数理解析研究所講究録
第461巻 1982年 2-20

1階多類論理にもとづく演繹的質問応答システムについて

富士通(株)国際情報社会科学研究所
國藤 進

1. はじめに

人工知能,知識工学,認知科学,や記号処理の研究者の間に最近,第5世代コンピュータに対する関心が高まっている。第5世代コンピュータ研究開発計画で採用された研究開発課題のうち,問題解決推論システムや知識ベース管理システムとの関連で,ロジックを用いた関係データベース(RDB: Relational Data Base)への演繹的質問応答に関する基礎研究が注目されている.ロジックとデータベース[1] あるいはロジック・プログラミング(LPG: Logic ProGramming)とRDB[2] が自然に結合し,計算機科学のフロンティアを開拓しつつあるのは,次のようなそれなりの必然性がある.

(a) 第5世代コンピュータ研究開発課題のひとつとして,逐次型推論マシンやRDBマシンが前期3年間の基本技術開発で採用されていること[3].

(b) 第5世代核言語(FGKL: Fifth Generation Kernel Language)が，Prologベースの論理型言語であること.

(c) ロジックにおける関係と関係モデルにおけるRDBが，モデル論的アプローチを採用すれば，概念的にも1対1に対応すること.

(d) 論理型言語の採用によりRDB，知識ベース(KB: Knowledge Base)，推論機構の知識表現を一様ならしめること.

(e) 一様な知識表現は分り易さ，表現し易さ，簡潔さといった透明な記述力を提供すること.

(f) 論理型言語は堅固な数学的基盤に支えられていること.

(g) 現時点においても既に，Lispなみの処理系作成の見通しが得られていること.

上記のような理由で，ロジックを用いたRDBへの演繹的質問応答研究は数多くなされているが，そのような質問応答システムの構成法には，大きく分けて次の2方式がある[4].

(i) 非評価方式(non-evaluational approach): RDBもKBもある形式的体系の公理をなすという立場で，推論方式としては1階述語論理(1PL: First-order Predicate Logic)の定理の自動証明技法，例えばPrologではinput resolution，を用いる.

(ii) 評価方式(evaluational approach): KBはある形式的体

系の公理をなすと考えるが，RDBはその形式的体系のひとつのモデルをなすとみなす立場である．この場合は独自の推論方式，例えば結合グラフ法，の確立が必要である．

本小論では後者(ii)のシステム構成法を前提に，LPGとRDBという新分野向きの基礎理論とその応用法を確立する．ロジックとしては，1PLあるいはその部分クラスが使用されることが多いが，ここでは1PLの部分クラスであると同時にRDBとの整合性が極めて高い1階多類論理(1ML: First-order Many-sorted Logic)を用いて考察する．1PLの部分クラスでの推論は通常，1PLで確立された分解証明法にもとづく機械的自動証明での推論に帰着される．その際，従来から既知の構文上の翻訳法を与えるだけでは不十分で，ある種の固有公理を付与して初めて両者の証明可能性が一致する．このことは1MLの場合，部分的には文献[5)~7)]にも指摘されていたが，RDBへの質問応答システム研究に適用される際，十分考察されなかった．そこで本小論では，その成果を理論的にもより明確にし，それを評価法(ii)と結合したシステム構成法を提案する．具体的に得られた成果は，ⓐ 1PLと1ML間の構造変換の明確化，ⓑ固有公理の提示，ⓒ 1MLでの結合グラフ法の正当化，ⓓFGKL-like な質問応答用知識表現言語の提案である[8),9)]．

2. 1階多類論理

2.1. 1階多類論理の構文法

本節で導入する1MLは，著者の提案する2階m類ブール論理[10),11)]の特殊クラスである1階m類論理$L^{1,m}_{B_0}$（B_0：2値完備ブール代数）に，若干の制限を付けた$L^{1,m}$である．その制限とは，$L^{1,m}_{B_0}$から冗長な記号“if-then-else，∨，∧，≡，IF-THEN-ELSE-，∃”を除去することであるが，論理的推論能力という面では何ら本質的制限ではない．まず類(sort) iからなる類集合I ($|I|=m$)，素類i_0 ($\notin I$)，類対$\sigma_I \triangleq \langle i_1,\cdots,i_n\rangle$ ($i_1,\cdots,i_n \in I$)，$i_{n+1} \in I$，$n \in \{0\} \cup N$（N：自然数の集合），$j \in N$という記号類を準備する．$L^{1,m}$の構文法は，次のようにして与えられる．

〔項〕　1. 類iの各個体定数c^iおよび各個体変数x^iは，ともに類iの項である．　2. もし$t^{i_1}_1,\cdots,t^{i_n}_n$がそれぞれ類$i_1,\cdots,i_n$の項であり，$f^{\sigma_I : i_{n+1}}$が類対$\sigma_I$から類$i_{n+1}$への関数記号ならば，$f^{\sigma_I : i_{n+1}}(t^{i_1}_1,\cdots,t^{i_n}_n)$は類$i_{n+1}$の項である．□

