿における更新されたモデル $\mathcal{M}^{inf^{\varphi}_{ij}}$ は [58, 59] にように更新によって世界間のアクセス可能関係を修正する方法も考えられるが，本稿では時間のインデックス t

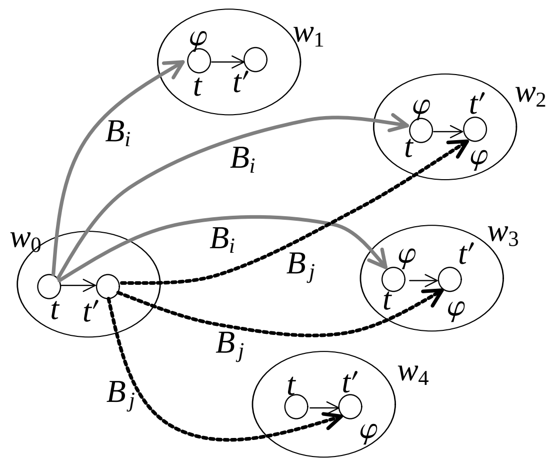

図 5.3: $B_c^{inf_{ij}^{\varphi}}$ におけるモデルの更新

を残し，時間を追って各可能世界で成立する命題の真偽を修正していく方法を取った．これにより，修正の履歴 (history) を言及することが可能になり，実問題のアプリケーションに有用となることが期待できる．

5.4　前提・帰結を与えた *inf*

本章では前章までに導入した B_c^{inf} の行為 inf_{ij}^{φ} を伝達行為 *inf* に特化し，行為 *inf* を定式化する．行為 inf_{ij}^{φ} の実行と動的なモデル更新 $\mathcal{M}^{inf}$ は定義 24 の (6) であるが，この式にそのまま *inf* を挿入すると以下のようになる．

$$(\mathcal{M}, w) \models^* [inf]\varphi \Leftrightarrow (\mathcal{M}^{inf}, w) \models^* \varphi \tag{5.1}$$

しかし，(5.1) 式では行為 *inf* 実行後に成り立つ論理式が任意の論理式 φ となってしまう．われわれは行為 *inf* の実行結果は特定の論理式として定義したい．また，行為 *inf* を実行するために満たさなければならない前提条件も同じく (5.1) 式へ含めたい．したがって，前提条件と通信結果を用い以下のように (5.1) 式を精密化する．

FIPA における伝達行為 *inform* は次のように定められていた．

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

前提条件: $B_i\varphi \wedge \neg B_i(Bif_j\varphi \vee Uif_j\varphi)$

通信結果: $B_j\varphi$

ここで送信側と受信側のエージェントをそれぞれ $i, j \in Ag$，$B_i\varphi$ は “エージェント i が φ を信じる”，$U_j\varphi$ は “エージェント j は $\neg\varphi$ より φ らしいと信じている”，$Bif_j\varphi$ と $Uif_j\varphi$ はそれぞれ $B_j\varphi \vee B_j\neg\varphi$ と $U_j\varphi \vee U_j\neg\varphi$ の略記を示す.

上記の行為 *inform* は実行時に，前提条件を満たさなければ通信結果を得ることはできないことを示している．同時にまた，前提条件を満たしさえすれば通信結果は必ず上記のように定まる．まず前提条件には不確実な信念の様相オペレータ U を含んでおり，確率の導入による実装 [28] なども試みられているが，未だ課題点も多い．よって U の導入はいったん本研究のスコープ外とし，将来の課題とする.

さらに $\neg B_i(B_j\varphi \vee B_j\neg\varphi)$ であるが，これは動的論理にとって強すぎる制約である．もし送信元のエージェント i が $B_iB_j\varphi$(または $B_iB_j\neg\varphi$) という信念を持った状況では，その後に i が j に再び φ を通知することができない．本研究における動的なモデルの書き換えではエージェントの認識は書き換わる可能性があり，通知行為はいつでも可能であるようにしておく必要がある.

以上の議論に従い FIPA の *inform* の前提を改編し，本研究では “送信元のエージェントが送信先へのコミュニケーションチャネルが存在していることを認識していて (B_ic_{ij})” かつ “実際にコミュニケーションチャネルが存在している (c_{ij})” 状況

$$FP_{ij}^{\varphi}:\ B_i\varphi \wedge B_ic_{ij} \wedge c_{ij} \tag{5.2}$$

をもって伝達行為の前提条件とする[3].

次に，[7] の伝達行為 *inform* の通信結果にある通信に関わった双方のエージェントが φ について相互信念 (Mutual Belief) を持つという定義に従い，われわれの *inf* にも通信結果として相互に φ について信念を持つことを示す論理式 $B_iB_j\varphi$ と $B_jB_i\varphi$ を通信結果へ追加する.[4]

$$RE_{ij}^{\varphi}: B_j\varphi \wedge B_iB_j\varphi \wedge B_jB_i\varphi \tag{5.3}$$

[3] B_i に公理型 **(T)**(すなわち確定知識の様相) を用いると $B_ic_{ij} \supset c_{ij}$ より (5.2) 式の c_{ij} は余剰となる.

[4] この相互信念と **(B4)** より任意の正整数 m, n に対して $B_i^mB_j^n\varphi$ および $B_j^mB_i^n\varphi$ が成り立つ.

一般に前提条件 FP と通信結果 RE を用いて伝達行為の式が定めるべき要件は以下のようになる．

$$
\begin{aligned}
(\mathcal{M}, w, t) \models^{*} FP,\ (\mathcal{M}, w, t) \models^{*} [\mathit{inf}]RE,\ \text{かつ}& \\
(\mathcal{M}^{\mathit{inf}}, w, t') \models^{*} RE& \qquad (5.4)
\end{aligned}
$$

ここで通信内容とエージェントの間で FP，RE，inf の依存関係を明示するために，送信側のエージェント i，受信側のエージェント j と通知内容 φ のインデックスを付加し，次のように行為 inf を定義する．

定義 26 前提条件 FP_{ij}^{φ} と通信結果 RE_{ij}^{φ} に対して伝達行為を

$$(\mathcal{M}, w, t) \models^{*} [FP_{ij}^{\varphi}?; \mathit{inf}_{ij}^{\varphi}]RE_{ij}^{\varphi}$$

とする．

ここで伝達行為は FP，inf と RE にそれぞれ同じインデックス $\langle i, j, \varphi\rangle$ が割り振られたときだけに定義されていることに注意．もしインデックスが一致しない場合には通信内容とは無関係な命題内容，あるいはエージェントを指すことになり，伝達行為の意味をなさない．

定義 7 の伝達行為の式は定義 24 の (7)(8) により以下のように意味づけされ，(5.4) の仕様を満たす．(下式では簡単のためインデックスを明示しない.)

$$
\begin{aligned}
&(\mathcal{M}, w, t) \models^{*} [FP?; \mathit{inf}]RE \\
&\Leftrightarrow (\mathcal{M}, w, t) \models^{*} [FP?][\mathit{inf}]RE \\
&\Leftrightarrow \mathit{if}\ (\mathcal{M}, w, t) \models^{*} FP\ \mathit{then}\ (\mathcal{M}^{\mathit{inf}}, w, t') \models^{*} RE.
\end{aligned}
$$

定義 7 に示す定式化においては前提条件・通信結果を差し替えてかまわない仕様になっている．本研究では前提条件に (5.2) 式，通信結果に (5.3) 式を定めたが，応用分野によっては随時前提条件・通信結果を変更することができる．

更新後のモデルは 5.3 節の定義 25 で述べたとおりであり，特に付値に関しては

$$
\begin{aligned}
V^{\mathit{inf}_{ij}^{\varphi}} = \ & \{v(w, t', \psi) | v(w, t, \psi) \in \mathcal{V}\} * \\
& \{v(w, t', RE) | v(w, t, [\mathit{inf}_{ij}^{\varphi}]RE) \in \mathcal{V}\}
\end{aligned}
$$

となる．

5.5　モデルチェッカー

B_c^{inf} に基づくモデルチェッカーを $SWIProlog^{TM}$[54] を用いて計算機上へ実装した．本モデルチェッカーでは，B_c^{inf} で扱う論理式の真偽判定，行為 inf を実行，これによるモデルの更新をユーザが与えたモデルに基づき検証可能である．(モデルの詳細な更新方法は 5.3 定義 25 を参照).

このモデルチェッカーは次の二つのコマンドを実行する．

`prove` コマンド　本コマンドは述語 *prove* によって実行され，B_c^{inf} における論理式の真偽値を可能世界と状態のインデックスを与えることにより検証する．このアルゴリズムを Algorithm3 に示す．ここで用いるメタな変数 $w, t, \varphi, \psi, \chi$ は，第 5.3 に従い同じように扱う．

`inform` コマンド　本コマンドは通信操作を実行することによりモデルの更新を行うものである．このアルゴリズムを Algorithm4 に示す．ここで前提条件 FP は $B_i\varphi \wedge B_i c_{ij} \wedge c_{ij}$ の略記とする．

5.6　$B_c^{inf_{ij}^{\varphi}}$ の課題点

本章では，伝達行為 inf を動的論理の導入により論理体系上で形式化した．さらに，inf によってエージェントの状態変化を新たに状態を一つ加えモデル全体を更新するという手法を提案した．しかしながら，$B_c^{inf_{ij}^{\varphi}}$ の意味論において，演算子 $[inf_{ij}^{\varphi}$ が示すモデル上の関係が状態間の関係およびモデルと更新後のモデルの関係となっている．本来，一つの様相演算子に対し複数の関係を関連づけるためには意味論の与え方を従来のものとは異なった方法を用いる必要がある．しかし，現時点では以上について良い方法は見当たらない．

これに加え，過去の状態を残すモデルを採用しているがモデル上でこれを評価する論理式が構成不可能となっている．したがって，これらの問題点を考慮すると従来研究ではある [2, 58] により導入されている到達可能関係を削除する更新手法が最も論理的問題が少なく最善であるといえる．ただし，削除可能な到達可能関係が無くなったときにモデルを更新できないという状況に陥る問題がある．

```
input  : w, t, φ
output: YES or NO
prove(w, t, φ)
begin
    if φ ≡ ψ ∧ χ then
        if prove(w, t, ψ) =YES and prove(w, t, χ) =YES then  return YES;
    else if φ ≡ ψ ∨ χ then
        if prove(w, t, ψ) =YES and prove(w, t, χ) =YES then  return YES;
    else if φ ≡ ¬ψ then
        if prove(w, t, ψ) =YES then  return NO;
        else  return YES;
    else if φ ≡ ψ ⊃ χ then
        if prove(w, t, ¬ψ ∨ χ) =YES then  return YES;
    else if  φ ≡ ψ?; χ then
        if  prove(w, t, ψ) =YES then  prove(w, t, χ) return YES;
    else if φ ≡ ψ; χ then
        prove(w, t, ψ);
        prove(w, t, χ);
        returnYES
    else if  φ ≡ [inf_ij^φ]ψ then
        inform(w, t, i, j, ψ);
        if prove(w, t, ψ) =YES then  return NO;
    else if φ ≡ B_a ψ then
        forall (w, t, w′) ∈ 𝓑_a do
            if prove(w′, t, ψ) =NO then  return NO;
        end
        return YES;
    else
        if (w, t, φ) ∈ 𝒱 then  return YES;
    end
    return NO;
end
```

