数理解析研究所講究録
625巻 1987年 266-275

様相論理に基づく論理型知識表現言語

岩沼宏治　原尾政輝　武田和久
Koji IWANUMA　Masateru HARAO　Kazuhisa TAKEDA

山形大学工学部情報工学科
Dep. of Information Engineering, YAMAGATA University

1. はじめに

将来に目標とされる高度な知識情報処理システムを実現するためには，知識を自然に簡潔に記述でき，汎用性と厳密性を合わせ持つ処理速度の早い知識表現言語を開発することが必要である．これまでにも多種多様な知識表現のモデルとそれに基づく演繹推論システムが開発されてきた．これらの研究から，知識の階層性，属性の継承と（知識）表現の多義性，デーモンとメタ推論などの諸概念の有用性が訴えられている．これらの概念は，人間にとってある意味で自然でありまた分かりやすい．また実際に計算機処理を行う上でも重要な意味を持つと考えられる．属性継承の概念は知識の構造性を前提とするメタ概念（知識，推論）と考えられ，ある種の多義性やデーモンなども同様であると考えられる．従って諸概念を整理すれば，知識の構造性とメタ知識（推論）の２つが基本的なものと考えられる．

Prologに代表される一階述語論理型プログラム言語は自然言語に近い．理論的にもしっかりとした基盤を持っており，近年いろいろな言語[11,12]が研究開発されている．しかし一階述語論理は元来，数学的真理を記述するために開発されたものであり，いつ如何なる時でも不変である性質を記述するのに適している．万能である代わりにその記述は平面的であり，一般のプログラミング，知識表現には不便なことが多い．また推論は構造性のない問題空間の全解探索という形を取るために一般に遅い．一階述語論理型言語に欠けるものは，構造性とメタ知識を簡潔に記述する枠組みである．

構造記述とメタ知識表現のための枠組みを，一階述語論理型言語に導入する試みもある．しかし基盤の論理自体を考慮しない拡張は，単純かつ明快な論理型言語の意味論を損なう．また高階論理への拡張はもっとも自然かつ強力な拡張であるが，高階論理はその扱いが格段に難しい．

我々は先に時間と空間に対する様相述語論理[13]を提案し，その諸性質を調べた．本論文ではその部分論理である空間に対する様相論理に基づいて，基盤の論理自体の拡張を試み，一階述語論理型言語に各種の構造性を記述する枠組みを導入する．本論文では，観点の下での様相というものを取り扱う．これによりフレーム型の構造性の記述が可能となる．更に制限された関数変数，述語変数その他を導入し，スキーマ型の論理式を記述を可能にする．属性継承などのメタ概念がスキーマ型論理式が簡潔に記述できる．一般に高階変数は取扱が難しいが，変数の意味（能力）を制限して取扱を容易にする．観点の下の様相とスキーマ型の論理式を導入することで，表現の構造性とメタ知識，引いては表現の多義性，属性継承，デーモンなど，

知識処理で基本的かつ重要な概念を自然な形で論理に導入できる．本論文では上の２つ概念を取り扱う知識表現言語を定義し，その上の推論手続きを考える．

本論文の構成は以下の通りである．２章で知識表現に対する観点の下の様相とスキーマ型の論理式の有用性を述べる．３章ではこれらの枠組みを導入した様相論理型知識表現言語を定義する．４章でその上の完全かつ無矛盾な推論手続きを与える．

２．様相論理と知識表現

２．１　可能世界モデルとフレーム構造

一般に様相論理は必然性と偶然性を扱う論理である．本論文では必然性と偶然性の”観点”という概念[13]を新しく導入し，知識表現への適用性を検討してみる．観点aに於ける必然性と偶然性を次の二つの演算子　[a]（a-necessary），<a>　（a-possible）　で表現する．これらを用いて，

　[a]p … aという観点から考えられる状況で，pは必ず真

　<a>p … aという観点から考えられる状況の，どれかでpは真

というように必然性と偶然性を表現する．

これらの様相論理式は図１のグラフのようなモデルの上で意味を解釈する．これは可能世界モデルと呼ばれている．グラフの各節点は可能世界と呼ばれ，考えられる状況を表している．状況とは論理式への真偽の割当方のことである．図１の世界w_1ではp，w_2ではpとqが真となっている．グラフの各弧は世界上での想像の可能性の関係（到達可能性の関係）を表しており，弧のラベルは観点を表現している．図１では世界w_0で観点Aで考えられる（想像できる）世界はw_1とw_2の二つである．