〔素命題〕　1. TおよびFは素命題である．　2. 各命題定数は素命題である．　3. もし$t^{i_1}_1,\cdots,t^{i_n}_n$がそれぞれ類$i_1,\cdots,i_n$の項であり，$p^{\sigma_I : i_0}$が類対$\sigma_I$上の述語記号ならば，$p^{\sigma_I : i_0}(t^{i_1}_1,\cdots,t^{i_n}_n)$は素命題である．　4. もし$t^i_1$と$t^i_2$が類$i$の項ならば，$t^i_1 \approx_i t^i_2$は素命題である．□

〔命題〕　1. 各素命題は命題である．　2. γが命題な

らば，$\sim\gamma$ は命題である．　3.　γ，δ が命題ならば，$\gamma\supset\delta$ は命題である．　4.　もし γ が命題であり，x^i が類 i の個体変数ならば，$\forall x^i\gamma$ は命題である．ただしこれは，$\forall x^i$ が γ に出現しない場合のみ適用される．□

2.2.　1階多類論理の構造

[構造 $\mathfrak{A}$]　1.　各類 i $(\in I)$ に対して，$\mathfrak{A}$ は類解釈領域 U_i を割当てる．　2.　各 n 引数述語定数 $p^{\sigma_I:i_0}$ に対して，$\mathfrak{A}$ は $U_{i_1}\times\cdots\times U_{i_n}$ 上の全述語を割当てる．　3.　各 n 引数関数定数 $f^{\sigma_I:i_{n+1}}$ に対して，$\mathfrak{A}$ は $U_{i_1}\times\cdots\times U_{i_n}$ から $U_{i_{n+1}}$ へ写像する全関数を割当てる．　4.　各個体定数 c^i に対して，$\mathfrak{A}$ は U_i に属する点を割当てる．　5.　自由に出現する各個体変数 x^i に対して，$\mathfrak{A}$ は U_i に属するある点を割当てる．□

2.3.　割当て関数と充足性

　φ を $L^{1,m}$ の命題，$\mathfrak{A}$ を $L^{1,m}$ の構造とする．また $V=\bigcup_{i\in I}V_i$ (V_i：類 i の変数全ての集合)，$|\mathfrak{A}|=\bigcup_{i\in I}U_i$ とする．このとき，s: $V\to|\mathfrak{A}|$ (ただし，$s_i: V_i\to U_i$) を，$L^{1,m}$ の割当て関数という．

[充足性(satisfaction)]　$\models^m_{\mathfrak{A}}\varphi[s]$ ($\mathfrak{A}$ が s で φ を充足する) という概念は，次のように帰納的に定義される．

I.　項の場合：　$T=\bigcup_{i\in I}T_i$ (T_i：類 i の項全ての集合) とする．拡張された割当て関数 $\bar{s}$: $T\to|\mathfrak{A}|$ (ただし，$\bar{s}_i: T_i\to U_i$) を，次のように定義する．

1. 各個体定数 c^i に対して，$\bar{s}(c^i)=(c^i)^{\mathfrak{A}}$. 2. 各個体変数 x^i に対して，$\bar{s}(x^i)=s(x^i)=s_i(x^i)$. 3. 各関数定数記号 $f^{\sigma_I:i_{n+1}}$ と項 $t_1^{i_1},\cdots,t_n^{i_n}$ に対して，$\bar{s}(f^{\sigma_I:i_{n+1}}(t_1^{i_1},\cdots,t_n^{i_n}))=(f^{\sigma_I:i_{n+1}}(\bar{s}(t_1^{i_1}),\cdots,\bar{s}(t_n^{i_n})))^{\mathfrak{A}}$.

II. 素命題の場合： 1. $\models^m_{\mathfrak{A}} T[s] \Leftrightarrow T^{\mathfrak{A}}=1$. 2. $\models^m_{\mathfrak{A}} F[s] \Leftrightarrow F^{\mathfrak{A}}=0$. 3. $\models^m_{\mathfrak{A}} p^{i_0}[s] \Leftrightarrow (p^{i_0})^{\mathfrak{A}}=1$. 4. $\models^m_{\mathfrak{A}} t_1^i \approx_i t_2^i[s] \Leftrightarrow \langle \bar{s}(t_1^i),\bar{s}(t_2^i)\rangle \in (\approx_i^{\langle i,i\rangle:i_0})^{\mathfrak{A}}$. 5. $\models^m_{\mathfrak{A}} p^{\sigma_I:i_0}(t_1^{i_1},\cdots,t_n^{i_n})[s] \Leftrightarrow \langle \bar{s}(t_1^{i_1}),\cdots,\bar{s}(t_n^{i_n})\rangle \in (p^{\sigma_I:i_0})^{\mathfrak{A}}$.