Algorithm 3: `prove` コマンド

input : w, t, i, j, φ

output: $\mathcal{M}' = \langle \mathcal{W}, \mathcal{T}'_w, \mathcal{R}'_w, \mathcal{B}_a, \mathcal{V}' \rangle$

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

begin

  if $(w, t) \models FP$ **then**

    forall $w' \in \mathcal{W}$ **do**

      $\mathcal{T}'_{w'} = \mathcal{T}_{w'} \cup \{t'\}$;

      $\mathcal{R}'_{w'} = \mathcal{R}_{w'} \cup \{(t, t')\}$;

    end

    forall $k \in Ag$ **do**

      $\mathcal{B}'_k = \mathcal{B}_k \cup \{(w, t', w') \mid (w, t, w') \in \mathcal{B}_k\}$

    end

    $\mathcal{W}'' = \{w' \mid (w, t, w') \in \mathcal{B}_j\}$;

    $\mathcal{V}' = \{v(w, t', \psi) \mid v(w, t, \psi) \in \mathcal{V}\} * \{v(w, t', \varphi) | v(w, t, \varphi) \in \mathcal{V}\}$

  end

end

Algorithm 4: `inform`コマンド

第 6 章

信念更新論理

本章では，前章の最後で議論した課題点についての解決を試みる．ただし，可能世界上に状態が存在するクリプキモデルは使用しない．したがって，van Benthem らや Yamada らが採用しているモデルの更新方法をわれわれも同じく採用した論理体系を提案する．

6.1 伝達行為とチャネル

6.1.1 伝達行為の要件

FIPA [19] に従えば，伝達には前提条件が必要であり，またそれに伴う必然的な帰結がある．FP (feasibility precondition) を前提条件，RE (rational effect) を帰結とすると，FIPA の定義は以下のように記述される．

$$\begin{aligned} &FP\colon\ B_i\varphi \wedge \neg B_i(Bif_j\varphi \vee Uif_j\varphi) \\ &RE\colon\ B_j\varphi \end{aligned} \tag{6.1}$$

ただし上記の FP における $Bif_j\varphi = (B_j\varphi \vee B_j\neg\varphi)$, $Uif_j\varphi = (U_j\varphi \vee U_j\neg\varphi)$ のうち，様相演算子 U_j (uncertain) はどのような公理系を充たし，どのような使い方がなされるかなど明確ではない．よって本研究では様相演算子は B (belief) に話を限定してその要件を議論する．

分岐型時間の問題　本研究においても様相論理の意味づけとしてクリプキモデルを用いる．伝達行為 *inform* を含む論理では [51, 55] に代表されるように信念演算子に加え，*CTL* の分岐型時間を表現する演算子が用いられ，行為 (action) の差異により引き起こされる状態が異なるとする．しかし分岐型時間を含む論理にモデルを与えるにははるか未来に渡って分岐の木を仮定する必要があり，かつそのほとんどは現実に起きる通信過程では無意味なものである．したがって本研究では未来の時間分岐まで含めて静的にモデルを定めることはせず，代わりに行為によってモデルが動的に更新されるとする．よってこの論理体系では可能世界に状態を含まず，分岐型時間を採用しない．

更新論理　[58] は義務を伝える論理として *ECL*II (eliminative command logic II) を提案した．その方法論では，エージェント i からエージェントに j に命令を伝える様相を可能世界間のアクセス関係の集合 $\mathcal{R}_{ij}$ として定義した上で，

$$(\mathcal{M}, w) \models O_{(i,j)}\varphi \iff \forall v\ s.t.\ (w, v) \in \mathcal{R}_{(i,j)},\ (\mathcal{M}, v) \models \varphi \tag{6.2}$$

とする．この形式化においては様相オペレータ $O_{(i,j)}$ は「i が j から負う義務 (obligation)」という意味を持つことができる．*ECL* においては i から j へ φ という命令を伝える行為 $[!_{(i,j)}\chi]\varphi$ を準備し，

$$(\mathcal{M}, w) \models [!_{(i,j)}\chi]\varphi \iff \forall v\ s.t.\ (w, v) \in \mathcal{R}_{(i,j)}\restriction\chi,\ (\mathcal{M}', v) \models \varphi \tag{6.3}$$

とする．ただし $\mathcal{R}_{(i,j)}\restriction\chi$ は可能世界間の到達関係 $\mathcal{R}_{(i,j)}$ のうち，終点が χ を充たすもの，すなわち $\{(x, y) \in \mathcal{R}_{(i,j)} \mid (\mathcal{M}, y) \models \chi\}$ である．そして (6.3) 式に現れる $\mathcal{M}'$ は命令が伝わったことによってモデル $\mathcal{M}$ が変更された (update) されたことを意味する．本研究においても，この可能世界の到達関係の削除によるモデルの変更という考え方を踏襲する．

信念修正の問題　本研究で扱う信念とは，論理のモデルとしてのフレーム，すなわち可能世界の集合とその間の到達関係および命題の真偽値で与えるものである．したがって各エージェントの信念をすべて書き下したものではない．よって伝わる情報についての真偽の変化は議論できても，その情報とは直接関係のない知識が各エージェントの中でどのような変化を受けるかは保証しない．

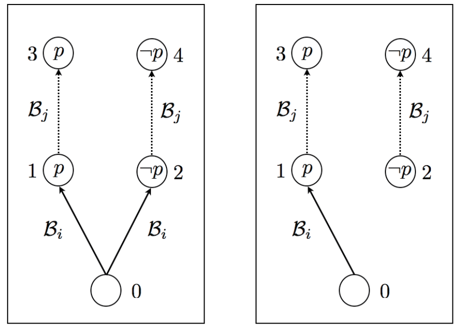

図 6.1: 信念の更新例 (ただしすべてのアクセス関係は記載されていない)

例えば，いまエージェント i が命題変数 p が真およびエージェント j が p が真であることを信じていることを信じていない状況 (i.e. $\neg B_i p, B_i \neg B_j p$) を想定する．ここで，$\{0, 1, 2, 3, 4\}$ を可能世界，$\{\mathcal{B}_i, \mathcal{B}_j\}$ を可能世界間の到達可能関係とし，可能世界 0 を起点としたとき図 6.1 左のようなモデルであったとする．次に，伝達行為によりエージェント i の信念のうち $\neg B_i p$ が $B_i p$ に更新されたとする．このとき更新論理による方法 [2] では $\neg p$ が成り立つ可能世界 2 への到達可能関係は削除され，可能世界 0 で $B_i p$ が成り立つようにモデル全体が更新され図 6.1 右のようになる．この例では $\neg B_i p$ が $B_i p$ に更新されただけでなく，$B_i \neg B_j p$ についても $B_i B_j p$ に更新される．したがって，以上のような新たに加わる信念により生じる副作用による信念の一貫性は保証しない．

信念の様相演算子　一般に信念の様相演算子 B は公理型 **KD45** に従うとされる [26].

(K) $B(\varphi \to \psi) \to (B\varphi \to B\psi)$

(D) $B\neg\varphi \to \neg B\varphi$

(4) $B\varphi \to BB\varphi$

(5) $\neg B\varphi \to B\neg B\varphi$

これに対し確定知識の様相演算子 K はさらに

(T) $K\varphi \to \varphi$

を充たし，公理系 S5 (= **KTD45**) に従う．伝達行為を行うためには，実行主側がその情報を信じている必要があるが，この「信じている」は (**T**) を仮定しない．同時に情報の受け取り手のエージェントはその情報を疑わないが，その情報の真実性については相変わらず公理型 (**T**) を充たすことができず，あくまで信念とする．

また本研究では，公理 (**D**) も要請しない．本研究では到達可能関係を削除することで信念更新を行うという手法を採用するため，ある可能世界から出発するアクセス経路が消失する可能性があるからである．これは $B\neg\varphi$ だからと言って $\neg B\varphi$ を含意しないことになるが，6.2.2 節のアルゴリズムに述べるようにエージェントが $B\neg\varphi$ であった場合に情報 φ を受け取るとアクセス可能な世界がすべてなくなるため，矛盾を信じることにはならない．公理系 **K45** を充たす信念は [6] で研究されており，本研究でもその成果を応用する．

6.2 信念更新論理 BUL

6.2.1 静的なモデルを扱う論理体系 *BL*

BL で扱う論理式は以下のように定義される．

定義 **27** （論理式）$p \in \mathcal{A}t$ は命題変数の集合，*Prop* は命題論理の論理式の集合，$i, j \in \mathcal{A}g$ はエージェントの集合である．このとき，$\varphi \in Prop$ に対して *BL* の言語 $\mathcal{L}_{BL}$ における文は以下のように与えられる．

$$\varphi \ ::= \ \top \mid p \mid c_{ij} \mid \neg\varphi \mid \varphi \wedge \psi \mid B_i\varphi$$

上記に加え，論理結合子 $\vee$ および $\rightarrow$ も導入される．また，c_{ij} はエージェント i から j への通信経路を示し命題変数 $\mathcal{A}t$ の集合の要素とする (i.e. $c_{ij} \in \mathcal{A}t$)，$B_i\varphi$ は「エージェント i が φ を信じる」と直感的な解釈が与えられる．信念演算子 B_i は公理系 **K45** を充たし，以下に定める．

定義 **28** (公理系)

(**PLA**) 命題論理の公理.

(**BK**) $B_i(\varphi \rightarrow \psi) \rightarrow (B_i\varphi \rightarrow B_i\psi)$

(**B4**) $B_i\varphi \rightarrow B_iB_i\varphi$

(**B5**) $\neg B_i\varphi \rightarrow B_i\neg B_i\varphi$

次に，$\mathcal{L}_{BL}$ に基づきクリプキ意味論を与える．まず，[48] に従い BL で扱うクリプキモデル $\mathcal{M}$ は以下から構成される．

定義 **29** (クリプキモデル)

$$\mathcal{M} = \langle \mathcal{W}, w_0, \{\mathcal{B}_1, \ldots, \mathcal{B}_n\}, \mathcal{V} \rangle$$

$\mathcal{W}$ は可能世界の集合，$w_0 \in \mathcal{W}$(起点となる可能世界)[1]，$\mathcal{B}$ は各可能世界を結ぶ信念到達可能関係 (i.e. $\mathcal{B}_n \subseteq \mathcal{W} \times \mathcal{W}$)，および $\mathcal{V}$ は各可能世界の命題に対する真偽値割り当である (i.e. $\mathcal{V}(p) \subseteq \mathcal{W}$).

