論 文　Technical Paper

述語サーカススクリプションにおける質問変換の正規化戦略

On Normalizing Strategies for Query Transformation in Predicate Circumscription

岩沼 宏治[*1]　原尾 政輝[*2]　野口 正一[*3]
Kouji Iwanuma　Masateru Harao　Shoichi Noguchi

*1 山梨大学工学部電子情報工学科
Dept. of Information Eng., Faculty of Eng., Yamanashi University, Kofu 400, Japan.
*2 九州工業大学情報工学部知能情報工学科
Dept. of Artificial Intelligence., Faculty of Information Eng., Kyushu Institute of Technology, Iizuka 820, Japan.
*3 東北大学電気通信研究所
Research Institute of Electorical Communication, Tohoku University, Sendai 980, Japan.

1989年10月13日　受理

Keywords: circumscription, query transformation, normalizing strategy, automated deduction.

Summary

The computation of Circ $[A\,;\,\Gamma]\models B$ can be reduced into the first-order one of $A\models C$, if the query B can be transformed into a sentence C such that C is equivalent to B and has no negative occurrences of any minimized predicates $p\in\Gamma$. In the previous paper, we presented a rule for equivalently transforming the queries B into the above computational sentences C. But, in general, by this transformation rule, a query may be transformed in several ways. Therefore, it is important to consider a normalizing strategy, which controls the query transformation in such a way that the above computational sentence, i. e., a normalized sentence, can be always obtained if such a sentence exists.

In this paper, we investigate normalizing strategies for the above equivalent transformation of queries in predicate circumscription. As a result, we show that a fair transformation strategy is a normalizing one. Through the proof, we also show that the query normalization can be regarded as a kind of the derivation of a finitely failed SLD-tree in logic programming.

1. は じ め に

本論文では，述語サーカムスクリプションにおける質問変換の正規化戦略について考察する．

述語サーカムスクリプション Circ $[A\,;\,\Gamma]$ [(1)(3)] は一般に高階論理式として定式化される．そのため Circ $[A\,;\,\Gamma]\models B$ の計算は極めて難しい．計算を容易にするために，これまでは Circ $[A\,;\,\Gamma]$ を一階論理式[(3)]や論理型プログラム[(2)]へ変換する手法が研究されてきた．一方，質問Bのほうを変換して計算を容易にする手法も考えられる．Circ $[A\,;\,\Gamma]\models B$の計算は，BにΓの元が負に出現しないならば，$A\models B$の一階計算に帰着できる[(1)]．よって，与えられた質問Bを，Γの元が負に出現しない節集合（以下，正規化節集合）へ等価変換できれば，Circ $[A\,;\,\Gamma]\models B$は一階論理上で計算することが可能となる．

このような質問変換に基づくサーカムスクリプションの計算を可能にするために，われわれは文献(5)において，並列サーカムスクリプションに対する質問を正規化節集合に等価変換する手法を示した．この手法は極小化する述語に対するある種の導出操作と，パラメータを消去する二つの操作からなっている．制約式と質問は節集合に限定されるが，再帰的な節と非確定的な節の双方が取り扱え，極めて有用な手法である．

ただ文献(5)の変換は，与えられた質問に対して一般に複数存在し，一意には定まらない．変換の戦略が問題となる．不適当な変換戦略を用いると，本来求ま

るべき正規化節集合が求められない場合も生じる．よって，正規化節集合を必ず求める戦略，すなわち正規化戦略を明らかにすることが極めて重要である．

本論文では極小化述語に対する導出操作，すなわち述語サーカムスクリプションにおける質問変換に考察の対象を絞り，その変換戦略について考察する．結果として本論文では，ある種の公平 (fair)[4] な変換戦略が正規化戦略となることを示す．文献 (5) の導出操作は，論理型プログラムにおける否定計算[4] と密接な関係にある．本論文では証明を通して，質問の正規化計算がある種の有限失敗 SLD 木の導出計算[4] と見なせることも明らかにする．

本論文の構成は以下のとおりである．§**2** で質問変換の諸定義を与える．§**3** で正規化戦略について考察する．**3・1** では見通しを良くするために，文献 (5) の変換 (導出) 操作をある種の導出木の変換として定式化する．**3・2** で正規化戦略を考察し，公平な変換戦略が正規化戦略となることを示す．§**4** で証明を行う．