各様相論理式はそれぞれの世界の上で解釈される．世界w上でpが成り立つことを $w \models p$ と書くものとすると，[a]pと<a>pの真偽は次のように考える．

$w \models [a]p$　iff　wから観点aで想像できる世界y全てで　$y \models p$

$w \models \langle a\rangle p$　iff　wから観点aで想像できる世界yで　$y \models p$　なるものが存在する．

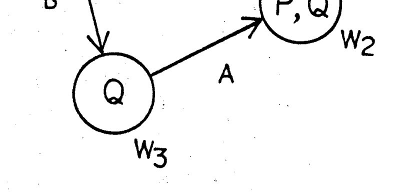


図１　可能世界モデル

図１ではw_0では[A]p，[B]q，<A>p，<B>pは真となる．

観点を導入した可能世界モデルは，知識のフレーム表現モデルと非常によく対応する．可能世界は知識のモジュールであり，フレームの概念に対応する．到達可能性の関係はフレーム間の連結関係である．フレームの連結関係は名前を持つが，それらは到達可能性関係の観点である．即ち可能世界モデルは，スロットを論理式で書いたフレーム表現と考えられる．また様相論理の推論手続きはフレーム上の推論手続きの見なせる．様相演算子の解釈を行うことはフレーム間のグラフの探索を行うことに相当し，”観点”はその探索のパスを表現することになる．

図２の可能世界モデルを例に取る．いま世界（フレーム）animalへ”太郎の足の数は何本か？”と質問されたと仮定し，その答えを推論する．確定節型の論理式が

図のように各可能世界で成り立っているとすると，次のような推論が可能となる．

?－animal where number_legs（太郎，y）

なる質問節（Prologのゴール節に相当）が世界animalへ来ると，

number_legs(x,y) ← <a_kind_of⁻> num_legs(x,y)

なる（animal中の）確定節の頭部にマッチして，続いてその本体の真偽判定に入る．本体はリンクa_kind_ofを辿った先のどこかでnum_legs（太郎，y）が成り立つか調べろ，という手続きとなっている．世界monkeyを調べると，

num_legs(x,4) ← <is_a⁻> monkey (x)

があり，この節の頭部にマッチする．その本体の真偽を調べるためには，更にリンクis_aで辿った先のどこかの世界で　monkey（太郎）が成り立つかどうか，調べればよいことになる．この場合，世界taroで，

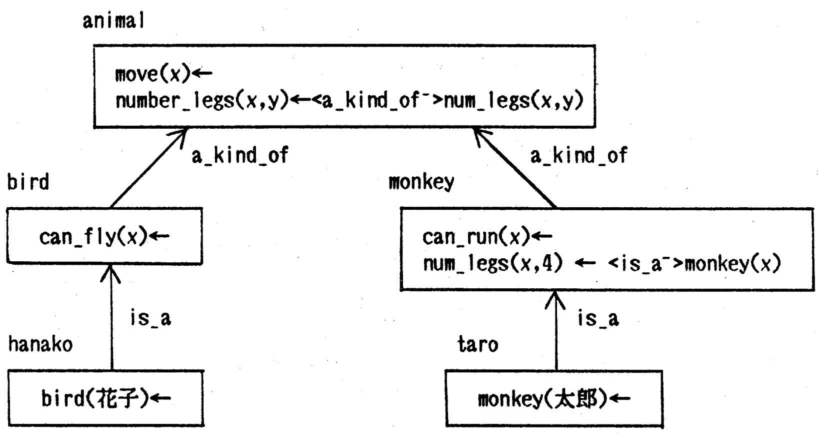
monkey（太郎）←

が成り立っているので，この探索は終了する．以上の推論で用いたユニフィヤーを記憶しておけば，最初の質問には，y＝4と答えることが可能である．

以上のように各可能世界で成り立つ論理式を，様相演算子を交えた確定節型の論理式に限定すれば，効率的な推論も充分可能になると考えられる．スロットで表現される知識は確定節型の論理式で充分表現できるものと考えられる．

2．2　スキーマ型論理式とメタ知識

知識を論理式で表現するとすれば，メタ知識は1つ階数の上がった高階の論理式で表現すると考えるのが自然である．従って論理体形を高階論理に拡張すれば，その記述能力は格段に向上する．しかし一般に高階論理は取扱が難しい．例えば，通常の意味で完全な公理系は構成できない[6]し，また2階のユニフィケーションは決定不能[5]である．現状は，論理の枠組みを越えた特殊なメタ述語を導入して，各種のメタ知識，推論を取り扱っている状況[1]にある．