定義 **30** (クリプキ意味論) $\mathcal{M}$ が $\mathcal{L}_{BL}$ のモデルであり，各可能世界 $w \in \mathcal{W}$ に各論理式へ真偽値が $\mathcal{V}$ によって割り当てられる．このとき，BL の意味論は以下のように与えられる．

(1) $(\mathcal{M}, w) \models_{BL} p \quad \Leftrightarrow \quad w \in \mathcal{V}(p), \quad p \in \mathcal{A}t$

(2) $(\mathcal{M}, w) \models_{BL} c_{ij} \quad \Leftrightarrow \quad w \in \mathcal{V}(c_{ij}), \quad c_{ij} \in \mathcal{A}t$

(3) $(\mathcal{M}, w) \models_{BL} \neg\varphi \quad \Leftrightarrow \quad (\mathcal{M}, w) \not\models_{BL} \varphi$

(4) $(\mathcal{M}, w) \models_{BL} \varphi \wedge \psi \quad \Leftrightarrow$

$(\mathcal{M}, w) \models_{BL} \varphi$ かつ $(\mathcal{M}, w) \models_{BL} \psi$

(5) $(\mathcal{M}, w) \models_{BL} B_i\varphi \quad \Leftrightarrow$

$\forall w' \ s.t. \ (w, w') \in \mathcal{B}_i, (\mathcal{M}, w') \models_{BL} \varphi$

BL の証明システムを以下に定める．

定義 **31** (BL の証明システム) BL の証明システムは定義 28 の公理および以下の推論規則から定められる．

$$\textbf{(NecB)} \quad \frac{\varphi}{B_i\varphi}$$

$$\textbf{(MP)} \quad \frac{\varphi \quad \varphi \to \psi}{\psi}$$

上記の φ は，信念論理および命題論理における公理系を適応させ導かれた有限な論理式である．ここで，φ が証明可能なとき，$\vdash_{BL} \varphi$ と記述する．また，$\Sigma \cup \{\varphi\}$

[1] [48] らによって提案された論理体系のクリプキモデルは可能世界の集合の要素の一つが起点となる可能世界を現実世界 (actual world) と定めている．BUL でも彼らに従い $w_0 \in \mathcal{W}$ を起点とする可能世界と定める

が $\mathcal{L}_{BL}$ の論理式の集合であるときは，$\psi_1 \ldots \psi_n \in \Sigma$ が $\vdash_{BL} (\psi_1 \wedge \cdots \wedge \psi_n) \to \varphi$ のとき，φ は Σ から演繹可能であるという ($\Sigma \vdash_{BL} \varphi$).

定義 31 より，BL の公理はどれも妥当であり，推論規則もどれも妥当性を保存する．したがって，BL は健全である．さらに，同論理における完全性については既に [6] にて証明されている．

命題 1 (BL の完全性). $\Sigma \cup \varphi$ が $\mathcal{L}_{BL}$ の論理式である．このとき，$\Sigma \models_{BL} \varphi$ であるならば，$\Sigma \vdash_{BL} \varphi$ である [6].

6.2.2　動的なモデルを扱う論理体系 *BUL*

BUL は，$\mathcal{L}_{BL}$ に動的論理を加え拡張した論理体系である．

$\mathcal{L}_{BUL}$ では，信念演算子 B と新たに行為演算子 $[inf_{ij}^{\varphi}]$ を用いる．論理式 $[inf_{ij}^{\varphi}]\psi$ は，inf_{ij}^{φ} を実行後のモデルにて ψ が成り立つという直感的な解釈が与えられる．

BUL の論理式を以下に定義する．

定義 32 (BUL の論理式) $p \in \mathcal{A}t$ は命題変数の集合，$\varphi \in Prop$ は命題論理の論理式の集合，$i, j \in \mathcal{A}g$ はエージェントの集合，$inf_{ij}^{\varphi} \in \mathcal{A}c$，$\varphi \in \mathcal{L}_{BL}$ のとき，論理体系 BUL の言語 $\mathcal{L}_{BUL}$ の文は以下のように与えられる．

$$\begin{aligned} \varphi &::= \top \mid p \mid c_{ij} \mid \neg\varphi \mid \varphi \wedge \psi \mid B_i\varphi \\ \tilde{\varphi} &::= \varphi \mid \neg\tilde{\varphi} \mid \tilde{\varphi} \wedge \tilde{\psi} \mid [inf_{ij}^{\varphi}]\tilde{\varphi} \end{aligned}$$

項 π と演算子 $[\pi]$ はそれぞれ行為項と行為演算子と呼ぶ．inf_{ij}^{φ} に付加されているインデックスは $i, j \in \mathcal{A}g$，φ は伝達される内容を示しており，i から j へ φ を伝えるということを意味する．

定義 33 (公理系)$\varphi, \psi \in Prop$，$\varphi \in \mathcal{L}_{BL}$ および $\tilde{\varphi}, \tilde{\psi} \in \mathcal{L}_{BUL}$ のとき，BUL の公理は

以下から定義される[2].

(**PLA**)	命題論理の公理.
(**BK**)	$B_i(\tilde{\varphi} \to \tilde{\psi}) \to (B_i\tilde{\varphi} \to B_i\tilde{\psi})$
(**B4**)	$B_i\tilde{\varphi} \to B_iB_i\tilde{\varphi}$
(**B5**)	$\neg B_i\tilde{\varphi} \to B_i\neg B_i\tilde{\varphi}$
(**AcK**)	$[inf_{ij}^{\varphi}](\tilde{\varphi} \to \tilde{\psi}) \leftrightarrow ([inf_{ij}^{\varphi}]\tilde{\varphi} \to [inf_{ij}^{\varphi}]\tilde{\psi})$
(**Act**)	$[inf_{ij}^{\varphi}]p \leftrightarrow p$
(**AcVer**)	$[inf_{ij}^{\varphi}]\top \leftrightarrow \top$
(**AcFunc**)	$[inf_{ij}^{\varphi}]\neg\tilde{\psi} \leftrightarrow \neg[inf_{ij}^{\varphi}]\tilde{\psi}$
(**AcBelr**)	$[inf_{ij}^{\varphi}]B_j\psi \leftrightarrow (c_{ij} \to B_j(\varphi \to [inf_{ij}^{\varphi}]\psi))$
(**AcBelo**)	$[inf_{ij}^{\varphi}]B_k\psi \leftrightarrow B_k[inf_{ij}^{\varphi}]\psi \ \ where\ j \neq k$

以上を踏まえ，BUL の意味論を与える．まず，クリプキモデル $\mathcal{M}$ は以下から構成される.

定義 **34** (クリプキモデル)

$$\mathcal{M} = \langle \mathcal{W}, w_0, \{\mathcal{B}_1, \ldots, \mathcal{B}_n\}, \mathcal{V} \rangle$$

上記の各集合は，前節の BL での解説を参照されたい.

定義 **35** (クリプキ意味論) クリプキモデル $\mathcal{M} = \langle \mathcal{W}, w_0, \{\mathcal{B}_1, \ldots, B_n\}, \mathcal{V} \rangle$ に対し，$\mathcal{M}$ の要素と論理式の間の関係 $\models_{BUL}$ を以下のように定義する.

(1) $(\mathcal{M}, w) \models_{BUL} p \ \ \Leftrightarrow\ \ w \in \mathcal{V}(p),\ \ p \in \mathcal{A}t$

(2) $(\mathcal{M}, w) \models_{BUL} c_{ij} \ \ \Leftrightarrow\ \ w \in \mathcal{V}(c_{ij}),\ \ c_{ij} \in \mathcal{A}t$

(3) $(\mathcal{M}, w) \models_{BUL} \neg\tilde{\varphi} \ \ \Leftrightarrow\ \ (\mathcal{M}, w) \not\models_{BUL} \tilde{\varphi}$

(4) $(\mathcal{M}, w) \models_{BUL} \tilde{\varphi} \wedge \tilde{\psi} \ \ \Leftrightarrow$
$(\mathcal{M}, w) \models_{BUL} \tilde{\varphi}$ かつ $(\mathcal{M}, w) \models_{BUL} \tilde{\psi}$

(5) $(\mathcal{M}, w) \models_{BUL} B_i\tilde{\varphi} \ \ \Leftrightarrow$
$\forall w'\ s.t.\ (w, w') \in \mathcal{B}_i, (\mathcal{M}, w') \models_{BUL} \tilde{\varphi}$

(6) $(\mathcal{M}, w) \models_{BUL} [inf_{ij}^{\varphi}]\tilde{\psi} \ \ \Leftrightarrow\ \ if\ (\mathcal{M}, w) \models_{BUL} c_{ij}\ then\ (\mathcal{M}^{inf_{ij}^{\varphi}}, w) \models_{BUL} \tilde{\psi}$

[2] $[inf](\varphi \wedge \psi) \leftrightarrow [inf]\varphi \wedge [inf]\psi$ 型の公理は (**AcK**) および (**AcFunc**) より導出可能であるため不要であることに注意.