2．述語サーカムスクリプションと質問変換

本論文では，一階言語に述語変数 $P, Q, \cdots$ を導入した二階の言語 L [1][3] を考える．関数変数は考えない．述語変数を含まない論理式を一階の式と呼ぶ．関数変数を持たないから，L の項はすべて一階である．節はリテラルの有限集合と定め，空の節集合 (空節ではない) は True と同一視する．以後，節や節集合は特に断らない限り，すべて一階と約束する．また L の意味は通常の二階論理の意味論[1][3] に従って定め，文集合 S のすべてのモデルの上で論理式 A が真であることを，$S \models A$ と略記する．以下，次の文を $\alpha \leqq \beta$ と略記する．

$$\forall x_1 \cdots x_n (\alpha(x_1, \cdots, x_n) \supset \beta(x_1, \cdots, x_n))$$

【定義 1】 $\Gamma = \{p_1, \cdots, p_n\}$ を述語定数の有限集合，$A[p_1, \cdots, p_n]$ を一階の文とする．このとき以下の二階の文を述語サーカムスクリプションと呼び，Circ $[A ; \Gamma]$ と略記する．

$$A \wedge \forall Q_1 \cdots Q_n [(A[Q_1, \cdots, Q_n] \wedge \wedge_{i=1}^{n} (Q_i \leqq p_i)) \supset \wedge_{i=1}^{n} (p_i \leqq Q_i)]$$ □

以下，Circ $[A ; \Gamma]$ における A を制約式，Γ の元を極小化述語と呼ぶ．

【定義 2】 言語 L の項に関する単一名仮説 (Unique Name Assumption, 以下 UNA と略) を，Clark の等式理論[4] と定める． □

［**補題 1**］[5]　A を節集合，Γ を述語定数の有限集合とする．また B を Γ の元が負に出現しない任意の節集合とする．このとき以下が等価である．

(1)　UNA, Circ $[A ; \Gamma] \models B$

(2)　UNA, $A \models B$ □

補題 1 を用いてサーカムスクリプションを一階論理上で計算するには，与えられた質問 B を Γ の元が負に出現しない節集合に等価変換する必要がある．われわれは文献 (5) でその変換手法を与えた．以下，その手法をまとめる．

最汎単一化作用素 (以下 mgu と略) 等は通常[4] のように定める．また代入 θ, σ の合成を $\theta\sigma$ と略記する．

【定義 3】 Γ を述語定数の集合とする．このとき Γ の元の負リテラルの集合を Lit (Γ^-) と表す．また，B を節または節集合とするとき，B に出現する Lit (Γ^-) の元の集合を $\mathrm{Lit}_B(\Gamma^-)$ と表す．また述語定数 p の B 中の正リテラルの集合を $\mathrm{Lit}_B(p^+)$ と表す． □

【定義 4】 C を節，L を C の負リテラル，p を L の述語記号とする．また D を $\mathrm{Lit}_D(p^+) \neq \phi$ かつ C と共通の変数を持たない節，$Ls = \{M_1, \cdots, M_k\}$ を $\mathrm{Lit}_D(p^+)$ の空でない部分集合とする．このとき

$$L\theta = (\neg M_1)\theta = \cdots = (\neg M_k)\theta$$

なる mgu θ が存在するならば，節

$$(C\theta - \{L\theta\}) \cup (D\theta - Ls\theta)$$

を $\mathrm{Res}_{C,L,D}(Ls)$ と略記する．

また節集合 $\mathrm{Res}_{C,L}(D)$ を $\{\mathrm{Res}_{C,L,D}(Ls) \mid Ls$ は $\mathrm{Lit}_D(p^+)$ の空でない部分集合$\}$ と定める．また便宜上，$\mathrm{Lit}_D(p^+) = \phi$ の場合は $\mathrm{Res}_{C,L}(D) = \phi$ と定める．

さらに DS を C と共通の変数を持たない節の集合とするとき，節集合 $\mathrm{Res}_{C,L}(DS)$ を，$\cup_{D \in DS} \mathrm{Res}_{C,L}(D)$ と定める． □

D に L と単一化できる正リテラルが存在しないとき，$\mathrm{Res}_{C,L}(D) = \phi$ となることに注意されたい．

(**定理 1**)[5]　A と B を節集合，Γ を述語定数の有限集合とする．L を $\mathrm{Lit}_B(\Gamma^-)$ の元，C を L が出現する B の節とする．このとき節集合 B' を

$$B' = (B - \{C\}) \cup \mathrm{Res}_{C,L}(A)$$

とすれば，以下が成り立つ．

$$\text{UNA, Circ}[A ; \Gamma] \models B \equiv B'$$ □

C の $\mathrm{Res}_{C,L}(A)$ への展開は，サーカムスクリプション上の否定計算である．$\mathrm{Res}_{C,L}(A) = \phi$ の場合，B から C が削除できる．これは negation as failure[4] により，C (の負リテラル L) を真と判定することに相当する．