スキーマ型公理　AP ← <is_a ∪ a_kind_of> AP

図2　可能世界モデル

ところで記号論理では公理という概念がある．公理は論理式（知識）に対する知識，即ちある種のメタ知識である．通常，公理はスキーマ型の論理式で表現される．従ってスキーマ型の論理式を記述できる枠組みを導入すれば，わざわざ高階論理にしなくも，かなりの程度のメタ知識が表現できるものと考えられる．

本論文では，スキーマ式を書くために，能力を制限した関数変数や述語変数を導入する．変数値の領域を限定すれば，高階変数の扱いも容易になる．ここでは対象とする知識に陽に出現しているものだけに制限する．こうすると変数の値

を捜すときには，対象としている知識の中に出現しているものだけを捜せばよく，変数とのユニフィケーションは単にその字面のマッチングだけで行える．

例としてpure PorlogプログラムＰを例に取る．いまＰ中の関数定数は定数”ａ”と２項関数”ｆ”の２つとすると，Ｐのエルブランド領域H_Pは次のようになる．

$$H_P = \{a, f(a,a), f(f(a,a),a), f(a,f(a,a)), \cdots\}$$

このときH_P上の１項関数変数Ｆを考える．高階論理ではＦは一般に領域 $H_P \rightarrow H_P$ 上を動くものと見なされる．$H_P \rightarrow H_P$ は次のような”無限”集合である．

$$H_P \rightarrow H_P = \{\lambda x.a, \lambda x.f(a,a), \lambda x.f(x,a), \lambda x.f(a,x), \lambda x.f(x,x), \lambda x.f(a,f(a,a)), \cdots\}$$

即ちＰには１項関数は出現していないにも関わらず，Ｆの値は無限集合の中を捜さなくてはならない．本論文での制限に従えば，Ｆの領域は空集合ϕとなる．

このような拡張により，実際上の記述能力は格段に向上するものと考えられる．例をとってスキーマ型論理式の有用性を述べたい．ここでは，

$$P \leftarrow \langle a\rangle P$$

の形をしたスキーマ型の論理式を考えてみる．これは次のことを主張している．

『性質ｐがａ（例えばis_aとかa_kind_of）という観点で連結している
上位概念フレーム（可能世界） で性質ｐが成り立っている（<a>ｐが真）
ならば，下位のフレームでも必ずｐが成り立つ．』

これはフレームシステムでの属性継承を表現している．図２の可能世界モデルを例に取る．フレームbird自体ではmove(x)は成り立っていない．birdの”a_kind_of”リンクでの上位フレームanimalではmove(x)が成り立っている．ここでスキーマ論理式Ｐ(x)←<a_kind_of>Ｐ(x)（Ｐが１項述語変数）を公理として仮定してみる．これは，a_kind_ofリンクで結合しているフレーム間の属性の継承を表現しているから，フレームanimalのmove(x)は，birdへ継承する．即ちmove(x)が属性の継承よりフレームbirdで成り立つことになる．このような論理式はその計算手続きの観点から眺めると，ある種のデーモンとも考えられる．

２．３　様相論理と知識表現

以上のように論理に様相，言い替えれば可能世界モデルの概念とスキーマ型の論理式を記述する枠組みを導入すれば，階層性，属性継承，デーモン，メタ推論などの諸概念を厳密かつ自然な形で論理の上で表現することが可能になる．

これまでの様相論理を知識表現に応用しようとする試みは大別して２つに分けられる．１つは”belive”や”know”の論理[2,3,7,9]に代表されるものである．これは”信じている”とか”知っている”というある種のメタ知識を様相演算子として表現する．即ちメタ知識を高階論理ではなく，一階論理に様相を導入して扱おうとする試みである．もう１つは論理型言語に可能世界の概念を陽に表現できる枠組みを導入[12]し，知識の構造の記述を容易にしようとする試みである．様相演算子はその構造上の諸性質を記述するために用いられる．本研究は後者に属するものである．これまでの研究は，どれも観点に相当する概念を導入しておらず，フレーム間の関係を簡潔に記述する能力が欠けている．またPrologに特殊な組み込み述語を直接導入して，可能世界を扱おうとする試み[10]もあるが，基盤となる論理自体については考慮していない．その意味が不明確であり，また多重世界を扱う様相演算子も充分とは言えない．本論文では我々が先に提案した時空間論理に基づき，論理を