ここで，$\mathcal{M}^{inf_{ij}^{\varphi}}$ は伝達行為 inf_{ij}^{φ} により以下のように $\mathcal{M}$ が更新されたことを示す．

$$\mathcal{M}^{inf_{ij}^{\varphi}} = \langle \mathcal{W}, w_0, \{\mathcal{B}_1^{inf_{ij}^{\varphi}}, \ldots, \mathcal{B}_n^{inf_{ij}^{\varphi}}\}, \mathcal{V} \rangle$$

BUL において更新後のモデルは一意に決定することができる[3]．また，モデルの更新手法は，[58] と同様であり，各可能世界での命題変数の真偽値は固定したままであり，可能世界間の到達可能関係を変更することで各エージェントの信念を更新するものとする．

以下，$[inf_{ij}^{\varphi}]$ による各 $\mathcal{B}_i^{inf_{ij}^{\varphi}}$ $(i = 1, \cdots, n)$ の更新手続きをアルゴリズム 5, 6 に示す[4]．

input : $\mathcal{B}_j, inf_{ij}^{\varphi}, w_0$
output: $\mathcal{B}_j^{inf_{ij}^{\varphi}}$
begin
  foreach $(x, y) \in \mathcal{B}_j$ *such that* $(\mathcal{M}, y) \models_{BUL} \neg\varphi$ **do**
    $\mathcal{B}_j^{inf_{ij}^{\varphi}} := \mathcal{B}_j \setminus \{(x, y)\}$;
  end
end

Algorithm 5: $\mathcal{B}_j$ の更新手続き

input : $\mathcal{B}_k, inf_{ij}^{\varphi}, w_0$
output: $\mathcal{B}_k^{inf_{ij}^{\varphi}}$ $(k \neq j)$
begin
  $\mathcal{B}_k^{inf_{ij}^{\varphi}} := \mathcal{B}_k$;
end

Algorithm 6: $\mathcal{B}_k$ の更新手続き $(j \neq k)$

図 6.2 左において，(w_0, y) および (x, y) を削除した状態が図 6.2 右であるが，このままでは公理 (**B5**) に基づいて再び (x, y) が要請され，次に公理 (**B4**) によって (w_0, y)

[3] この立場は [2, 58] も同じであり，更新後のモデルはただ一つ存在し，$[inf_{ij}^{\varphi}]p = \neg[inf_{ij}^{\varphi}]\neg p$ が成り立つ．$\neg[inf_{ij}^{\varphi}]\neg\varphi \equiv \langle inf_{ij}^{\varphi}\rangle\varphi$ と (**AcFunc**) により，$[inf_{ij}^{\varphi}]\tilde{\psi}$ が成り立つならば結果として $\langle inf_{ij}^{\varphi}\rangle\tilde{\psi}$ が成り立つ．

[4] アルゴリズム 5 においては $B_j\neg\varphi$ が $\neg B_j\varphi$ を含意しないために場合分けを生じている．

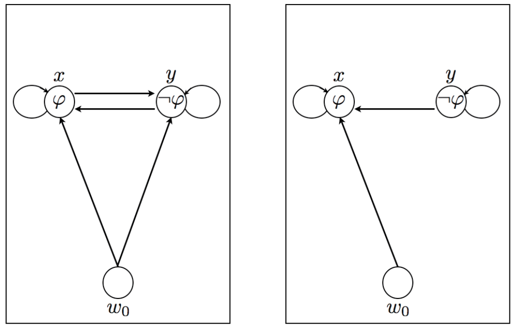

図 6.2: $\neg B_j\varphi$ から $B_j\varphi$ への不完全な更新

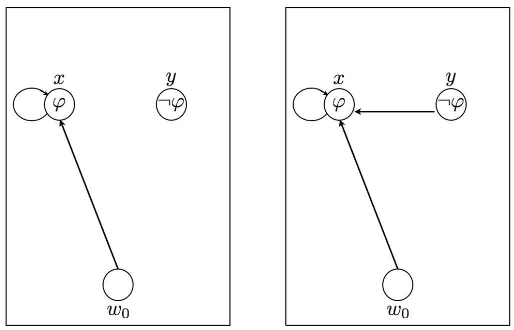

図 6.3: $\neg B_j\varphi$ から $B_j\varphi$ への完全な更新

を生じてしまう．したがって φ–世界と $\neg\varphi$–世界は **(B4)**(**B5**) によってアクセス経路を生じないように分断する必要がある (図 6.3)．

アルゴリズム 6 は，inf_{ij}^{φ} の実行により成り立つ論理式が信念に影響を受けないエージェントの信念更新手続きである．

ここで公理 **(AcBelr)** は以下のように意味づけられる．

$$
\begin{aligned}
&(\mathcal{M}^{inf_{ij}^{\varphi}}, w) \models_{BUL} B_j\tilde{\psi} \\
&\iff \forall (w, x) \in \mathcal{B}_j^{inf_{ij}^{\varphi}},\ (\mathcal{M}^{inf_{ij}^{\varphi}}, x) \models_{BUL} \tilde{\psi} \\
&\iff (\mathcal{M}, w) \models_{BUL} c_{ij} \text{ならば} \\
&\qquad\quad \forall (w, y) \in \mathcal{B}_j,\ (\mathcal{M}, y) \models_{BUL} \varphi \to [inf_{ij}^{\varphi}]\tilde{\psi}.
\end{aligned}
$$

すなわちアクセス関係の削除に基づいて $\mathcal{B}_j^{inf_{ij}^{\varphi}} \subseteq \mathcal{B}_j$ となっていることに注意する

必要がある．

以上のすべての更新手続きにおいて更新後の $\mathcal{B}^{inf_{ij}^{\varphi}}$ でも **K45** を充たすことを以下で証明する．

補題 1 $\mathcal{B}_j^{inf^{\varphi}} = \mathcal{B}_j \setminus \{(x,y) \mid \mathcal{M}^{inf_{ij}^{\varphi}}, y \models \neg\varphi\}$ に依処する信念演算子 **BK**, **B4**, **B5** を充たす．

(B4) 更新前は $(x,y),(y,z),(x,z) \in \mathcal{B}_j^{inf^{\varphi}}$ であって **(4)** は満たしていたにも関わらず，更新後は $(x,y),(y,z) \in \mathcal{B}_j^{inf^{\varphi}}$ かつ $(x,z) \notin \mathcal{B}_j^{inf^{\varphi}}$ となったとする．このような到達関係の削除が起こるためには $(\mathcal{M}^{inf_{ij}^{\varphi}}, z) \models_{BUL} \neg\varphi$ であった必要がある．しかし $(x,y),(y,z) \in \mathcal{B}_j^{inf_{ij}^{\varphi}}$ であるためには $(\mathcal{M},y) \models \varphi$, $(\mathcal{M},z) \models \varphi$ でなければならない．矛盾．

(B5) 更新前は **(B5)** は満たされていたにも関わらず，更新後 $(x,y),(x,z) \in \mathcal{B}_j^{inf^{\varphi}}$ であって，かつ $(y,z) \notin \mathcal{B}_j^{inf^{\varphi}}$ であるような y,z が存在したと仮定する．すると y,z の一方で $\neg\varphi$ でなければならない．もし $(\mathcal{M}^{inf_{ij}^{\varphi}}, y) \models_{BUL} \neg\varphi$ ならば (x,y) も $\mathcal{B}_j^{inf^{\varphi}}$ から除外されなければならない．z についても同様，これは矛盾である． ■

補題 2 アルゴリズム 5 の $\mathcal{B}_j^{inf^{\varphi}}$ はすべての可能世界 w において **K45** を充たす．

証明 1 補題 1 およびアルゴリズム 5 より． ■

補題 3 信念に変更の生じないエージェント k の信念の更新手順 $[inf_{ij}^{\varphi}]B_j\varphi$ による更新において変化の生じない信念到達可能関係 $\mathcal{B}_k (k \neq i)$ は更新後の $\mathcal{B}_k^{inf^{\varphi}}$ で **K45** を充たす．

証明 2 アルゴリズム 6 より． ■

定理 1 $\mathcal{B}_i^{inf^{\varphi}}$ および $\mathcal{B}_k^{inf^{\varphi}}$ は **K45** を充たす．

証明 3 補題 2，3 より． ■

6.3　BUL の BL への変換と証明システム

定義 36 (証明システム)BUL の証明システムは定義 33 の公理および以下の推論規則から定められる．

$$
\begin{array}{ll}
(\mathbf{NecB}) & \dfrac{\tilde{\varphi}}{B_i\tilde{\varphi}} \\
(\mathbf{NecAc}) & \dfrac{\tilde{\varphi}}{[inf_{ij}^{\varphi}]\tilde{\varphi}} \\
(\mathbf{MP}) & \dfrac{\tilde{\varphi}\ \tilde{\varphi}\rightarrow\tilde{\psi}}{\tilde{\psi}}
\end{array}
$$

$\mathcal{L}_{BUL}$ の論理式 χ は公理系を適応させ得られた帰結である．χ が証明可能であるとき，$\vdash_{BUL} \chi$ と記述する．また，$\Sigma \cup \{\chi\}$ が $\mathcal{L}_{BUL}$ のとき，χ は Σ から演繹可能であり，$\Sigma \vdash_{BUL} \chi$ と記述する．ただし，$\vdash_{BUL} \chi$，または，$\psi_1, \ldots, \psi_n \in \Sigma$ であり $\vdash_{BUL} (\psi_1, \ldots, \psi_n) \rightarrow \chi$ のときに限る．

定義 36 より，BUL の公理はどれも妥当であり，推論規則もどれも妥当性を保存する．よって明らかに妥当 (valid) であることがいえる．したがって，BUL は健全である．

定義 36 を $\mathcal{L}_{BUL}$ の論理式に適応させることで，行為項を取り除くことができ，$\mathcal{L}_{BUL}$ のすべての論理式は，完全性をすでに示した $\mathcal{L}_{BL}$ へ以下のように変換可能である．

定義 **37** (BUL から BL への変換)

(Tatoms)	$t(p)$	$=$	p
(Tverum)	$t(\top)$	$=$	$\top$
(Tneg)	$t(\neg\tilde{\varphi})$	$=$	$\neg t(\tilde{\varphi})$
(Tconj)	$t(\tilde{\varphi} \wedge \tilde{\psi})$	$=$	$t(\tilde{\varphi}) \wedge t(\tilde{\psi})$
(TBel)	$t(B_i\tilde{\varphi})$	$=$	$B_i t(\tilde{\varphi})$
(TAct)	$t([inf_{ij}^{\varphi}]p)$	$=$	$t(p)$
(TAcVer)	$t([inf_{ij}^{\varphi}]\top)$	$=$	$t(\top)$
(TAcCons)	$t([inf_{ij}^{\varphi}][inf_{jk}^{\psi}]\tilde{\varphi})$	$=$	$t([inf_{ij}^{\varphi}]t([inf_{jk}^{\psi}]\tilde{\varphi}))$
(TAcK)	$t([inf_{ij}^{\varphi}](\tilde{\varphi} \to \tilde{\psi}))$	$=$	$t([inf_{ij}^{\varphi}]\tilde{\varphi}) \to t([inf_{ij}^{\varphi}]\tilde{\psi})$
(TAcFunc)	$t([inf_{ij}^{\varphi}]\neg\tilde{\psi})$	$=$	$\neg t([inf_{ij}^{\varphi}]\tilde{\psi})$
(TAcBelr)	$t([inf_{ij}^{\varphi}]B_j\tilde{\psi})$		
		$=$	$t(c_{ij}) \to B_j(t(\varphi) \to t([inf_{ij}^{\varphi}]\tilde{\psi}))$
(TAcBelo)	$t([inf_{ij}^{\varphi}]B_k\tilde{\psi})$	$=$	$B_k t([inf_{ij}^{\varphi}]\tilde{\psi})$ $(j \neq k)$

本手法による更新では各可能世界での命題変数への真偽値割り当てには変化がないため，$t(p) \leftrightarrow p$ とする．また伝達行為によるモデルの更新後においても起点となる真偽値は変化がないため，$t([inf_{ij}^{\varphi}]p) = t(p)$ とする．