〔**例 1**〕　以下の節集合 A に対する Circ $[A ; \text{path, arc}]$ を考える．

$\mathrm{arc}(x,y) \supset \mathrm{path}(x,y)$, ……$D_1$

$\mathrm{arc}(x,y) \wedge \mathrm{path}(y,z) \supset \mathrm{path}(x,z)$, ……$D_2$

$\mathrm{arc}(a,b)$, ……D_3

このとき以下の節からなる質問節集合Bを考える.

$\neg \mathrm{path}(w,w)$ ……D_4

極小化述語 path が負に出現しているので, D_4を$\mathrm{Res}_{D_4,\neg path(w,w)}(A)$ で置き換える. Bは以下のようになる.

$\neg \mathrm{arc}(w,w)$, ……D_5

$\neg \mathrm{arc}(w,y) \vee \neg \mathrm{path}(y,w)$ ……D_6

D_5の$\neg \mathrm{arc}(w,w)$を展開する. $\mathrm{arc}(w,w)$はD_3と単一化できないので, D_5は削除される. Bは以下のようになる.

$\neg \mathrm{arc}(w,y) \vee \neg \mathrm{path}(y,w)$ ……D_7

D_7には arc と path がともに負に出現している. ここでは arc を先に展開する. Bは以下の節集合に変換される.

$\neg \mathrm{path}(b,a)$,

以下同様にして変換を施すと, 最終的にBは節の空集合ϕ(空節ではない)に等価変換される. ϕは恒真式 True と同じだから, 明らかにA上でBは真である. よって

$\mathrm{UNA}, \mathrm{Circ}[A;\mathrm{path}, \mathrm{arc}] \models B$ □

一般に変換すべき節集合Bには極小化述語が複数出現する. よって, 可能な変換も複数存在し, 一意には定まらない. このため変換の戦略が問題となる. 極小化述語が負に出現しない節集合(以下, 正規化節集合)に本来変換できる質問Bも, 不適当な変換戦略を用いると変換できない. 例えば, 例3の節D_7において path を先に展開し, その後も path の展開を続けていくと, 展開は無限に続き, 空集合を得ることはできない(path の展開では変数への定数の束縛が生じないことに注意). よって, 正規化節集合に変換できる質問Bを, 必ずそのように変換する戦略, すなわち正規化戦略を明らかにすることが極めて重要となる. §3 で正規化戦略について考察する.

3. 質問変換の正規化戦略

変換戦略を考察するためには, 補題1の変換はある種の導出木の変換ととらえたほうがわかりやすい. ここではまず, **3・1** で補題1の変換を ME 展開と呼ぶある種の導出木の変換として定式化する. 次に **3・2** で ME 展開の正規化戦略を考察し, 公平な変換戦略が正規化戦略となることを示す. その証明は §**4** で行う.

3・1 ME 展開

【定義5】 $\mathrm{Circ}[A;\Gamma]$上の ME 林とは, 以下の条件を満たす有限または無限の林 (forest) である.

(1) 林の各節点は一つの節(空節と True も可)である.

(2) Cを林のある節点とする. このとき

(a) $\mathrm{Lit}_C(\Gamma^-)=\phi$の場合($C$が空節または True の場合も入れて), Cは子節点を持たない.

(b) $\mathrm{Lit}_C(\Gamma^-)\neq\phi$の場合, Cが子節点を持つならば, その子節点の集合 CS は以下のどちらかである.

(ア) $CS=\{\mathrm{True}\}$. ただし, この場合, ある$L\in \mathrm{Lit}_C(\Gamma^-)$に対して, $\mathrm{Res}_{C,L}(A)=\phi$でなければならない.

(イ) $CS=\mathrm{Res}_{C,L}(A)$. ただし, この場合, $L\in \mathrm{Lit}_C(\Gamma^-)$かつ$\mathrm{Res}_{C,L}(A)\neq\phi$でなければならない.

ME 林Tの葉の集合(すなわち節集合)を $\mathrm{Leaf}(T)$ と略記する. □

【定義6】 $\mathrm{Circ}[A;\Gamma]$上の ME 計算規則Rとは, ME 林Tが与えられたとき, $M\in \mathrm{Lit}_{Leaf(T)}(\Gamma^-)$なる負リテラル$M$(の出現)を返す規則である. この$M$(の出現)を$R$によって$T$より ME 選択されたリテラル(の出現)と呼び, またM(の出現)が存在するTの葉Cを, RによってTより ME 選択された葉と呼ぶ.