III. 命題の場合： 1. 素命題に対してはIIに従う． 2. $\models^m_{\mathfrak{A}} \sim\varphi[s] \Leftrightarrow \not\models^m_{\mathfrak{A}} \varphi[s]$. 3. $\models^m_{\mathfrak{A}} (\varphi\supset\psi)[s] \Leftrightarrow \not\models^m_{\mathfrak{A}} \varphi[s]$ あるいは $\models^m_{\mathfrak{A}} \psi[s]$ あるいはともに成立. 4. $\models^m_{\mathfrak{A}} \forall x^i \varphi[s] \Leftrightarrow$ 全ての $d\in U_i$ に対して，$\models^m_{\mathfrak{A}} \varphi[s(x|d)]$ ($s(x|d) \triangleq s(y)$ if $y\neq x$; d if $y=x$.). □

3. m類から1類への構造変換

3.1. 翻訳法

どの変数も自由に出現しない命題を文という．σ を $L^{1,m}$ の多類文，σ^* を σ の $L^{1,1}$ の1類文とする．σ を σ^* とみなす構文上の翻訳法は，次の通りである．

〔構文上の翻訳法〕 1. $\forall v^{i_1}\ldots\forall v^{i_m}\,\psi(v^{i_1},\cdots,v^{i_m})$ に対して，類 i に対して割当てられた1引数述語記号 Q_i を用いて，$\forall v_1(Q_{i_1}(v_1)\supset\cdots\forall v_m(Q_{i_m}(v_m)\supset\psi(v_1,\cdots,v_m))\ldots)$ で置換する． 2. 全ての等号記号 $\approx_i$ は，単一の等号記号 $\approx$ へ置換する． ■

3.2. 多類構造の1類構造への変換

前述の翻訳法に伴い，$L^{1,m}$ の任意の多類構造$\mathfrak{A}$は，次のようなL^{1,1}の1類構造$\mathfrak{A}^*$へ変換される．

［1類変換］　1. $|\mathfrak{A}^*| = \bigcup_{i \in I} U_i$．　2. $Q_i^{\mathfrak{A}^*} = U_i$．　3. 任意の$p^{\sigma_I : i_0}$に対して，$(p^{\sigma_I : i_0})^{\mathfrak{A}^*} = (p^{\sigma_I : i_0})^{\mathfrak{A}}$．ただし$U_{i_1} \times \cdots \times U_{i_n}$外へのその拡大は0を割当てる．　4. 任意の$\approx_i^{\langle i,i \rangle : i_0}$に対して，$(\approx^{\langle i,i \rangle : i_0})^{\mathfrak{A}^*} = (\approx_i^{\langle i,i \rangle : i_0})^{\mathfrak{A}}$．ただし$U_i \times U_i$外への拡大は，等号の公理をこわさないように割当てる．　5. 任意の$f^{\sigma_I : i_{n+1}}$に対して，$(f^{\sigma_I : i_{n+1}})^{\mathfrak{A}^*} = (f^{\sigma_I : i_{n+1}})^{\mathfrak{A}}$．ただし$U_{i_1} \times \cdots \times U_{i_n}$外へのその拡大は，任意に定めておく．　6. 任意のc^iに対して，$(c^i)^{\mathfrak{A}^*} = (c^i)^{\mathfrak{A}}$．　$\blacksquare$

さてσを文とする．あらゆる$s : V \to |\mathfrak{A}|$に対して，$\models^m_{\mathfrak{A}} \sigma[s]$であるとき，$\sigma$は$\mathfrak{A}$で真であるといい，$\models^m_{\mathfrak{A}} \sigma$と表記する．

［補題1］　多類構造$\mathfrak{A}$と多類文σが与えられているとする．任意の$\mathfrak{A}$に対して，次の性質を満足する$\mathfrak{A}^*$が存在する．

$$\models^m_{\mathfrak{A}} \sigma \iff \models^1_{\mathfrak{A}^*} \sigma^* \qquad \blacksquare$$

証明）　σ^*をσの1類言語への変換，$\mathfrak{A}^*$を$\mathfrak{A}$の1類言語への変換，$s^* : V^* \to |\mathfrak{A}^*|$を対応する1類言語の割当て関数とする．$\models^m_{\mathfrak{A}} \sigma[s]$の定義に従った，$\sigma$の形の上での分類にもとづいた数学的帰納法によって本補題を証明する．

I.　σが命題の場合：　1.　素命題の場合は後述する．

2. $\models^m_{\mathfrak{A}} \sim\varphi[s]$ の場合： $\models^m_{\mathfrak{A}}\sim\varphi[s] \Leftrightarrow \not\models^m_{\mathfrak{A}}\varphi[s] \Leftrightarrow \not\models^1_{\mathfrak{A}^*}\varphi[s^*] \Leftrightarrow \models^1_{\mathfrak{A}^*}\sim\varphi[s^*]$.

3. $\models^m_{\mathfrak{A}}(\varphi\supset\psi)[s]$ の場合： 同様にして，$\models^1_{\mathfrak{A}^*}(\varphi\supset\psi)[s^*]$.