上記の変換は以下の補題から証明することができる．以下で命題論理の言語 $Prop$, BL の言語 $\mathcal{L}_{BL}$ および BUL の言語 $\mathcal{L}_{BUL}$ の記号を用いる．

系 **1** すべての論理式 $\delta \in \mathcal{L}_{BUL}$ は，定義 37 の変換規則および定義 36 の公理と推論規則を適用させることにより，$\vdash_{BUL} \delta \to \vdash_{BL} t(\delta)$ である．

補題 **4** $\mathcal{M}$ は $\mathcal{L}_{BUL}$ のモデル，w を $\mathcal{M}$ の可能世界としたとき論理式 $\delta \in \mathcal{L}_{BUL}$ は，定義 37 の変換規則および定義 36 の公理と推論規則を適用させることにより，$(\mathcal{M}, w) \models_{BUL} \delta \Leftrightarrow (\mathcal{M}, w) \models_{BUL} t(\delta)$ を充たす．

証明 **4** $\delta \in \mathcal{L}_{BUL}$ に $[inf_{ij}^{\varphi}]$ を定義 37 の変換規則および定義 36 の公理と推論規則を適用させることによって変換されるすべての論理式 $t(\delta) \in \mathcal{L}_{BUL}$ は $(\mathcal{M}, w) \models_{BUL} \delta \Leftrightarrow (\mathcal{M}, w) \models_{BUL} t(\delta)$ を充たす． ■

次に，BUL の変換規則が $\vdash_{BUL} \tilde{\varphi} \leftrightarrow t(\tilde{\varphi})$ であることを以下で証明する．

補題 5 $\tilde{\varphi} \in \mathcal{L}$ となるすべての論理式 $\tilde{\varphi}$ は $\vdash_{BUL} \tilde{\varphi} \leftrightarrow t(\tilde{\varphi})$ を充たす.

証明 5 $\tilde{\varphi}$ に対し，帰納的に証明を与える.

1. $\tilde{\varphi} \in \mathcal{A}t$ のとき，(**Tatoms**) および (**Tverum**) より $t(\tilde{\varphi}) \leftrightarrow \tilde{\varphi} \cdots (1)$.

2. $\tilde{\varphi} \in \mathcal{P}rop$ のとき.

   (2-1) $\tilde{\varphi} = \neg\varphi$，$\varphi \in \mathcal{A}t$ のとき，(**Tneg**) より

$$t(\neg\varphi) = \neg t(\varphi)$$

   さらに，(1) より

$$\neg t(\varphi) \leftrightarrow \neg\varphi$$

   よって，$t(\neg\varphi) \leftrightarrow \neg\varphi \cdots (2)$

   (2-2) $\tilde{\varphi} = \varphi \wedge \psi$，$\varphi, \psi \in \mathcal{A}t$ のとき，(**Tconj**) より

$$t(\varphi \wedge \psi) = t(\varphi) \wedge t(\psi)$$

   さらに，(1) より

$$t(\varphi) \leftrightarrow \varphi$$

   よって $t(\varphi \wedge \psi) \leftrightarrow \varphi \wedge \psi \cdots (3)$

   すべての $\tilde{\varphi} \in \mathcal{P}rop$ は (2),(3) に帰着できる．したがって，任意の $\tilde{\varphi} \in \mathcal{P}rop$ のとき $t(\tilde{\varphi}) \leftrightarrow \tilde{\varphi} \cdots (4)$

3. $\tilde{\varphi} \in \mathcal{L}_{BL}$ のとき.

   (3-1) $\tilde{\varphi} = B_i\varphi$，$\varphi \in \mathcal{P}rop$ のとき，(**TBel**) より

$$t(B_i\varphi) = B_i t(\varphi)$$

   さらに，(4) より

$$B_i t(\varphi) \leftrightarrow B_i\varphi$$

   よって $t(B_i\varphi) \leftrightarrow B_i\varphi \cdots (5)$

(3-2) $\tilde{\varphi} = \neg B_i\varphi$，$\varphi \in \mathcal{P}rop$ のとき，(**Tneg**) より

$$t(\neg B_i\varphi) = \neg t(B_i\varphi)$$

(5) より

$$\neg t(B_i\varphi) \leftrightarrow \neg B_i t(\varphi)$$

さらに，(4) より

$$\neg B_i t(\varphi) \leftrightarrow \neg B_i\varphi$$

よって，$t(\neg B_i\varphi) \leftrightarrow \neg B_i\varphi \cdots (6)$

(3-3) $\tilde{\varphi} = B_i\varphi \wedge B_j\psi$，$\varphi, \psi \in \mathcal{P}rop$ のとき，(**Tconj**) より

$$t(B_i\varphi \wedge B_j\psi) = t(B_i\varphi) \wedge t(B_j\psi)$$

(5) より

$$(t(B_i\varphi) \wedge t(B_j\psi)) \leftrightarrow (B_i t(\varphi) \wedge B_j t(\psi))$$

さらに，(4) より

$$(B_i t(\varphi) \wedge B_j t(\psi)) \leftrightarrow (B_i\varphi \wedge B_j\psi)$$

よって，$t(B_i\varphi \wedge B_j\psi) \leftrightarrow B_i\varphi \wedge B_j\psi \cdots (7)$

すべての $\tilde{\varphi} \in \mathcal{L}_{BL}$ は (5)，(6)，(7) に帰着できる．よって，$\tilde{\varphi} \in \mathcal{L}_{BL}$ のとき $t(\tilde{\varphi}) \leftrightarrow \tilde{\varphi} \cdots (8)$

4. $\tilde{\varphi} \in \mathcal{L}_{BUL}$ のとき．

(4-1) $\tilde{\varphi} = [inf_{ij}^{\varphi}]\psi$，$\psi \in \mathcal{A}t$ のとき，(**TAct**) および (**TAcVer**) より

$$t([inf_{ij}^{\varphi}]\psi) \leftrightarrow t(\psi)$$

(1) より

$$t(\psi) \leftrightarrow \psi$$

さらに，(**Act**) および (**AcVer**) より

$$\psi \leftrightarrow [inf_{ij}^{\varphi}]\psi$$

よって，$t([inf_{ij}^{\varphi}]\psi) \leftrightarrow [inf_{ij}^{\varphi}]\psi \cdots (9)$

(4-2) $\tilde{\varphi} = [inf_{ij}^{\varphi}]\psi$，$\psi \in \mathcal{P}rop$ のとき，

$*$ $\psi = \neg\psi_1$，$\psi_1 \in \mathcal{A}t$ のとき，(**TAcFunc**) より

$$t([inf_{ij}^{\varphi}]\neg\psi_1) = \neg t([inf_{ij}^{\varphi}]\psi_1)$$

(9) より

$$\neg t([inf_{ij}^{\varphi}]\psi_1) \leftrightarrow \neg[inf_{ij}^{\varphi}]\psi_1$$

ここで (**AcFunc**) より

$$\neg[inf_{ij}^{\varphi}]\psi \leftrightarrow [inf_{ij}^{\varphi}]\neg\varphi$$

よって，$t([inf_{ij}^{\varphi}]\neg\psi_1) \leftrightarrow [inf_{ij}^{\varphi}]\neg\psi_1 \cdots$ (10)

$*$ $\psi = \psi_1 \wedge \psi_2$，$\psi_1, \psi_2 \in \mathcal{A}t$ のとき，(**AcK**) および (**AcFunc**) より

$$t([inf_{ij}^{\varphi}](\psi_1 \wedge \psi_2)) \leftrightarrow t([inf_{ij}^{\varphi}]\psi_1) \wedge t([inf_{ij}^{\varphi}]\psi_2)$$

(9) より

$$(t([inf_{ij}^{\varphi}]\psi_1) \wedge t([inf_{ij}^{\varphi}]\psi_2)) \leftrightarrow ([inf_{ij}^{\varphi}]\psi_1 \wedge [inf_{ij}^{\varphi}]\psi_2)$$

よって，$t([inf_{ij}^{\varphi}](\psi_1 \wedge \psi_2)) \leftrightarrow [inf_{ij}^{\varphi}]\psi_1 \wedge [inf_{ij}^{\varphi}]\psi_2 \cdots$ (11)

(9)，(10)，(11) より，$\tilde{\varphi} = [inf_{ij}^{\varphi}]\psi$，$\psi \in \mathcal{P}rop$ のとき，$t([inf_{ij}^{\varphi}]\psi) \leftrightarrow [inf_{ij}^{\varphi}]\psi \cdots$ (12)

(4-3) $\tilde{\varphi} = [inf_{ij}^{\varphi}]B_j\psi$，$\psi \in \mathcal{P}rop$ のとき．(**TAcBelr**) より

$$t([inf_{ij}^{\varphi}]B_j\psi) = t(c_{ij}) \to B_j(t(\varphi) \to t([inf_{ij}^{\varphi}]\psi))$$

(1) より

$$(t(c_{ij}) \to B_j(t(\varphi) \to t([inf_{ij}^{\varphi}]\psi))) \leftrightarrow (c_{ij} \to B_j(t(\varphi) \to t([inf_{ij}^{\varphi}]\psi)))$$

(4) より

$$(c_{ij} \to B_j(t(\varphi) \to t([inf_{ij}^{\varphi}]\psi))) \leftrightarrow (c_{ij} \to B_j(\varphi \to t([inf_{ij}^{\varphi}]\psi)))$$

さらに，(12) より

$$(c_{ij} \to B_j(\varphi \to t([inf_{ij}^{\varphi}]\psi))) \leftrightarrow (c_{ij} \to B_j(\varphi \to [inf_{ij}^{\varphi}]\psi))$$

(**AcBelr**) より

$$[inf_{ij}^{\varphi}]B_j\psi \leftrightarrow (c_{ij} \to B_j(\varphi \to [inf_{ij}^{\varphi}]\psi))$$

であるから，よって $t([inf_{ij}^{\varphi}]B_j\psi) \leftrightarrow [inf_{ij}^{\varphi}]B_j\psi \cdots (13)$

(4-4) $\tilde{\varphi} = [inf_{ij}^{\varphi}]B_k\psi(k \neq j)$，$\psi \in \mathcal{P}rop$ のとき，(**TAcBelo**) より

$$t([inf_{ij}^{\varphi}]B_k\psi) = B_k t([inf_{ij}^{\varphi}]\psi)$$

(12) より

$$B_k t([inf_{ij}^{\varphi}]\psi) \leftrightarrow B_k[inf_{ij}^{\varphi}]\psi$$

よって，$t([inf_{ij}^{\varphi}]B_k\psi) \leftrightarrow B_k[inf_{ij}^{\varphi}]\psi \cdots (14)$