□

【定義7】 $\mathrm{Circ}[A;\Gamma]$を述語サーカムスクリプション, Tを ME 林, Rを ME 計算規則, CとLをRによりTから選択された葉とリテラルとする. このとき, Tを以下のT'へ置き換える操作を, RによるT(中のCとL)の ME 展開と呼び, $T\rightarrow_{C,L}T'$と略記する.

(1) $\mathrm{Res}_{C,L}(A)=\phi$の場合, T'はTの葉Cに新たに子節点 True をつくった林である.

(2) $\mathrm{Res}_{C,L}(A)=\{D_1,\cdots,D_m\}(m\geqq 1)$の場合, T'はTの葉Cに新たに子節点$D_1,\cdots,D_m$をつくった林である. □

$T\rightarrow_{C,L}T'$を$\mathrm{Circ}[A;\Gamma]$上の ME 展開とするとき, $\mathrm{Leaf}(T)$と$\mathrm{Leaf}(T')$は以下の関係にある.

$$\mathrm{Leaf}(T')=(\mathrm{Leaf}(T)-\{C\})\cup \mathrm{Res}_{C,L}(A)$$

よって, 補題1の等価変換は ME 展開で定式化できる. 以上より, 質問Bの変換は以下のように定式化できる.

【定義8】 $\mathrm{Circ}[A;\Gamma]$を述語サーカムスクリプション, Bを節集合, Rを ME 計算規則とする. R

に基づくBの ME 展開列とは，以下の条件(1)と(2)を満たすRによる ME 展開の有限または無限の列

$$T_0 \to_{C_0, L_0} T_1 \to_{C_1, L_1} \cdots \to_{C_{i-1}, L_{i-1}} T_i \to_{C_i, L_i} \cdots$$

である．

(1) $B=\{D_1,\cdots,D_m\}$とするとき，T_0は節点$D_1,\cdots,D_m$からなる（弧を持たない）ME 林である．

(2) 各C_iとL_iはRによりT_iより ME 選択された葉とリテラルであり，各$T_i \to_{C_i, L_i} T_{i+1}$は$R$による$T_i$の ME 展開である．　□

Circ $[A;\Gamma]$ と質問Bが与えられたとき，ME 計算規則を一つ定めれば，Bの ME 展開列が一つ定まる．したがって，以下，変換戦略とは ME 計算規則のことと考える．

【定義 9】 TS を以下の ME 展開列とする．

$$T_0 \to_{C_0, L_0} \cdots \to_{C_{i-1}, L_{i-1}} T_i \to_{C_i, L_i} \cdots$$

このとき TS の極限を，林$\cup_{i \geq 0} T_i$と定める．　□

Rを ME 計算規則，TS をRに基づく ME 展開列，Cを TS の極限$\cup_{i \geq 0} T_i$の葉でない任意の節点とする．このとき TS 中に，Cとその負リテラルLを展開する ME 展開$T \to_{C,L} T'$が存在する．このLを以下，$\cup_{i \geq 0} T_i$におけるCの（Rによる）展開リテラルと呼ぶ．

3・2 正規化戦略

【定義 10】 Circ $[A;\Gamma]$ を述語サーカムスクリプション，Bを節集合，TS をBの ME 展開列とする．このとき TS が有限列$T_0 \to_{C_0, L_0} \cdots \to_{C_{n-1}, L_{n-1}} T_n$をなし，最後の$T_n$が $\mathrm{Lit}_{Leaf(T_n)}(\Gamma^-)=\phi$ であるならば，TS をBの正規化 ME 展開列と呼ぶ．このときのT_nをBの正規化 ME 林，Leaf (T_n) をBの正規化節集合と呼ぶ．　□

〔例 2〕 以下の節集合Aに対する Circ $[A;$ block, on$]$ を考える．

on $(x, y) \supset$ block $(x) \vee$ block (y) ……D_8
block (b), ……D_9
on (a, b), ……D_{10}
rectan (b) ……D_{11}