拡張する．知識構造を空間と捕らえる．

ところで様相論理には一階論理での節形式に相当する標準形はは一般に存在しない．また恒真性を判定するには可能世界を考慮せねばならないので，計算は一般に難しい．例えば，○（next）演算子を含む時相論理の場合は，原理的に完全な恒真性判定半アルゴリズムは存在しない[13]．この様な事柄は考慮しなくてはならない．

上で述べた事柄を考慮して，次のような方針で様相論理に基づく知識表現言語を構成し，併せてその上の推論手続きを構成する．まず構文は確定節を基本にする．これは様相論理（特に時空間論理）の部分体系を考えることに相当する．これにより効率よい推論手続きを構成出来る．またここではフレーム型の知識構造を簡潔かつ柔軟に記述することが１つの大きな目的である．よってここでは可能世界集合とその上の到達可能性関係を，予めその上の知識を与える前に指定するものとする．各可能世界で成り立つ論理式を知識として与えれば，完全に可能世界モデル（フレーム表現）が決定する．推論はその可能世界モデル上の探索に限定させる．予め可能世界モデルが解っていることから，探索の高速化が副次的効果として期待できる．

３．様相論理型知識表現言語

３．１　構文

原子記号として，フレーム名 v_1，v_2，…，並びに特殊フレーム名として any，リンク名a_1，a_2，…，値変数x，y，…，n項関数定数f^n，g^n，…，n項述語定数p^n，q^n，…，n項関数変数F^n，G^n，…，n項述語変数P^n，Q^n，…，更にアトム変数AP，AQ，… を導入する．更に通常の論理記号と補助記号 <, >, [,], (,), ;, ＊, ∪, ー, where, Frame_structre を用いる．

［定義１］（フレーム構造）

1）リンクとは，v_i，v_jをフレーム名，a_kをリンク名とするとき，a_k（v_i，v_j)の形をした記号列である．

2）フレーム構造とは，l_1，…，l_nをリンクとするとき，
Frame_structure {l_1，…，l_n} の形をした記号列である．□

［定義２］（リンク名の拡張正規表現）

リンク名の有限集合上の拡張正規表現とは，演算子；，＊，∪と本稿で新しく導入した単項演算子ーを用いて構成された正規表現と定義する．□

［定義３］（知識）

1）項とは，値変数と関数定数，関数変数双方を区別なしに用いて，通常のように構成された記号列である．以下，項をt_1，t_2，… で略記する．

2）アトムとは，アトム変数かまたは項と述語定数，述語変数双方を区別なしに用いて，通常のように構成された記号列である．アトムをA，B，… で略記する．

3）様相アトムとは，Aをアトム，v_iをフレーム名，aをリンク名の正規表現とするとき，　A，[a]A，<a>A，(v_i)A，(vi)[a]A，(vi)<a>A　の何れかの形をした記号列である．様相アトムはMA，MB，… で略記する．

4）確定節とは，Aをアトム，MA_1，…，MA_nを様相アトムとするとき，
$A \leftarrow MA_1,\dots,MA_n$ の形の記号列である．確定節はC_1，C_2，… で略記する．

5）フレームv_i上の知識K_{v_i}とは，C_1，…，C_nを確定節とするとき，
v_i where {C_1，…，C_n}　なる形をした記号列である．

6) フレーム構造F上の知識K_Fとは，K_{v1}，…K_{vn}をF中に出現するフレームに対する知識，K_{any}をフレームanyに対する知識とするとき，{ K_{v1}，…，K_{vn}，K_{any} } なる有限集合のことである．但しK_F中に出現するリンク名は全てF中に出現しているものとする．

7) フレームv_iへの質問節G_{v_i}とは，MA_1，…，MA_nを様相アトムとするとき ?- v_i where MA_1，…，MA_n なる形をした記号列である． □

具体的表現とは関数変数，述語変数，アトム変数を含まない表現であり，スキーマ表現とはそれ以外の表現のこととする．基礎表現とは具体的表現でかつ値変数を含んでいないもののこととする．