(4-5) $\tilde{\varphi} = [inf_{ij}^{\varphi}]\neg B_a\psi$，$\psi \in \mathcal{P}rop$ のとき，(**TAcFunc**) より

$$t([inf_{ij}^{\varphi}]\neg B_a\psi) = \neg t([inf_{ij}^{\varphi}]B_a\psi)$$

(13)(14) より

$$\neg t([inf_{ij}^{\varphi}]B_a\psi) \leftrightarrow \neg[inf_{ij}^{\varphi}]B_a\psi$$

(**AcFunc**) より

$$\neg[inf_{ij}^{\varphi}]B_a\psi \leftrightarrow [inf_{ij}^{\varphi}]\neg B_a\psi$$

であるから，よって $t([inf_{ij}^{\varphi}]B_a\psi) \leftrightarrow [inf_{ij}^{\varphi}]B_a\psi \cdots (15)$

(4-6) $\tilde{\varphi} = [inf_{ij}^{\varphi}](B_a\psi \wedge B_b\chi)$ のとき，(**TAcK**) および (**TAcFunc**) より

$$t([inf_{ij}^{\varphi}](B_a\psi \wedge B_b\chi)) \leftrightarrow (t([inf_{ij}^{\varphi}]B_a\psi) \wedge t([inf_{ij}^{\varphi}]B_b\chi))$$

ここで (13)(14) より

$$t([inf_{ij}^{\varphi}]B_a\psi) \leftrightarrow [inf_{ij}^{\varphi}]B_a\psi,\ t([inf_{ij}^{\varphi}]B_b\psi) \leftrightarrow [inf_{ij}^{\varphi}]B_b\psi$$

であるから，よって $t([inf_{ij}^{\varphi}](B_a\psi \wedge B_b\psi)) \leftrightarrow [inf_{ij}^{\varphi}]B_a\psi \wedge [inf_{ij}^{\varphi}]B_b\psi \cdots (16)$

(4-7) $\tilde{\varphi} = [inf_{ij}^{\varphi}][inf_{jk}^{\psi}]\chi$，$\chi \in \mathcal{L}_{BL}$ のとき，(**TAcCons**) より

$$t([inf_{ij}^{\varphi}][inf_{jk}^{\psi}]\chi) = t([inf_{ij}^{\varphi}]t([inf_{jk}^{\psi}]\chi))$$

(19) より

$$t([inf_{ij}^{\varphi}]t([inf_{jk}^{\psi}]\chi)) \leftrightarrow [inf_{ij}^{\varphi}]t([inf_{jk}^{\psi}]\chi)$$

さらに，(19) より

$$[inf_{ij}^{\varphi}]t([inf_{jk}^{\psi}]\chi) \leftrightarrow [inf_{ij}^{\varphi}][inf_{jk}^{\psi}]\chi$$

よって，$t([inf_{ij}^{\varphi}][inf_{jk}^{\psi}]\chi) \leftrightarrow [inf_{ij}^{\varphi}][inf_{jk}^{\psi}]\chi \cdots$ (20)

(20) より $\tilde{\varphi} \in \mathcal{L}_{BUL}$ となるすべての論理式が $\vdash_{BUL} \tilde{\varphi} \leftrightarrow t(\tilde{\varphi})$ を充たす． ■

$\mathcal{L}_{BUL}$ は $\mathcal{L}_{BL}$ へ変換可能である．したがって，$\mathcal{L}_{BUL}$ の完全性は，$\mathcal{L}_{BL}$ の完全性により導くことができる．

定理 2 (BUL の完全性) すべての $\Sigma \cup \{\varphi\}$ が $\mathcal{L}_{BUL}$ であるとき，$\Sigma \models_{BUL} \varphi$ ならば $\Sigma \vdash_{BUL} \varphi$ を充たす．

証明 6 命題 1，補題 4 および補題 5 より． ■

6.4 BUL の特徴と課題

6.4.1 矛盾した情報の解決

FIPA の仕様に従えば，エージェント i がエージェント j に $\varphi \wedge B_j\varphi$ を送信したとき j の信念にそのまま送信内容が入るとすると，

$$B_j(\varphi \wedge \neg B_j\varphi) \rightarrow B_j\varphi \wedge B_j\neg B_j\varphi \underset{\mathbf{(B4)}}{\rightarrow} B_jB_j\varphi \wedge B_j\neg B_j\varphi$$

のように矛盾を生じることになる．ところが BUL の更新では，$\neg\varphi$ へのアクセス関係の削除と $\neg B_j\varphi$ を充たすために $B_j\varphi$ であるところを削除するため，結果として送信内容がそのまま j の信念内容とはならない．

いま図 6.4 においてアルゴリズム 5,6 に従って $\neg(\varphi \wedge \neg B_j\varphi) = \neg\varphi \vee B_j\varphi$ であるところへのアクセス関係の削除を行うと，結果として $B_j\varphi$ のみが残る[5]．

[5] この更新手続きにおいては $\neg\varphi$ へのアクセスを削除したのちに $B_j\varphi$ へのアクセスを削除してはならない．あくまで $\neg\varphi \vee B_j\varphi$ のところを同時に削除する必要があることに注意．

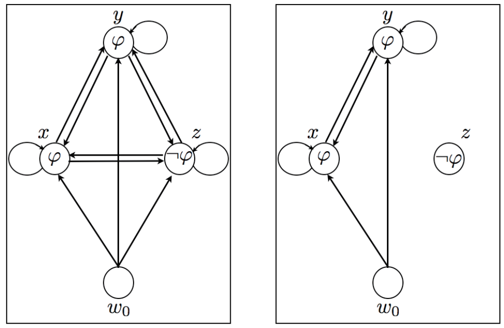

図 6.4: 矛盾した情報の受信による更新

6.4.2　*BUL* における **FP** の制限

1 節で議論した FIPA の FP にはさまざまな条件が課せられていた．例えば，

$$\begin{aligned} FP: &\quad B_i\varphi \wedge c_{ij} \\ &\quad \Downarrow\ [inf_{ij}^{\varphi}] \\ RE: &\quad B_j\varphi \end{aligned}$$

のように考えると，通信が成立する前件としては送信側のエージェントの情報認識 $B_i\varphi$ が求められている．*BUL* においてこのように FP を変更するには本節では定義 33 の (**AcBelr**) を以下のように変更する．

$$(\textbf{AcBelr})\quad [inf_{ij}^{\varphi}]B_j\tilde{\psi} \leftrightarrow ((B_i\varphi \wedge c_{ij}) \to B_j(\varphi \to [inf_{ij}^{\varphi}]\tilde{\psi}))$$

この上で翻訳規則を変更し，かつアクセス関係の更新手続きにおいてアルゴリズム 5, 6 を援用すれば同じように **K45** を充たす更新が可能である．

6.4.3　同時通信の形式化

本研究では同時に複数のエージェントによる伝達行為の実行は考察しなかった．これは同時に矛盾した論理式が，複数のエージェントにより伝達された場合の信念修正をどのように行うかが解決されていないからである．[10, 43] では伝達された論理式が伝達先のエージェントの信念へ組み込まれるのではなく，伝達行為を

実行したエージェント i が φ を信念として持つという信念を持つに至る ($B_j B_i \varphi$) としている．このことは BUL で以下のように表記ことができる．

$$\mathcal{M}, w_0 \models_{BUL} \neg B_j \varphi$$
$$\mathcal{M}', w_0 \models_{BUL} B_j B_i \varphi$$

ここで，送信側のエージェント i，受信側のエージェントを j，伝達される論理式を $\varphi \in \mathcal{L}_{BL}$，更新後のモデルを $\mathcal{M}'$ とする．

確かに，上記の Cohen らによる伝達行為の帰結を採用すれば，矛盾した論理式が同時に伝達されても伝達先のエージェントの信念内で矛盾が生じることはない．しかし，本研究では 2 節で述べたとおり，エージェントの信念をすべて表現するわけではなく，したがって伝達内容に直接関わらない命題に副作用が生じる可能性がある．したがって同時通信の枠組みを本研究に取り入れるためには，通信の同時性というメカニズムを論理で正しく表現するとともに，信念修正 (belief revision) に関わる諸問題すなわち矛盾に対する preference や派生する命題の妥当性などを適切に解決する必要がある．

6.4.4 伝達行為の失敗の形式化

BUL では，様相演算子として知識ではなく信念を用いた．その理由として，実問題へ適用させた場合に，エージェントの信念と実際の命題の真偽値との相違がしばしば生じるためである．しかし，信念を採用した場合においても，通信行為が実際に行われたがその行為が失敗したというような現実の問題を記述するにはまだ不足がある．例えば，エージェントが信念として持つ通信チャネルと実際の通信チャネルが異なった場合が考えられる．例えばチャネルを電話番号や e-mail アドレスと考えたときに，伝達行為が行われても情報が不達となる状況に遭遇する．このような状況を考慮すると，伝達行為は失敗したが送信相手の信念状態に対して誤った認識を持つというような事態を以下のように BUL の論理式で構成することができる．

$$FP : B_i \varphi \wedge B_i \neg B_j \varphi \wedge B_i c_{ij} \wedge \neg c_{ij}$$
$$RE : B_i B_j \varphi$$

しかしながら，現在の *BUL* では可能世界のアクセス経路の削除という方法で信念を変更しており，相手エージェントの信念状態をも更新するような自エージェントの信念更新は手続き的にも大変困難であろうと思われる.