また，質問節集合Bとして以下のものを考える．

block $(z) \supset$ rectan (z) ……D_{12}

このときBに対して，Fig. 1 のグラフを正規化 ME 林とする正規化 ME 展開列 TS が存在する（TS そのものは紙面の都合上省略）．　□

正規化節集合は必ず存在するとは限らない．以下，正規化節集合が存在するとき，それを必ず求める ME 計算規則，すなわち正規化戦略を考察する．

例 1 と例 2 からわかるように，ME 展開と論理型プ

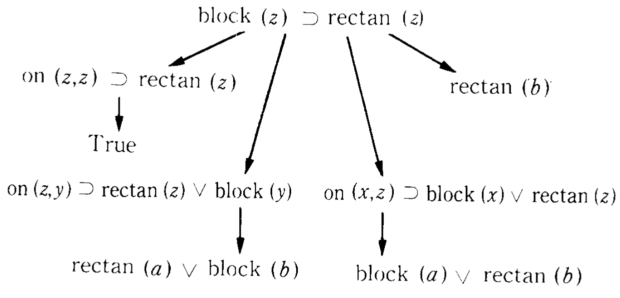


Fig. 1 A nomarlized ME forest.

ログラムの否定計算は密接な関係にある．例えば，ME 展開$T \to_{C,L} T'$は，論理型プログラムの SLD 木の構成手続きと似ており，正規化 ME 林は有限失敗 SLD 木と似ている．よく知られているように，有限失敗 SLD 木の導出計算では公平 (fair) な SLD 計算規則が正規化戦略[4]となる．公平という概念の本質から，ME 展開でも公平な計算規則が正規化戦略になると予想できる．

以下まず論理型プログラムの諸性質をまとめる．負節を正のリテラルが存在しない節，プログラム節を正のリテラルがただ一つ存在する節，またプログラムをプログラム節の有限集合と定める．次にBをプログラム節，Cを負節，LをCの負リテラルとするとき，CのLに対してBを用いたCとBからの SLD 導出形[4]を，$\mathrm{SLD}_{C,L}(B)$ と略記する．またAをプログラムとするとき，CのLに対してAのプログラム節を用いたすべての SLD 導出形の集合を，$\mathrm{SLD}_{C,L}(A)$ と略記する．

【定義 11】 SLD 計算規則Rとは，負節Cが与えられたとき，Cの負リテラルLを返す規則である．LをRによってCより SLD 選択されたリテラルと呼ぶ．　□

【定義 12】 Aをプログラム，Cを負節，Rを SLD 計算規則とする．Rに基づく$A \cup \{C\}$ の SLD 木を以下の条件を満たす有限または無限の木と定める．

(1) 木の各節点は負節（空節も可）．

(2) 木の根節点はC．

(3) Dを木のある節点とする．このとき

(a) Dが空節の場合，Dは子節点を持たない．

(b) Dが空節でない場合，LをRによってDから選択されたリテラル，また $\mathrm{SLD}_{D,L}(A)=\{E_1,\cdots,E_m\}(m \geq 0)$ と仮定する．このとき，節点Dはm個の子節点$E_1,\cdots,E_m$を持つ．　□

【定義 13】 SLD 木Tが有限失敗しているとは，Tが有限で，かつ空節を葉として持たない場合をいう．　□

【定義 14】 SLD 木Tが公平であるとは，Tのすべ

ての枝 α が，以下のどちらかの条件を満たす場合をいう．

(a)　α が有限長である．

(b)　α が無限長の場合，α に出現するすべての負リテラル L が，L が出現する節点の（α における）ある子孫節点で（その時点では L は代入例となっている場合もあるが）必ず SLD 選択される．□

【定義 15】　R を SLD 計算規則，T を R に基づく SLD 木とする．このとき R が T の構成に際して公平であるとは，T が公平になっている場合をいう．□

SLD 計算規則の公平性の定義は通常のもの[4]と若干違うが，本質的な差異はない．すなわち以下が成り立つ．

［**補題 2**］　A をプログラム，M を基礎原子式，R を SLD 計算規則とする．また T を R に基づく $A \cup \{\{\neg M\}\}$ の SLD 木とし，R は T の構成に際して公平であるとする．このとき以下が等価である．

(1)　$A \cup \{\{\neg M\}\}$ のある有限失敗 SLD 木が存在する．

(2)　T は有限失敗している．

＜証　明＞　(2)→(1)は明らか．(1)→(2)は，文献 (4) の命題 13.5 を用いれば，(4) の定理 13.6 と全く同様に証明できる．容易なので省略．□

SLD 計算規則の公平性の定義を参考にして，ME 計算規則の公平性を以下のように定める．

【定義 16】　TS を Circ［A；Γ］上の ME 展開列とする．このとき TS が公平であるとは，TS の極限 $\bigcup_{i\geq 0} T_i$ のすべての枝 α が以下の条件を満たす場合をいう．