4. $\models^m_{\mathfrak{A}}\forall x^i\varphi[s]$ の場合： $\models^m_{\mathfrak{A}}\forall x^i\varphi[s]\Leftrightarrow$ for all $d\in|\mathfrak{A}|_i$, $\models^m_{\mathfrak{A}}\varphi[s(x|d)] \Leftrightarrow$ for all $d\in|\mathfrak{A}|$, $d\in|\mathfrak{A}|_i$ ならば $\models^1_{\mathfrak{A}^*}\varphi[s^*(x|d)] \Leftrightarrow \models^1_{\mathfrak{A}^*}\forall x(Q_i(x)\supset\varphi)[s^*]$.

II. σが素命題の場合： 1. $\models^m_{\mathfrak{A}}T[s]$ の場合： $\models^m_{\mathfrak{A}}T[s]\Leftrightarrow T^{\mathfrak{A}}=1\Leftrightarrow T^{\mathfrak{A}^*}=1\Leftrightarrow\models^1_{\mathfrak{A}^*}T[s^*]$. 2. $\models^m_{\mathfrak{A}}F[\ ]$ の場合： $\models^m_{\mathfrak{A}}F[s]\Leftrightarrow F^{\mathfrak{A}}=0\Leftrightarrow F^{\mathfrak{A}^*}=0 \Leftrightarrow \models^1_{\mathfrak{A}^*}F[s^*]$. 3. $\models^m_{\mathfrak{A}}p^{i_0}[s]$ の場合： $\models^m_{\mathfrak{A}}p^{i_0}[s]\Leftrightarrow (p^{i_0})^{\mathfrak{A}}=1\Leftrightarrow(p^{i_0})^{\mathfrak{A}^*}=1\Leftrightarrow\models^1_{\mathfrak{A}^*}p^{i_0}[s^*]$. 4. $\models^m_{\mathfrak{A}} t^i_1\approx_i t^i_2[s]$ の場合： $\models^m_{\mathfrak{A}}t^i_1\approx_i t^i_2[s]\Leftrightarrow\langle\bar{s}(t^i_1),\bar{s}(t^i_2)\rangle\in(\approx_i^{\langle i,i\rangle:i_0})^{\mathfrak{A}}\Leftrightarrow$ σが文なのでt^i_1とt^i_2は閉項である．故に，$\langle\bar{s}^*(t_1),\bar{s}^*(t_2)\rangle\in(\approx_i^{\langle i,i\rangle:i_0})^{\mathfrak{A}^*}\Leftrightarrow\models^1_{\mathfrak{A}^*}t_1\approx t_2[s^*]$. 5. $\models^m_{\mathfrak{A}}p^{\sigma_I:i_0}(t^{i_1}_1,\cdots,t^{i_n}_n)[s]$ の場合： $\models^m_{\mathfrak{A}}p^{\sigma_I:i_0}(t^{i_1}_1,\cdots,t^{i_n}_n)[s]\Leftrightarrow\langle\bar{s}(t^{i_1}_1),\cdots,\bar{s}(t^{i_n}_n)\rangle\in(p^{\sigma_I:i_0})^{\mathfrak{A}}\Leftrightarrow\langle\bar{s}^*(t_1),\cdots,\bar{s}^*(t_n)\rangle\in(p^{\sigma_I:i_0})^{\mathfrak{A}^*}\Leftrightarrow\models^1_{\mathfrak{A}^*}p^{\sigma_I:i_0}(t_1,\cdots,t_n)[s^*]$.

(q.e.d.) □

4. 1類からm類への構造変換

4.1. 固有公理

多類構造が1類構造に埋込めることを補題1で示したが，逆は必ずしも真でない．すなわち1類構造は，必ずしも多類構造へ変換可能でない．そこで次のような1類文の集合を，固有公理Φと称して付与することにする．

〔固有公理Φ〕 a. 各類$i\in I$に対して，$\sim(\forall x\sim Q_i(x))$.

b. 任意の関数定数記号$f^{\sigma_I:i_{n+1}}$に対して，$\forall v_1(Q_{i_1}(v_1)\supset\cdots$
$\forall v_n(Q_{i_n}(v_n)\supset Q_{i_{n+1}}(f^{\sigma_I:i_{n+1}}(v_1,\cdots,v_n)))\ldots)$. ■

固有公理aは$\exists x Q_i(x)$，すなわち類解釈領域$U_i\neq\phi$を意味する．固有公理bは$\forall v_1\cdots\forall v_n(Q_{i_1}(v_1)\wedge\cdots\wedge Q_{i_n}(v_n)\supset Q_{i_{n+1}}(f^{\sigma_I:i_{n+1}}(v_1,\cdots,v_n)))\ldots)$，すなわち任意の関数に対して，全ての引数がしかるべき類に属すれば，関数適用結果もしかるべき類に属することを意味する．