第 7 章

まとめ

本研究では，エージェント間通信におけるエージェント間の通信可能性，これに基づいた通信行為 *inform* およびエージェントの信念変化をクリプキモデル上で評価可能な論理体系の導入を目指した．

まず，この目標を達成すべく最初に取り組んだのが $B_{CTL/c}$ である．$B_{CTL/c}$ では，人間によるコミュニケーションでは送信先のとの通信は送信元が通信可能だと判断したとしても必ず成功する保障はないという立場を取った．この立場に従い，*inform* に通信チャネルの有無により成功・失敗の分岐した帰結を与えた．また，$B_{CTL/c}$ のモデルはエージェントの信念を示したものであり，通信チャネルおよび命題変数の真偽値は現実世界と照会することで初めて明らかになるという特殊なモデルを与えた．しかし，各可能世界には必ず命題変数の真偽値が割り当てられているとする可能世界意味論を与えることができず，計算機上にシステムとして実装するに留まった．また，従来の様相論理でのクリプキモデルは静的であることが前提であり，われわれが $B_{CTL/c}$ で与えたモデルはこの前提についても逸脱したものであった．

次に，B_c^{inf} では以上の課題点を踏まえてチャネルが真のときのみ *inform* の帰結が得ることができると変更をし，エージェントの状態変化についても分岐型ではなく線形型の時間軸とした．さらに，動的なモデルの更新が可能な動的論理 [29] を加え，論理体系を拡張した．しかしながら，状態間の関係とモデル間の関係が供に *inform* の実行に関連づけられているという課題があがった．BDI_{CTL*}[51] およびこの他の時相論理 [14, 15] において，状態遷移は何らかのイベントにより生じる

としている．つまり，われわれの立場でいう *inform* がこのイベントに相当することになる．ここで問題となるのが，動的論理でのモデル変化が時相論理における状態変化に近いものであるという点である．以上の課題に加え，モデルの更新に伴い過去の状態が残るがこれらを推論する演算子が存在しないという点についても課題点があった．

そして，*BUL* では可能世界に状態を含まないクリプキモデルを採用し，到達可能関係を削除することでモデルを更新するとう方法 [2, 58] を用いた．以上により $B_{CTL/c}$ および B_c^{inf} で抱えていた課題の解決に加え，エージェントの信念更新についても詳細に更新手順を定めた．*BUL* に関する議論で特に重要なのが，信念の様相演算子の公理系を **KD45** ではなく **K45** と定めた点である．公理 **D** は到達可能関係が継続的である性質を要請する．しかし，到達可能関係を削除することで信念更新を行うため，可能世界に到達可能関係が存在しない状態が *BUL* では生じる．つまり，到達可能関係が継続的であるという性質を持っていると以上の状態ではこれを充たさなくなる．したがって，公理 **D** を公理系に含めず **K45** とし，モデルの更新を行った後でも **K45** を充たす更新手順を定めた．さらに，*BUL* の健全性および完全性についても示すことができ $B_{CTL/c}$ および B_c^{inf} では前述した課題点を *BUL* ではすべて解決することができた．ただし，*BUL* では信念修正についての議論を避けており，AGM[20] をはじめ信念修正に関連する研究分野にて提案された手法を取り入れ新たに議論を加える必要がある．これとは別に，[2, 58] とは異なった更新手法 [3, 6] を *BUL* に採用した場合についても議論する必要がある．更新論理における到達可能関係を削除しモデルを更新するという方法は大変シンプルで論理的にも扱いやすい．だが，到達可能関係をすべて削除してしまった場合はたとえ *inf* が実行されようともモデルに変化が生じない．さらに，重要な点として更新論理でベースとなる論理体系は更新論理を導入する前に健全で尚かつ完全であることを明らかにしておかなければならない．もし，ベースの論理体系が不完全であると更新論理はこの不完全な部分をそのまま引き継ぎ問題を拡大させてしまう．われわれの B_c^{inf} がこの典型的な例であるといえる．したがって，汎用性を考慮すると更新論理は必ずしも最適な論理体系ではない．以上の点からも現在採用しているモデルの更新方法以外のものとの比較は重要な課題である．

最後に，われわれは本章の初めに述べた通りエージェント間通信の論理的な形式

化を目標を掲げ，最終的に問題を単純化したが第 6 章の *BUL* でこれを達成できた．ただし，エージェント間通信の論理的な形式化は，本稿の $B_{CTL/c}$ から *BUL* への経緯を見ていただければ解る通り，問題を単純化しても尚様々な課題点が生じ容易ではない．本稿では，エージェントの心的状態はあくまで信念のみとしているが，[25] で提案されている知識と信念および Uncertainty からなる論理または *BDI* 論理といった複数の心的状態を含む論理に動的なモデルを加え，さらに更新後のモデルにおいても定められている公理系を充たすという更新手順を与えるには様々な問題が生じることが予想できるが，*BUL* にて単純化した問題を解決する上でこういった論理体系を導入することは必要不可欠である．今後は，*BUL* の課題を解決しさらに広い範囲のエージェント間通信の論理的な形式化を目指し研究に取り組んでいく．

謝辞

本研究を取り組むにあたり，大変有益なご助言とご指導をいただきました北陸先端科学技術大学院大学情報科学研究科の東条 敏教授，永田 裕一助教，情報通信研究機構言語基盤グループの鳥澤 健太郎グループリーダー (前 北陸先端科学技術大学院大学情報科学研究科　准教授)，北海道大学大学院文学研究科思想文化学専攻 山田 友幸 教授，名古屋工業大学工学研究科産業戦略工学専攻 伊藤 孝行 准教授に深く感謝致します．

東条教授には，他分野出身である私に対して論理学という学問を一から大変丁寧なご指導とご助言をいただきました．また，論文の執筆，発表，テニスに至るまで数多くのご助言・ご指導いただき，数多くの学会に国内外問わず自由に参加させていただきました。

永田助教には，研究室のゼミおよびミーティングにて貴重なご助言を頂きました．また，学生生活についても様々なご助言を頂きました．

鳥澤グループリーダーには，本研究および副テーマに関するご助言，また学生生活においてご指導をいただきました．

山田教授には，本稿を執筆するにあたり数多くの貴重なご助言，ご指導をいただきました。

伊藤准教授には，副テーマの指導にとどまらず，研究全般，人生について貴重なご助言，ご指導いただきました．また，企業との製品等の貴重な経験をさせていただきました．

最後に，本論文をまとめるにあたりご協力いただだいた東条研究室の諸兄，副テーマを取り組んだときに長期間滞在させていただいた名古屋工業大学伊藤研究室の諸兄に深く感謝致します．

参考文献

[1] Baltag, A., Moss, L. S., Solecki, S. : The Logic of Public Announcements, Common Knowledge, and Private Suspicions. Technical Report TR534, Department of Computer Science(CSCI), Indiana University (1999)

[2] van Benthem, J., van Eijck, J. and Kooi, B. : Common knowledge in update logics, In *Proc. the 10th conference on Theoretical aspects of rationality and knowledge(TARK10)*, pp. 253 – 261 (2005)

[3] van Benthem, J. : Dynamic Logic of Belief Revision, *Journal of Applied Non-Classical Logics*(17:2), pp. 129–155 (2007)

[4] Bordini, R. H., Pardavila, C. and Wooldridge, M. : Model Checking Agentspeek, In *Proc. the Secound International Conference on Autonomouw Agents and Multiagent Systems (AAMAS)* (2003)

[5] Bratman, M. E. : Intention, Plans and Practical Reason. Harvard University Press (1987)

[6] Cantwell, J. : A Formal Model of Multi-Agent Belief-Interaction, *Journal of Logic, Language and Information*,Vol 15, pp.303–329 (2006)

[7] Cohen, P. R. and Levesque, H. J. : Rational interaction as the basis for communication, MIT press, Cambridge, pp. 221–255 (1990)

[8] Cohen, P. R. and Levesque, H. J. : Performatives in a Rationally Based Speech Act Theory, In *Proc. the 28th Annual Meeting on Association for Computational Linguistics*, pp.79–88 (1990)

[9] Cohen, P.R., Morgan, J. and Pollack, M. E. : Intentions in Communication, MIT press (1990)

[10] Cohen, P. R. and Perrault, C. R. : Elements of a Plan Based Theory of Speech Acts, M.P.Huget (eds.), Lecture Notes in Communication in Multiagent Systems, Springer Verlag (2003)

[11] van Ditmarsch, H.P., van der Hoek, W. and Kooi, B.P,: Concurrent Dynamic Epistemic Logic for MAS, *Proc. in The 2nd International Joint Conference on Autonomous Agents and Multiagent Systems*(AAMAS), ACM Press, pp. 201–208 (2003).

[12] Dragoni, A. F., Giorgini, P. and Serafini, L. : Mental States Recognition from Communication, Journal of Logic and Computation 12(1). Oxford University Press, pp. 119–136. (2002)

[13] van Eijk, R. M., Boer, F. S. der, Hoek, W. van der, and Meyer, J-J. Ch. : Process algebra for agent communication: A general semantic approach. In Huget, M. P. (Ed.), *Communication in Multiagent Systems Agent Communication Languages and Conversation Policies*, Springer-Verlag (2003)

[14] Emerson, A.E., and Halpern, J.Y. : Decision Procedures and Expressiveness in The Temporal Logic of Branshing Time, In *Proc. 14th Annual ACM Symposium*, pp. 69 – 180 (1982)

[15] Emerson, E. A. and Srinivasan, J. :Branching time temporal logic, In *Proc. Linear time, Branching Time and Partial Order in Logics and models for Concurrency*, J. W. de Bakker, W. P. de Roever and G. Rozenberg, Springer-Verlag, pp. 123 – 172 (1989)

[16] Emerson, E. A.: Temporal and Modal Logic, In J. van Leeuwen, editor, *Handbook of Theoretical Computer Science Volume B.V: Formal Models and Semantics*, Elsevier Science Publishers, pp. 996–1072 (1990)

[17] Finin, T., McKay, D., Fritzson, R. and McEntire : KQML, An Information and Knowledge Exchange Protocal, Knowledge Building and Knowledge Sharing, Ohmsha and IOS Press (1994)

[18] Foundation for Intelligent Physical Agents(FIPA), Agent Communication Language Specification, http://www.drogo.cselt.it/fipa.org (1997)

[19] Foundation for Intelligent Physical Agents(FIPA), Communicative act library specification, http://www.fipa.org (2000)

[20] Gärdenfors, P. : Belief revision, Cambridge University Press (1992)

[21] Gerbrandy J. : Dynamic Epistemic Logic, In: Lawrence S. Moss, Jonathan Ginzburg, and Maarten de Rijke, editors, *Logic, Language and Computation*, CSLI Publications, Stanford, vol.2, 1999, pp 67–84.