例として図２に示した知識構造を記述したものを挙げておく．

```
Frame_structre {  a_kind_of(bird, animal);    a_kind_of(monkey, animal);
                  is_a(taro, monkey);         is_a(hanako, bird)   }
animal where {      move(x);
                    number_legs(x,y)←<a_kind_of^->num_legs(x,y);  }
bird where   {      can_fly(x);  }
monkey where {      can_run(x);
                    num_legs(x,4) ← <is_a^->monkey(x);  }
hanako where {      bird(花子);  }
taro where   {      monkey(太郎);  }
any where    {      AP ←  <is_a ∪ a_kind_of> AP;  }
```

また後に示す推論手続きを用いれば，次のようなProlog流の質問応答が行える．

```
?- animal where number_legs(太郎,y).  …質問
yes
y＝4.
?- bird where move(x).                …質問
yes
x = x
```

３．２　意味

［定義４］（フレーム構造の解釈）

フレーム構造Fのモデルとは，孤にラベルを持つ連結有向グラフ$G_F=\langle V_F, L_F, E_F\rangle$である．$V_F$はF中に出現するフレーム名の集合．$L_F$はF中に出現するリンク名の集合．関数$E_F:\Sigma_F\rightarrow 2^{V_F * V_F}$（$\Sigma_F$は$L_F$上の拡張正規表現の集合）はリンクの拡張正規表現の解釈を決める関数であり，次の制約を満たすものである．

1) $E_F(A_k)=\{\langle v_i, v_j\rangle \mid$ リンク$A_k(v_i, v_j)$がFに出現している$\}$

2) $E_F(a;b)=E_F(a)\circ E_F(b)$　　3) $E_F(a\cup b)=E_F(a)\cup E_F(b)$

4) $E_F(a^*)=E_F(a)^*$　　5) $E_F(a^-)=E_F(a)^{Conv}$　（Convは転置演算）□

G_FはFに対して一意に定めたので同一視出来る．よって，以下G_Fを単にFと略記する．Fは可能世界モデルの骨格を定めている．即ちV_Fの元は可能世界（ここではフレーム）であり，L_Fは世界間の２項関係の名前（ここではリンク）である．F上の知識K_Fによって各可能世界でのアトムの真偽を定める．

ここでは関数定数の解釈は世界に依存しないと仮定する．これにより，値変数の領域を通常のエルブランド領域と仮定し，関数定数を単純に文字列の書換え関数と

解釈することが可能となる．また各種の変数記号の解釈も世界に依存しないと考える．これにより，変数も通常の文字列の代入（置換）操作で解釈することが可能となる．以下，本論文ではエルブランド解釈を考える．

F上の知識K_Fのエルブランド領域H_{KF}とは，K_Fに出現する関数定数から構成される基礎項の集合と定義する．関数定数はH_{KF}上の文字列の書換え関数と解釈する．

述語定数の解釈はフレーム（可能世界）に依存する．従ってフレーム構造F上の知識K_Fに対するエルブランド基底B_{KF}を次のように変形定義する．

$B_{KF}=\{(v_i)p^n(t_1,\cdots,t_n) \mid t_1,\cdots,t_n \in H_{KF}$, v_iとp^nは FとKに出現するフレーム名と述語定数$\}$

［定義5］（知識の解釈）

F上の知識K_Fの解釈IとはB$_{KF}$の部分集合と定義する．$(v_i)p^n(t_1,\cdots,t_n) \in I$ならば，解釈Iのもとで$p^n(t_1,\cdots,t_n)$はフレーム$v_i$上で真であると言う．□

［定義6］（代入）

代入θとは$\{\beta_1/\alpha_1, \cdots, \beta_n/\alpha_n\}$の形をした有限集合である．ここに$\alpha_i$と$\beta_i$は次のうちのどれかである．

1） α_iは値変数，β_iはα_iとは異なる項
2） α_iがn項関数変数，β_iはα_iとは異なるn項関数変数か，またはn項関数定数
3） α_iがn項述語変数，β_iはα_iとは異なるn項述語変数か，またはn項述語定数
4） α_iがアトム変数，β_iはα_iとは異なるアトム変数か，アトム □

上のθにおいて，β_iに出現する関数定数，述語定数，アトムが，全て知識K_Fに出現しているならば，このθをK_F上の代入と呼ぶ．以下本論文では全てK_F上の代入を考える．表現Eに代入θを施した結果を$E\theta$と書く．$E\theta$が基礎表現となるならば，この$E\theta$をEの基礎例と呼び，θを基礎代入と呼ぶ．また代入の合成，並びに最汎単一化作用素（以下mguと略）などは通常のように定義する．