(a)　α が有限長の場合，α の葉 C は $\mathrm{Lit}_C(\Gamma^-) = \phi$ である．

(b)　α が無限長の場合，α に出現する $\mathrm{Lit}(\Gamma^-)$ のすべての元 L は，L が出現する節点の（α における）ある子孫節点で（その時点では L は代入例となっている場合もあるが）必ず ME 選択される．□

【定義 17】　ME 計算規則 R が公平であるとは，それを用いた ME 展開列がすべて公平である場合をいう．□

結果として，この公平な ME 計算規則は ME 展開の正規化戦略となる．すなわち，以下が成り立つ．

（**定理 2**）　Circ［A；Γ］を述語サーカムスクリプション，B を節集合とする．このとき B の正規化 ME 展開列が存在するならば，公平な ME 計算規則 R に基づく ME 展開列は無限列になり得ない．□

よって，B の正規化節集合が存在するならば，公平な ME 計算規則 R によって必ず求めることができる．例 1 の D_7 において path を展開し，それ以後も path の展開を続ける変換戦略は公平ではないことに注意されたい．また定義 17 の公平性の定義は構成的なものではない．しかし公平な SLD 計算規則と同様に，公平な ME 計算規則も容易に構成できることにも注意されたい．

§4 で定理 2 を証明する．証明を通して，質問の正規化計算がある種の有限失敗 SLD 木の導出計算と見なせることを明らかにする（定理 4 参照）．

4．証　　明

定理 2 を証明する．証明の流れは以下のとおりである．

(1)　まず与えられた Circ［A；Γ］と質問 B から，その ME 展開を模倣する論理型プログラム Σ をつくる．

(2)　次に B の正規化 ME 展開列 TS が存在するならば，TS より Σ の有限失敗 SLD 木が構成できることと，

(3)　公平な ME 展開 R による B の無限長の ME 展開列 TS′ が存在するならば，TS′ より Σ の無限 SLD 木 T が構成でき，そのときに用いた SLD 計算規則 R' が T の構成に際して公平であることを示す．

(4)　以上と補題 2 より，定理 2 を背理法で証明する．

Circ［A；Γ］上の B の ME 展開を模倣する論理型プログラムは 2 段階に分けて定義する．その核は以下の $\mathrm{Fact}_{A,\Gamma} \cup \mathrm{Dummy}_q(B)$ である．

以下では節 C と述語定数の集合 Γ に対する $\mathrm{Lit}_C(\Gamma^-)$ を，節と適宜同一視する．節とみなした $\mathrm{Lit}_C(\Gamma^-)$ は紛らわしいので C/Γ^- と表記する．

【定義 18】　Γ を述語定数の集合，p を Γ の元とする．また D を $\mathrm{Lit}_D(p^+) \neq \phi$ なる節，$Ls = \{M_1, \cdots, M_n\}$ を $\mathrm{Lit}_D(p^+)$ の空でない部分集合とする．このとき，

$$M_1\theta = \cdots = M_n\theta$$

なる mgu θ が存在する（$n=1$ のときは，θ は恒等代入とする）ならば，節

$$(D/\Gamma^-)\theta \cup \{M_1\theta\}$$

を，$\mathrm{Fact}_{D,\Gamma,p}(Ls)$ と略記する．

また節集合 $\mathrm{Fact}_{D,\Gamma,p}$ を $\{\mathrm{Fact}_{D,\Gamma,p}(Ls) \mid Ls$ は $\mathrm{Lit}_D(p^+)$ の空でない部分集合$\}$ と定める．便宜上，$\mathrm{Lit}_D(p^+) = \phi$ の場合は $\mathrm{Fact}_{D,\Gamma,p} = \phi$ と定める．

さらに DS を節の集合とするとき節集合 $\mathrm{Fact}_{DS,\Gamma}$ を $\bigcup_{D \in DS, p \in \Gamma}(\mathrm{Fact}_{D,\Gamma,p})$ と定める．□

以下，定義や補題で考えている論理式や述語定数の集合に出現しない新しい0項述語定数を外部述語と呼ぶ．

【定義 19】 Γを述語定数の集合，Bを節集合，qを外部述語とする．このとき，節集合 $\mathrm{Dummy}_q(B)$を$\{(C/\Gamma^-)\cup\{q\}\mid C\in B\}$と定める． □

$\mathrm{Fact}_{A,\Gamma}\cup\mathrm{Dummy}_q(B)$はプログラムをなし，Circ $[A;\Gamma]$上の質問Bの ME 展開を模倣する（(系 4.1)）．