4.2. 1類構造の多類構造への変換

固有公理Φを伴う1類構造$\mathfrak{B}$は，次のような方法で多類構造$\mathfrak{B}^\#$に変換される．

［多類変換］ 1. $|\mathfrak{B}^\#|_i=Q_i^{\mathfrak{B}}$. 2. $(p^{\sigma_I:i_0})^{\mathfrak{B}^\#}=(p^{\sigma_I:i_0})^{\mathfrak{B}}\cap(Q_{i_1}^{\mathfrak{B}}\times\cdots\times Q_{i_n}^{\mathfrak{B}})$. 3. $(c^i)^{\mathfrak{B}^\#}=(c^i)^{\mathfrak{B}}$. 4. $(f^{\sigma_I:i_{n+1}})^{\mathfrak{B}^\#}=(f^{\sigma_I:i_{n+1}})^{\mathfrak{B}}\cap(Q_{i_1}^{\mathfrak{B}}\times\cdots\times Q_{i_n}^{\mathfrak{B}}\times Q_{i_{n+1}}^{\mathfrak{B}})$. ■

［補題2］ 1類構造$\mathfrak{B}$，1類文σ^*，と前述の1類文集合Φが与えられているとする．任意の$\mathfrak{B}$に対して，次の性質を満足する多類構造$\mathfrak{B}^\#$が存在する．

$$\Phi\vdash^{1}_{\mathfrak{B}}\sigma^*\Leftrightarrow\vdash^{m}_{\mathfrak{B}^\#}\sigma$$ ■

証明） 補題1と同様なので省略する． (q.e.d.) □

5. 多類論理と1類論理の等価構造

5.1. 論理含意

Γを$L^{1,m}$に属する命題集合，σを$L^{1,m}$に属する命題とする．$\models^m_{\mathfrak{A}}\Gamma[\Delta]$なる任意の$\mathfrak{A}$と任意の$\Delta$に対して，$\models^m_{\mathfrak{A}}\sigma[\Delta]$となる場合，しかもその場合に限り，$\Gamma$が$\sigma$を論理的に含意するといい，$\Gamma\models^m\sigma$と表記する．

5.2. 主要定理

〔定理1〕 Γを多類文集合，σを多類文，Φを前述の1類文集合とする．このとき，

$$\Gamma\models^m\sigma \Leftrightarrow \Gamma^*\cup\Phi\models^1\sigma^*.$$ ■

証明⇒) $\mathfrak{B}$を任意の$\Gamma^*\cup\Phi$のモデルとする．すると$\mathfrak{B}$は$\Gamma^*\cup\Phi$をみたしているから，“$\mathfrak{B}$はΦをみたしているのなら，任意の$\varphi^*\in\Gamma^*$もみたす”．すなわち$\Phi\models^1_{\mathfrak{B}}\varphi^*\ (\forall\varphi^*\in\Gamma^*)$と換言できる．補題2⇒部より，$\models^1_{\mathfrak{B}^\#}\varphi\ (\forall\varphi\in\Gamma)$．すなわち$\mathfrak{B}^\#$は$\Gamma$をみたす．任意の$\mathfrak{A}$に対して，$\Gamma\models^m_{\mathfrak{A}}\sigma$という仮定によって，$\mathfrak{B}^\#$は$\Gamma$をみたすことから，$\mathfrak{B}^\#$は$\sigma$もみたす．ついで再び補題2⇐部によって，この$\mathfrak{B}$は$\sigma^*$をみたす．ゆえに任意の$\mathfrak{B}$に対して，$\Gamma^*\cup\Phi\models^1_{\mathfrak{B}}\sigma^*$となる． (q.e.d. of ⇒)

⇐) 補題1を用いて同様に行う． (q.e.d. of ⇐) □

〔定理2〕 $\Gamma\vdash^m\varphi \Leftrightarrow \Gamma^*\cup\Phi\vdash\varphi^*.$ ■

証明) Gödelの完全性定理を，定理1に適用すればよい．

(q.e.d.) □

〔定理3〕 $\Gamma, \sim\varphi$がH^m_∞モデル上で矛盾する． ⇔ Γ^*, 12

$\Phi, \sim\varphi^*$ が H^1_∞ モデル上で矛盾する. ■

証明)　Robinsonの分解証明法を定理2に適用すれば，エルブラン・モデル上で成立する. □

6. 応用

6.1. 等価変換の例

1階多類Horn論理という枠組のなかで，具体的応用例について考察する.

X^h, Y^h, Z^h を類 human 上の個体変数とする. このとき1階多類(Horn)論理の命題として，先祖という概念を次のように定義する.

(1)　$\forall X^h \forall Y^h (parent(X^h, Y^h) \supset ancestor(X^h, Y^h))$

(2)　$\forall X^h \forall Z^h \forall Y^h (parent(X^h, Z^h) \wedge ancestor(Z^h, Y^h) \supset ancestor(X^h, Y^h))$

1ML の命題(1)，(2)に対して，定理2を用いて等価な1PLの命題に変換すると，次のようになる.