［定義7］（部分表現の解釈）

フレーム構造Fと解釈Iのもとで，表現Eがフレームv_iで成り立つことを $I, v_i \models_F E$と書く．まず基礎様相アトムに対して次のように真偽を定める．

1） $I, v_i \models_F p^n(t_1,\cdots,t_n)$ iff $(v_i)p^n(t_1,\cdots,t_n) \in I$
2） $I, v_i \models_F [a]A$ iff $(v_i, v_j) \in E_F(a)$ なる全てのv_jに対して，$I, v_j \models_F A$
3） $I, v_i \models_F \langle a\rangle A$ iff $(v_i, v_j) \in E_F(a)$，かつ $I, v_j \models_F A$ となるv_jが存在する．
4） $I, v_i \models_F (v_j)A$ iff $I, v_j \models_F A$
5） $I, v_i \models_F (v_j)[a]A$ iff $(v_j, v_k) \in E_F(a)$ なる全てのv_kに対して $I, v_k \models_F A$
6） $I, v_i \models_F (v_j)\langle a\rangle A$ iff $(v_j, v_k) \in E_F(a)$，かつ $I, v_k \models_F A$ となるv_kが存在する．

確定節に対しては次のように真偽を定める．

7） $I, v_i \models_F A \leftarrow MA_1,\cdots,MA_n$ iff 任意の基礎代入θに対して，$I, v_i \models_F MA_1\theta, \cdots, I, v_i \models_F MA_n\theta$ ならば，$I, v_i \models_F A\theta$

FとIの下で，知識$K_{vi}= v_i$ where $\{C_1, \cdots, C_m\}$が成り立つことを $I \models_F K_{vi}$ と書き，次のように真偽を定める．

8)　$I \models_F K_{v_i}$　iff　全てのC_iに対して，$I, v_i \models_F C_i$
特にフレームany上の知識K_{any}= any where $\{C_1, \cdots, C_m\}$ に対しては次のように真偽を定める.
9)　$I \models_F K_{any}$　iff　全てのフレーム$v_i \in V_F$上で，全てのC_iに対して
$I, v_i \models_F C_i$
FとIの下で，知識$K_F = \{K_{v1}, \cdots, K_{vn}, K_{any}\}$ が成り立つことを $I \models_F K_F$ と書き，次のように真偽を定める.
10) $I \models_F K_F$　iff　全てのK_{vi}に対して，$I \models_F K_{vi}$，
かつ　$I \models_F K_{any}$　□

定義7)で関数，述語，アトム各変数を取り扱っている．代入θは全てK_F上の代入に制限したので，変数の取る値は全てK_F上に出現している記号定数である.

［定義8］（モデル）
知識K_FのF上のモデルとは，$I \models_F K_F$なる解釈Iのことを言う．□

［定義9］（質問節の妥当性）
フレームv_iへの質問節　G_{vi} = ?- v_i where $MA_1, \cdots, MA_n$ がK_F上で妥当であるとは，K_FのF上の任意のモデルI上で，全ての基礎代入θに対して，$I, v_i \models_F MA_1\theta, \cdots, I, v_i \models_F MA_n\theta$ なるときを言う．□

［定義10］（正当解代入）
代入θが知識K_F上での質問節　G_{vi} = ?- v_i where $MA_1, \cdots, MA_n$ への正当解代入であるとは以下の条件を満たすときを言う.
θはG_{vi}中の各種の変数への代入であり，かつ　$G_{vi}\theta$ = ?- v_i where($MA_1, \cdots, MA_n$) θ　がK_F上で妥当である．□

4．推論問題

4．1　反駁推論手続き

F上の知識K_F上での妥当な質問節G_{vi}の反駁推論方法を考える.