〔**例 3**〕 例2の Circ $[A;\Gamma]$と質問節集合Bを考える．このとき $\mathrm{Fact}_{A,\Gamma}\cup\mathrm{Dummy}_q(B)$は以下のようになる．

on $(x, x)\supset$ block (x) ……D_{13}
on $(x, y)\supset$ block (x) ……D_{14}
on $(x, y)\supset$ block (y) ……D_{15}
block (b), ……D_9
on (a, b) ……D_{10}
block $(z)\supset q$ ……D_{16}

その構成は $\mathrm{Fact}_{D_8,\Gamma,block}=\{D_{13}, D_{14}, D_{15}\}$, $\mathrm{Fact}_{D_9,\Gamma,block}=\{D_9\}$, $\mathrm{Fact}_{D_{10},\Gamma,on}=\{D_{10}\}$, $\mathrm{Dummy}_q(B)=\{D_{16}\}$である． □

［**補題 3**］ Lをリテラル，$M_1,\cdots,M_n$をLと共通の変数を持たないリテラルする．このとき以下が成り立つ．

(1) $L\theta=M_1\theta=\cdots=M_n\theta$なる mgu θが存在すると仮定する．このとき$M_1\sigma=\cdots=M_n\sigma$なる mgu σが存在する．また，$L\gamma=(M_1\sigma)\gamma$なる mgu γも存在し，$\theta=\sigma\gamma$が成り立つ．

(2) $M_1\sigma=\cdots=M_n\sigma$なる mgu σが存在し，さらに$L\gamma=(M_1\sigma)\gamma$なる mgu γが存在すると仮定する．このとき$L\theta=M_1\theta=\cdots=M_n\theta$なる mgu θが存在し，$\theta=\sigma\gamma$が成り立つ．

＜証　明＞ 明らかなので省略． □

［**補題 4**］ Γを述語定数の集合，Cを節，Lを $\mathrm{Lit}_C(\Gamma^-)$の元，pをLの述語記号とする．またDを $\mathrm{Lit}_D(p^+)\neq\phi$かつ$C$と共通の変数を持たない節，$Ls$を $\mathrm{Lit}_D(p^+)$の空でない部分集合とする．このとき次が成り立つ．

(1) $\mathrm{Res}_{C,L,D}(Ls)$が定義されることと，$\mathrm{SLD}_{C/\Gamma^-,L}(\mathrm{Fact}_{D,\Gamma,p}(Ls))$が定義されることは同値である．

(2) 双方が定義されるならば，以下が成り立つ．

$$\mathrm{Res}_{C,L,D}(Ls)/\Gamma^-=\mathrm{SLD}_{C/\Gamma^-,L}(\mathrm{Fact}_{D,\Gamma,p}(Ls))$$

＜証　明＞ (1)は補題3より明らか．(2)は付録を参照されたい． □

Bを節集合 $\{D_1,\cdots,D_m\}$, Γを述語定数の集合とするとき，$\{D_1/\Gamma^-,\cdots,D_m/\Gamma^-\}$を$B/\Gamma^-$と略記する．

((**系 4.1**)) Aを節集合，Γを述語定数の集合とする．またCを節，Lを $\mathrm{Lit}_C(\Gamma^-)$の元，qを外部述語とするとき，以下が成り立つ．

$$\mathrm{Res}_{C,L}(A)/\Gamma^-=\mathrm{SLD}_{C/\Gamma^-,L}(\mathrm{Fact}_{A,\Gamma}\cup\mathrm{Dummy}_q(B))$$

＜証　明＞ 付録を参照されたい． □

以上より，$\mathrm{Res}_{C,L}(A)$の各節を Lit (Γ^-)の元だけに制限したものと，節Cを初めから Lit (Γ^-)の元だけに制限してその中の負リテラルLに対して $\mathrm{Fact}_{A,\Gamma}\cup\mathrm{Dummy}_q(B)$のプログラム節を用いた SLD 導出形の集合は等しい．よって，$\mathrm{Fact}_{A,\Gamma}\cup\mathrm{Dummy}_q(B)$は，Circ $[A;\Gamma]$上のBの ME 展開を模倣することがわかる．

次に Circ $[A;\Gamma]$上でのBの ME 展開列 TS から，その極限$\cup_{i\geq 0}T_i$を基に，$\mathrm{Fact}_{A,\Gamma}\cup\mathrm{Dummy}_q(B)$の SLD 木を構成する手法を示す．