[22] Hagiwara, S., Kobayashi, M. and Tojo, S. : Belief Updating by Communiaction Channel, in Inoue, K., Satoh, K., Toni, F. (eds.), Computational Logic in Multi-Agent Systems, 7th International Workshop, CLIMA VII, Hakodate, Japan, May 2006, Revised Selected and Invited Papers, Lecture Notes in Artificial Intelligence, Springer Verlag, pp.211-225 (2007)

[23] Halpern, J. Y.: Using Reasoning about Knowledge to Analyze Distributed Systems, *Anaal Review of Computer Science* 2, pp. 37 – 68 (1987)

[24] Halpern, J. Y.: Knowledge and Common Knowledge in a Distributed Environment, *Journal of the ACM*, 37(3) (1990)

[25] Halpern, J. Y. : The relationship between knowledge, belief, and Certainty, *Annals of Mathmatics and Artificial Intelligence 4*, pp. 301 – 322 (1991)

[26] Halpern, J. Y. and Moses, Y. : A Guide to Completeness and Complexity for Modal Logics of Knowledge and Belief, *Artificial Intelligence*, 54, pp.319-379 (1992)

[27] Halpern, J. Y., Fagin, R., Moses, Y. and Vardi, M. Y. : Reasoning About Knowledge, MIT Press (1995)

[28] Halpern, J. Y. : Reasoning About uncertainty, MIT press (2005)

[29] Harel, D., Kozen, D. and Tiuryn, J. : Dynamic Logic, Handbook of philosophical Logic, MIT press, pp.497–604 (1984)

[30] Harel, D., Kozen, D. and Tiuryn, J. : Dynamic Logic (Foundations of Computing Series), MIT press (2000)

[31] Hintikka, J. : Knolwedge and Belief, Cornell University Press (1962)

[32] van der Hoek, W. and Wooldridge, M. : Model Checking Knowledge and Time, In *Proc. the Ninth International SPIN Workshop on Model Checking of Software* (2002)

[33] Huber, M. J., Kumar, S. and McGee, D. : Toward a Suite of Performatives Based upon Joint Intention Theory, Lecture Notes in Computer Science, Springer Verlag, pp. 226–241 (2005)

[34] Huget, M. P. and Wooldridge, M. : Model Checking for ACL Compliance Verification : In *Proc. Workshop on Agent Communication Languages and Converstion Policies* (2003)

[35] Kobayashi, M. and Tojo, S. : Agent Communicability in Belief Update Logic, *Proc. the 6th International Workshop on Declarative Agent Languages and Technologies* (DALT), pp.206–221 (2008)

[36] Kobayashi, M., Hagiwara, S. and Tojo, S.: Analysis of Miscommunication in Legal Cases, the 2nd International Workshop on Juris-informatics(JURISIN), pp. 83 – 92 (2008)

[37] Konolige, K. : A Deduction Modal of Belief, Pitman Publishing pp. 99 (1986)

[38] Kooi, B., van Benthem, J. : Reduction Axioms for Epistemic Actions, in Schmidt, R., Pratt-Hartman, I., Reynolds, M. and Wansing, H. (eds), *Preliminary Proceedings of AiML-2004*, Department of Computer Science, University of Manchester, pp. 197–211 (2004)

[39] Kripke, S. : Semantical Analysis of Modal Logic, Zeitschrift fü Mathematische Logik und Grundlagen der Mathematik, 9, pp.67–96 (1963)

[40] Kumar, S., Huber, M. J., McGee, D. R., Cohen, P. R. and Levesque, H. J. : Semantics of Agent Communication Languages for Group Interaction, In *Proc. the 17th International Conference on Artificial Intelligence*, pp.42–47 (2000)

[41] Kumar, S., Cohen, P. R. and Levesque, H. J. : The Adaptive Agent Architecture: Achieving Fault-Tlerance Using Persistent Broker Teams, In *Proc. the 5th International Conference on Multiagent Systems*, pp. 159–166 (2000)

[42] Manzano, M. : Introduction to many-sorted logic. In *Many-sorted logic and its applications*, Meinke,K., Tucker, J. V., John Willy & Sons, Inc., pp. 3 – 86 (1993)

[43] Marcus, H., Kumar, S., and Cohen, P.R. : A formal Semantics for proxy communicative acts, In *Proc. Agent Theories, Architectures, and Languages*(ATAL) (2001)

[44] Mainard-Reid II : Pedigreed Belief Change, Ph.D. Thesis, Stanford University (2001)

[45] Meyer, Ch. J-J. : Dynamic logic for reasoning about actions and agents, Spring Carnival of Philosophical Logic, Uppsala University (2001)

[46] Parikh, R., Moss, L. and Steinsvold, C. : Topology and epistemic logic, In Handbook of Spatial Logic, (eds) Marco Aiello, Ian Pratt-Hartmann and Johan van Benthem, Springer (2007)

[47] Parikh, R., Pacuit, E. and Cogan, E. : The logic of knowledge based obligation, In *Proc. Declarative Agent Languages and Technologies*(DALT), pp. 53–60 (2006).

[48] Plaza, J. A. : Logics of public communications, in Emrich, M. L., Pfeifer, M. S., Hadzikadic, M., and Ras, Z. W. (eds.), *Proc. of the 4th International Symposium on Methodologies for Intelligent Systems*, pp. 201–216 (1989)

[49] Prior, A. : Past, Present and the Future, Oxford Clarendon Press (1967)

[50] Rao, A. S. and Gergeff, P. M. : Modeling Rational Agents within a BDI-Architecture, Journal of Logic and Computation 9(3), pp. 293–342 (1998)

[51] Rao, A. S. and Georgeff, P. M. : Decision procedures for BDI logics, *Journal of Logic and Computation*, vol. 8(3), pp.293 – 343 (1998)

[52] Smith, I. A. and Cohen, P. R.: Toward a Semantics for an Agent Communications Language based on Speech-acts, In *Proc. the 13th National Conference on Artificail Intelligence* (1996)

[53] Smith, I. A., Cohen, P. R., Bradshaw, J. M. and Greaves, M. : Designing Conversation Policies Using Joint Intention Theory, In *Proc. the 3rd International Conference on Multiagent Systems*, IEEE pres, pp.269-276 (1998)

[54] SWI-Prolog Version 5.6.2. University of Amsterdam, http://www.swi-prolog.org/ (2006)

[55] Wooldridge, M. : Reasoning about Rational Agents, MIT press (2000)

[56] Wooldridge, M., Fisher, M., Huget, M. P. and Persons, P. : Model Checking Multiagent Systems with MABLE, In *Proc. The Fisrt International Conference on Autonomous Agents and Multiagent Systems(AAMAS)* (2002)

[57] Wooldridge M. : An Introduction to MultiAgent Systems, John Wolley and Sons, LTD (2005)

[58] Yamada, T. : Acts of commanding and changing obligations, in Inoue, K., Satoh, K., Toni, F. (eds.), Computational Logic in Multi-Agent Systems, 7th International Workshop, CLIMA VII, Hakodate, Japan, May 2006, Revised Selected and Invited Papers, Lecture Notes in Artificial Intelligence, Springer Verlag, pp.1-19 (2007)

[59] Yamada, T. : Logical Dynamics of Commands and Obligations, n: TakashiWashio, Ken Sato, Hideaki Takeda, Akihiro Inokuchi (Eds.) New Frontiers inArtificial Intelligence, JSAI 2006 Conference and Workshops, Tokyo, Japan, June 2006, Re-

vised Selected Papers, Lecture Notes in Artificial Intelligence, Springer Verlag, pp.133-146, (2007)

[60] Yoshioka, S., Kobayashi, M. and Tojo, S. : State Updating Channel Communication System CB_{CTL}, In *Proc.International Conference on Artificial Intelligent and Application*, 502–092 (2006)

[61] 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公理的な証明探索手続き，コンピュータソフトウェア，Vol.20, pp.51–65 (2003)

[62] 小野寛晰 : 情報科学における論理，日本評論社 (1994)

[63] 東条 敏 : 知識・信念・言語の論理，オーム社 (2006)

本研究に関する発表論文

[1] 小林幹門，東条敏：エージェント間通信における信念の動的な更新，人工知能学会誌 (投稿中)

[2] Mikito Kobayashi, Shingo Hagiwara, Satoshi Tojo:Analysis of Miscommunication in Legal Cases, the 2nd International Workshop on JURISIN, 2008, pp.83-92.

[3] Mikito Kobayashi, Satoshi Tojo:Agent Communicability in Belief Update Logic , the 6th International Workshop on DALT, 2008, pp.207-221.

[4] Fumiaki Minami, Mikito Kobayashi, Takayuki Ito:A Proposal on Recommender System based on Observing Web-Chatting, Study in Computational Intelligence 134, Springer Verlog, 2008, pp.77-86.

[5] Mikito Kobayashi, Fumiaki Minami, Takayuki Ito, Satoshi Tojo:An implementation of Goal-Oriented Fashion Recommendation System, Study in Computational Intelligence 134, Springer Verlag, 2008, pp.87-96.

[6] Stijn De saeger, Mikito Kobayashi, Satoshi Tojo:History based Belief Updates for Communicative Agents, FAMAS, 2007, pp.37-52.

[7] Shingo Hagiwara, Mikito Kobayashi, Satoshi Tojo: Belief Updating by Communication Channel. Lecture Notes in Artificial Intelligence, Springer Verlag, 2007, pp.211-225.

[8] Suguru Yoshioka, Mikito Kobayashi, Satoshi Tojo: State Updating of Channel Communication System CBCTL, AIA06, 2006, pp.487-492.

[9] 小林幹門, 東条敏 :信念更新論理におけるチャネルを考慮したエージェント間通信の表現,JAWS2008, 2008.

[10] 安藤哲志，高橋侑也，見並史彬，伊藤孝行，小林幹門 :商品推薦システムのためのレビューを用いた商品の特徴抽出手法,JAWS2008, 2008.

[11] 見並史彬, 小林幹門, 伊藤孝行, Web チャット上でのユーザと店員の会話を利用した衣服推薦システムの提案,　第 70 回情報処理学会全国大会，2008.

[12] 小林幹門, 東条敏, 信念の論理とチャネルに基づいたエージェンとコミュニケーションの表現,　第 70 回情報処理学会全国大会, 2008.

[13] 小林幹門, 見並史彬, 伊藤孝行, 東条敏, 概念辞書に基づく目的指向衣服推薦システムの実装,　第 70 回情報処理学会全国大会, 2008 (学生奨励賞).

[14] 小林幹門, 見並史彬, 伊藤孝行, 東条敏, ユーザの状況に基づく衣服推薦システムの試作, SIG-WI2, 2007.

[15] 見並史彬, 小林幹門, 伊藤孝行, チャットを利用したリアルタイムなユーザプロファイル作成に基づく商品推薦システムの提案，SIG-FPAI, 2007.

[16] 小林幹門, 見並史彬, 伊藤孝行, 東条敏, ユーザの状況に基づくプレゼント推薦システムの試作, JAWS2007, 2007.

[17] 見並史彬, 小林幹門, 伊藤孝行, 概念辞書を利用した目的指向書籍推薦システムの試作, 日本ソフトウェア科学会第 24 回大会 論文集, 2007.

[18] 小林幹門, 萩原信吾, 東条敏, 動的な論理に基づくエージェント間の通信可能性の形式化, 第 21 回人工知能学会全国大会論文集, 人工知能学会, 2007.

[19] 特願 2007-254773 「ユーザの状況に応じた衣服推薦システム」発明者:見並史彬, 小林幹門, 伊藤孝行

[20] 特願 2007-276386 「ウェブチャットに基づく商品推薦システム」発明者:見並史彬, 小林幹門, 伊藤孝行

[21] 特願 2007-312967 「目的指向書籍推薦システム」発明者:見並史彬, 小林幹門, 伊藤孝行