［定義11］　v_iをフレーム名，MAを様相アトムとする．このとき記号列$\overline{(v_i)MA}$を次のように定める.

$$\overline{(v_i)MA} = \begin{cases} (v_i)B & \text{if } MA = B \\ (v_i)[a]B & \text{if } MA = [a]B \\ (v_i)\langle a\rangle B & \text{if } MA = \langle a\rangle B \\ (v_j)B & \text{if } MA = (v_j)B \\ (v_j)[a]B & \text{if } MA = (v_j)[a]B \\ (v_j)\langle a\rangle B & \text{if } MA = (v_j)\langle a\rangle B \end{cases}$$ □

［定義12］（導出形）
K_Fを知識，G_{vi}=?- v_i where $MA_1, \cdots, MA_m, \cdots, MA_k$　を質問節，CS_{i+1}は節の集合とする．このとき以下の条件を満たす質問節G_{vi}を，mgu θ_{i+1}を用いたG_{vi}とCS_{i+1}からの導出形と呼ぶ.
1) 選択アトムMA_mがアトムBのとき，
　a)　CS_{i+1}は知識K_{vi}に属する節　$A \leftarrow MB_1, \cdots, MB_n$ただ1つからなる集合.
　b)　θ_{i+1}は　$B\theta_{i+1} = A\theta_{i+1}$なるmgu.
　c)　G_{vi} =　?− v_i where ($MA_1, \cdots, MA_{m-1}, MB_1, \cdots, MB_n, MA_{m+1}$,

…, MA_k) θ_{i+1}

2) 選択アトムMA_mが<a>Bの形のとき,

a) CS_{i+1}は, $(v_i, v_r) \in E_F(a)$なるフレームv_rの知識K_{v_r}に属する節 $A \leftarrow MB_1, \cdots, MB_n$ ただ1つからなる集合.

b) θ_{i+1}は $B\theta_{i+1} = A\theta_{i+1}$なるmgu

c) G_{v_i} =?- v_i where $(MA_1, \cdots, MA_{m-1}, \overline{(v_r)MB_1}, \cdots, \overline{(v_r)MB_n}, MA_{m+1}, \cdots, MA_k)\ \theta_{i+1}$

3) 選択アトムMA_mが[a]Bの形のとき,

a) CS_{i+1}は, $(v_i, v_r) \in E_F(a)$を満たす全ての フレームの知識 $K_{v_1}, \cdots, K_{v_h}$ から1つずつ節 $C_{v_1}, \cdots, C_{v_h}$ を取ってきて集めた集合.

各C_{v_r}は $A_{v_r} \leftarrow MB_1, \cdots, MB_n$ の形をしているものとするとき.

b) θ_{i+1}は $B\theta_{i+1} = A_{v_1}\theta_{i+1} = \cdots = A_{v_h}\theta_{i+1}$ なるmgu

c) G_{v_i} =?- v_i where $[MA_1, \cdots, MA_{m-1}, ((\overline{v_1)MB_1}, \cdots, \overline{(v_1)MB_n}), \cdots, (\overline{(v_h)MB_1}, \cdots, \overline{(v_h)MB_n}), MA_{m+1}, \cdots, MA_k]\ \theta_{i+1}$

4) 選択アトムMA_mが$(v_j)B$の形をしているとき,

a) CS_{i+1}は知識K_{v_j}に属する節 $A \leftarrow MB_1, \cdots, MB_n$ただ1つからなる集合.

b) θ_{i+1}は $B\theta_{i+1} = A\theta_{i+1}$なるmgu.

c) G_{v_i} =?- v_i where $(MA_1, \cdots, MA_{m-1}, \overline{(v_j)MB_1}, \cdots, \overline{(v_j)MB_n}, MA_{m+1}, \cdots, MA_k)\ \theta_{i+1}$

5) 選択アトムMA_mが(v_j)<a>Bの形のとき,

a) CS_{i+1}は, $(v_j, v_r) \in E_F(a)$なるフレームv_r上の知識K_{v_r}に属する節 $A \leftarrow MB_1, \cdots, MB_n$ただ1つからなる集合.

b) θ_{i+1}は $B\theta_{i+1} = A\theta_{i+1}$なるmgu

c) G_{v_i} =?- v_i where $(MA_1, \cdots, MA_{m-1}, \overline{(v_r)MB_1}, \cdots, \overline{(v_r)MB_n}, MA_{m+1}, \cdots, MA_k)\ \theta_{i+1}$

6) 選択アトムMA_mが(v_j)[a]Bの形のとき,

a) CS_{i+1}は, $(v_j, v_r) \in E_F(a)$を満たす全ての フレームの知識 $K_{v_1}, \cdots, K_{v_h}$ から1つずつ節 $C_{v_1}, \cdots, C_{v_h}$ を取ってきて集めた集合.