(3)　$\forall X \forall Y (h(X) \wedge h(Y) \wedge parent(X, Y) \supset ancestor(X, Y))$

(4)　$\forall X \forall Z \forall Y (h(X) \wedge h(Z) \wedge h(Y) \wedge parent(X, Z) \wedge ancestor(Z, Y) \supset ancestor(X, Y))$

(5)　$\exists X\, h(X)$　　　　　{固有公理Φのaの適用}

1PL の命題(1)，(2)に対する質問“淵さんの先祖は誰ですか

”は，1MLあるいは1PLでは，それぞれ次のような命題として表現される．

(6) $\exists Y^{R}\ \mathrm{ancestor}(\text{渕}, Y^{R})$

(7) $\exists Y\ R(Y) \wedge \mathrm{ancestor}(\text{渕}, Y)$

そこで“(1)，(2)（あるいは(3)，(4)，(5)）から(6)（あるいは(7)）が推論されるか”という問題を解くには，背理法を用いて，(6)（あるいは(7)）を否定した命題(8)（あるいは(9)）と，(1)，(2)（あるいは(3)，(4)，(5)）との連言から矛盾を導けばよい．

(8) $\forall Y^{R} \sim \mathrm{ancestor}(\text{渕}, Y^{R})$

(9) $\forall Y \sim R(Y) \vee \sim \mathrm{ancestor}(\text{渕}, Y)$

6.2. 結合グラフ表現

1PLの命題(3)，(4)，(5)，(9)に対する節集合を結合グラフ表現すると，図1が得られる[12]．

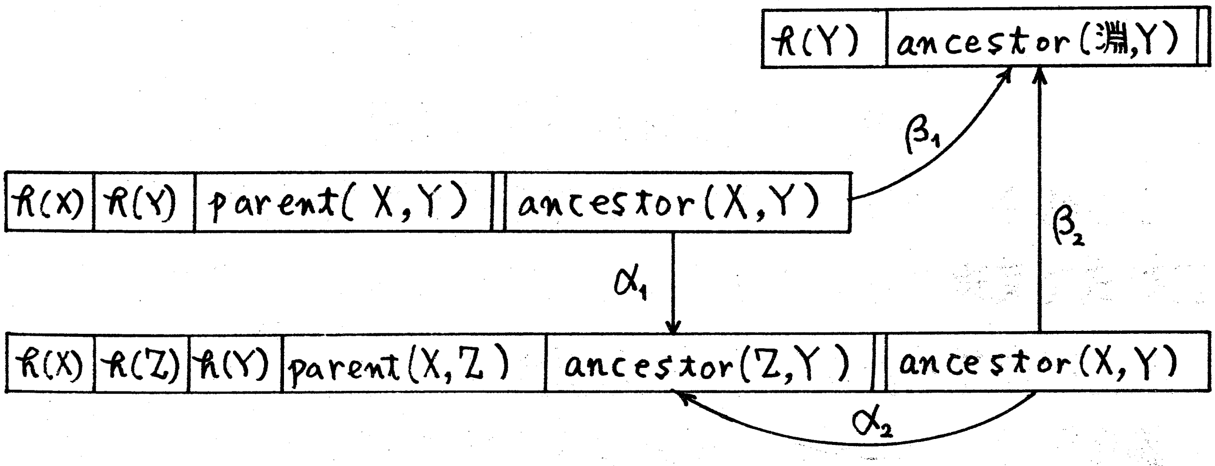

図1　1PL結合グラフ表現

この結合グラフから得られるRDBからの解探索プランを，

正則式で表現すると"$\beta_1+\beta_2\alpha_2^*\alpha_1$"となる.

ところで前述の固有公理Ⅲのaとbを満足する1ML用の推論機構を構築したとする.具体的にはⅢのaを常に満足するという仮定のもとで,Ⅲのbを常に満足する関数適用結果の"タイプ・チェック"を実施している推論機構を考える.このような推論機構を前提とすると,1MLの命題(1),(2),(3)に対応する節集合に対して,図2のような結合グラフ表現が得られる.

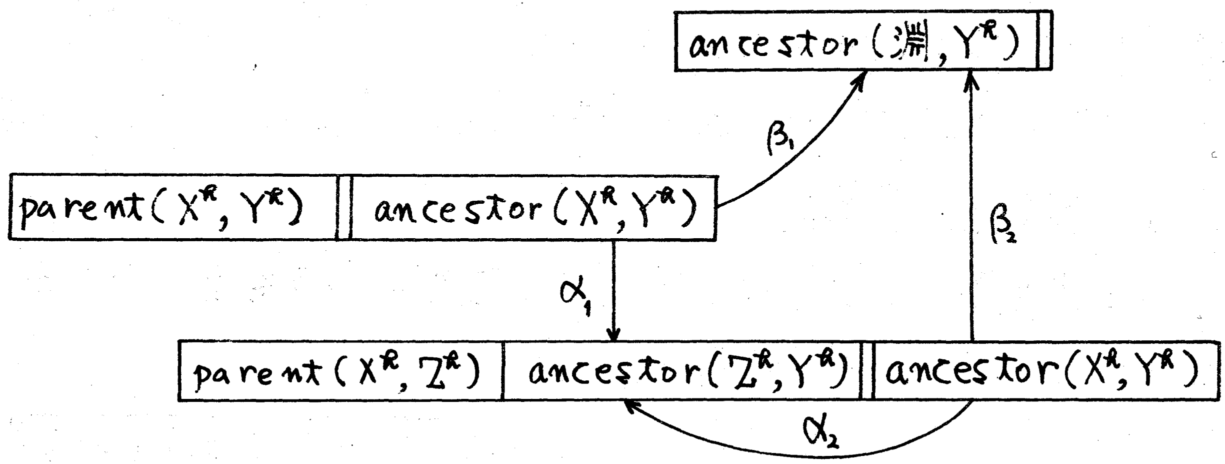

図2　1ML結合グラフ表現

この結合グラフから得られるRDBからの解探索プランを,正則式で表現すると"$\beta_1+\beta_2\alpha_2^*\alpha_1$"となる.

6.3. 論理型言語による質問応答例

論理型言語FGKL-like知識表現言語でRDBへの質問応答例を記述すると,次のようになる.ただしFGKLのもつ抽象化機構により,言語仕様上,1MLがFGKLに埋込めることを前提と

している[4].

```
define-of-relation [ ancestor: KB;
var *x, *y, *z: human;
relation parent: RDB;
ancestor(*x,*y) ← parent(*x,*y)
ancestor(*x,*y) ← parent(*x,*z) ∧ ancestor(*z,*y) ]
        ⋮
?- ancestor( 淵, *y)
```

全く同様にして"?-ancestor (桃太郎, 桃)"とすると, おとぎ話の世界ではyesかもしれないが, 1MLを内包するFGKLでは, 桃のタイプが類humanでないことより, noという解答が値として返される.

6.4. 例題のまとめ

6.1.~6.3.で述べた応用例に典型的に例示されるように, 1MLでの結合グラフを用いた評価法においては, 次のことが観察される.

(a) 1MLと1PLでは, 解探索プランの形式は全く同じである. このことは1MLにおいても, 1PLで確立された書換え規則法が全く同じ形式で適用できることを意味する.

(b) 1MLの結合グラフ法を用いると，RDBでの評価回数が類解釈領域チェックの分だけ減少できる．このことは1MLの評価法の方が，1PLの評価法より，性能上優れていることを意味する．

7. おわりに

本小論では，ロジックを用いたRDBへの演繹的質問応答に関する基礎研究の一例を紹介した．ロジックとしては，1PLの部分クラスのひとつであり，RDBとの整合性の高い1MLを採用した．ここで提案した結合グラフを用いた評価方式のRDBへのLPGシステム全体像を，図4に示す．ただし比較の便のため，従来のRDBへのLPGシステム像を図3に示す．図3，図4に示されるように，本方式の特徴は，ⓐRDBとKBの分離，ⓑ結合グラフ法によるプラン生成，ⓒ論理型問合せ言語の採用，の3点にある．このことは第5世代コンピュータ研究開発課題であるFGKLマシンやRDBマシンとの結合を可能ならしめることを意味する．本基礎研究で得られた具体的成果を要約すると，次のようになる．