各C_{v_r}は $A_{v_r} \leftarrow MB_1, \cdots, MB_n$ の形をしているものとするとき,

b) θ_{i+1}は $B\theta_{i+1} = A_{v_1}\theta_{i+1} = \cdots = A_{v_h}\theta_{i+1}$ なるmgu.

c) G_{v_i} =?- v_i where $[MA_1, \cdots, MA_{m-1}, (\overline{(v_1)MB_1}, \cdots, \overline{(v_1)MB_n}), \cdots, (\overline{(v_h)MB_1}, \cdots, \overline{(v_h)MB_n}), MA_{m+1}, \cdots, MA_k]\ \theta_{i+1}$ □

[定義13] (導出と反駁)

K_F上のでG_{v_i}の導出とは, 質問節の列$G^0 = G, G^1, G^2, \cdots$と節集合の列 $CS_1, CS_2, \cdots$ とさらにmguの列$\theta_1, \theta_2, \cdots$ の3つから成るものである. 但し各G^{i+1}はθ_iを用いたG^iとCS_iからの導出である. K_F上でのG_{v_i}の反駁とは, 最後の質問節が空節で終る, 長さ有限の導出のことを言う. □

[定義14] (計算解代入)

K_Fを知識, G_{v_i}を質問節とする. K_F上でのG_{v_i}の反駁で用いられたmgu $\theta_1, \cdots, \theta_n$の合成代入 $\theta = \theta_1 \cdots \theta_n$ をG_{v_i}の変数への代入へ制限したものを, K_F上でのG_{v_i}への計算解代入という. □

4.2 健全性と完全性

以下の定理の証明は省略する．文献（14）を参照して頂きたい．
［定理１］（計算解の健全性）
K_F上のG_{vi}に対する全ての計算解代入は正当解代入である．□
［定理２］（計算解の完全性）
K_Fを知識，G_{vi}を質問節とする．K_F上でのG_{vi}への全ての正当解代入θに対して，計算解代入σが存在して，ある代入γに対して$\theta=\sigma\gamma$となる □

５．まとめ

本稿では導入しなかったフレーム名変数も許すと色々興味ある質問応答が出来るとが考えられる．問題は処理の効率である．現在，言語処理系を開発中である．

時間表現の導入は今後の問題である．述語論理に時間様相を導入すると効率的な推論手続きを構成することが難しい(13)．またこれ以上のメタ知識を扱うために，高階（タイプ）の概念を導入することを考えている．タイプ理論は有用だが効率的な推論が難しい．有用な制限や部分体系を捜すことが必要である．またこれを基本にして，構造を持った知識の獲得問題（帰納的推論）に取り組む予定である．

参考文献

［１］K.A.Bowen and R.A.Kowalski; Amalgamating Language and Metalanguage in Logic Programming, Logic Programming, Academic Press, (1982)
［２］R.Fagin, J.Y.Halpern and M.Y.Vardi; A Model Theoretic Analysis of Knowledge, 25th FOCS, pp.268-278 (1984)
［３］Farinas del Cerro.L: MOLOG: A System That Ectends PROLOG with Modal Logic, New Generation Computing, Vol.3, pp.359-383, (1985)
［４］M.J.Fischer and R.E.Ladner; Propositional Dynamic Logic of Regular Programs, JCSS, Vol.18, pp.194-211, (1979)
［５］W.D.Goldfarb; The Undecidability of the Second-order Unification Problem, TCS, Vol.13, pp.225-230, (1981)
［６］L.Henkin; Completeness in the Theory of Types, JSL, Vol.15, No.2, pp.81-91, (1950)
［７］H.J. Levesque; A Logic of Implict and Explicit Belief, AAAI-84, pp.198-202, (1984)
［８］J.W.Lloyd: Foundations of Logic Programming, Springer-Verlag, 1984
［９］D.S.Warren; Database Updates in Pure Prolog, Proc.of FGCS, pp.244-253, (1984)
[10] 榊原； Programming in Modal Logic, Proc. of the Logic Programming '86, pp.119-126, (1986)
[11] 田中，小山，奥村；知識表現形式DCKRとその応用，ｺﾝﾋﾟｭｰﾀｿﾌﾄｳｪｱ, Vol.3, No.4, pp.12-20, (1984)
[12] 中島；知識表現とProlog/KR，産業図書，1985
[13] 岩沼，原尾：時間と空間を扱う様相述語論理の不完全性とその相対的完全化，信学論採録決定
[14] 岩沼，原尾，武田：様相論理に基づく知識表現，信学技報,COMP86-74,1987