(a) 1MLと1PL間の証明可能性が一致するための構造変換の明確化

(b) 上述のために付与すべき固有公理の提示

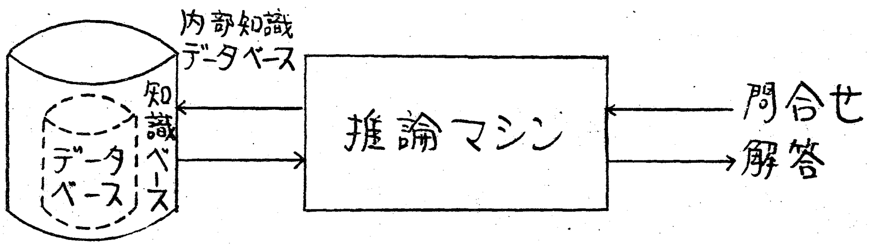

図3　従来のLPGシステム像

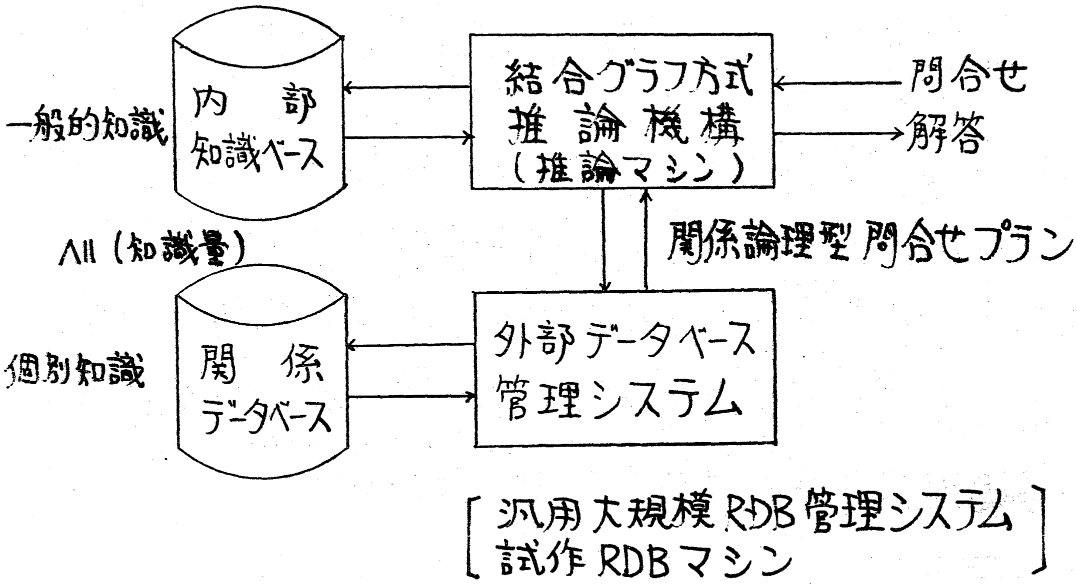

図4　評価方式LPGシステム像

(c)　1MLでの結合グラフを用いた評価方式の提案

(d)　FGKL-like 質問応答用知識表現言語の例示

ここで提案した評価方式のRDBへの質問応答システムは，その理論的基盤が確立しており，明確なシステム設計方針を与えるので，関係論理型の問合せ言語によるRDBへのLPGシステム実現方式として有望である．しかしながら，実用システムとして提供されるためには，次のような課題を今後解決

しなければならない.

(i) 結合グラフ方式推論機構と逐次型推論マシン(FGKLマシン)とが連結するためには,結合グラフによる書換え規則法とPrologのパターン照合機構との融合方式を確立しなければいけない.

(ii) RDBへの演繹的質問応答研究に使用される別種のロジックであるReiterの型付論理(typed-logic)[15]や大須賀の多層論理(multi-layer logic)[13),14)]も,1PLの部分クラスに限定して使用することにすれば,本研究で示したのと同種の固有公理の付与が必要であると思われる.このことは型付論理や多層論理の基礎理論を確立するなかで,理論的に証明すべき事柄のひとつである.

[謝辞]

本研究に対して有益なご助言をいただいた北川敏男所長,沢村 一,竹島 卓,加藤昭彦,安達紘衛(国際研),大須賀節雄教授,宇田川佳久博士(東大)に感謝する.

[参考文献]

1) Gallaire, H. and Minker, J. (eds.): Logic and Data Bases, Plenum Press, 1978.

2) 國藤 進, 加藤昭彦, 安達統衛, 竹島 卓, 沢村 一 : ロジック・プログラミングとデータベース, 情報処理学会記号処理研究会18-4, 1982年3月26日.

3) 横井俊夫, 佐藤泰介, 元吉文男, 新田克己, 梅山伸二, 大谷木重夫, 後藤滋樹, 中島秀之, 松田利夫, 白石富勝, 黒川利明, 梅村 護, 國藤 進, 林 弘, 上田謙一: ロジック・プログラミングと高機能パーソナル・コンピュータ, 情報処理学会記号処理研究会18-7, 1982年3月26日.

4) ロジック・プログラミング技術調査委員会: "FGKL/S マシンの基本構想, (社)日本電子工業振興協会, 1982年4月.

5) Enderton, H.B.: A Mathematical Introduction to Logic, Academic Press, 1972.

6) Monk, J.D.: Mathematical Logic, Springer-Verlag, 1976.

7) Wang, H.: Logic for Many-sorted Theories, The Journal of Symbolic Logic, Vol.17, No.2, June 1952, pp. 105-116.

8) 國藤 進: 1階多類論理の推論方式について, 情報処理学会第23回全国大会講演論文集, 1981年10月, pp. 835-836.

9) 國藤 進: 知識ベース管理システムにおける結合グラ

フ法の利用法について，情報処理学会第24回全国大会講演論文集，1982年3月，pp. 853-854.

10） Kunifuji, S.: Second-order Many-sorted Boolean Logic for Knowledge Representation Language, IIAS-SIS R.R. No.14, Feb. 1982.

11） 國藤 進：Many-sorted Logicの知識表現言語としての一拡張について，電子通信学会技術研究報告 AL 80-48, Dec. 1980.

12） 國藤 進，若木利子：拡張仮想関係と知識フィルタの演繹的質問応答への応用について，Proc. of the JIPDEC Information Systems Seminar on Semantic Aspects of DataBases，(財)日本情報処理開発協会，Feb. 1980, pp.49-81.

13） 宇田川佳久，大須賀節雄：多層論理式からのデータベース・アクセス手順の生成について，情報の記憶と利用に関する理論的研究，京都大学数理解析研究所講究録 423，1981年4月，pp. 40-60.

14） 大須賀節雄：知識表現のための多層論理，情報処理学会人工知能と対話技法研究会 17-6，1980年.

15） Reiter, R.: An Approach to Deductive Question Answering, BBN Rep. No. 3649, Bolt Beranek and Newman, Inc., 1977.