【定義 20】 Circ $[A;\Gamma]$を述語サーカムスクリプション，Bを節集合，qを外部述語とする．また TS を

$$T_0\rightarrow_{C_0,L_0}\cdots\rightarrow_{C_{i-1},L_{i-1}}T_i\rightarrow_{C_i,L_i}\cdots$$

なるBの ME 展開列とする．このとき TS とqに基づく SLD 模倣木Tを以下のように定義する．

(1) まず TS の極限$\cup_{i\geq 0}T_i$を構成する．

(2) 次に$\cup_{i\geq 0}T_i$のすべての節点Cを，C/Γ^-に付け換える．ただし，Cが空節または True ならばそのまま残す．このときのCを，C/Γの$\cup_{i\geq 0}T_i$における原形と呼ぶ．

(3) 葉のうちで True であるものを消去する．消去した True の親（すなわち新しい葉）節点を有限失敗節点と呼ぶ．

(4) 最後に（複数ある）根節点の新たな親節点として，負節$\{\neg q\}$を付け加える．

以上の結果を SLD 模倣木Tとする． □

SLD 模倣木はある条件下で SLD 木となる（定理3参照）．極限$\cup_{i\geq 0}T_i$の葉でない節点Cは，SLD 模倣木Tにおいて，根でも葉でもない節点か，有限失敗節点C/Γ^-となる．$\cup_{i\geq 0}T_i$の葉でない節点には展開リテラルが定義されているから，逆に，Tの根でも葉でもない節点または有限失敗節点C/Γ^-の原形Cには，必ず展開リテラルLが定義される（$L\in C/\Gamma^-$に注意）．

〔**例 4**〕 例2の Circ $[A;\Gamma]$と質問Bに対する，Fig. 1の正規化 ME 林を考える（正規化 ME 林は正規化 ME 展開列の極限と同じことに注意）．Fig. 1の ME 林に基づく SLD 模倣木Tは Fig. 2 (nil は空節）となる． □

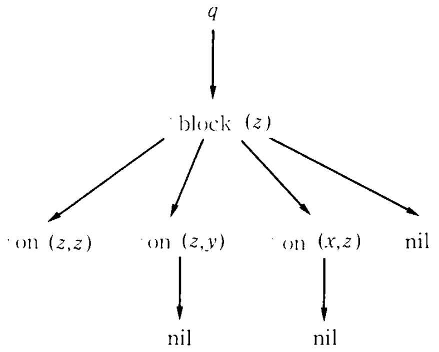


Fig. 2 A SLD imitation tree.

［補題 5］ Rを ME 計算規則, TS をRに基づく ME 展開列, qを外部述語とする. またTを TS とqに基づく SLD 模倣木とする. このとき以下が成り立つ.

(1) TS が正規化 ME 展開列ならば, Tの葉は空節であるか, または有限失敗節点である.

(2) Rが公平かつ TS が無限列ならば, Tの葉は空節であるか, または有限失敗節点である.

＜証　明＞ (1)を証明する. TS の正規化 ME 林をT_nとすると, T_nと TS の極限$\cup_{i\geq 0}T_i$は等しい. 定義より, Lit (Γ^-) の元はT_nの葉に出現しないので, $\cup_{i\geq 0}T_i$の葉にも出現しない. 以上と模倣木の定義より明らか. (2)も, 公平性の定義より, $\cup_{i\geq 0}T_i$の葉に Lit (Γ^-) の元が出現しないことから明らか. □

【定義 21】 TS を ME 展開列, qを外部述語, Tを TS とqに基づく SLD 模倣木とする. このときT上の SLD 計算規則R_Tを以下のように定める.

(a) CがTの根節点 $\{\neg q\}$ の場合, R_TがCから SLD 選択するリテラルは$\neg q$である.

(b) CがTの根でも葉でもない節点または有限失敗節点の場合, R_TがCから SLD 選択するリテラルは, Cの原形Dの展開リテラルである.

(c) Cがその他の負節の場合, R_TがCから SLD 選択するリテラルは適当なCのリテラルである. □

以上の準備のもとで, 以下の基本定理が成り立つ.

（定理 3） Circ $[A;\Gamma]$ を述語サーカムスクリプション, Bを節集合, qを外部述語定数とする. またRを ME 計算規則, TS をRに基づくBの ME 展開列, Tを TS とqに基づく SLD 模倣木とする. このとき以下が成り立つ.

(1) TS が正規化 ME 展開列ならば, Tは, T上の SLD 計算規則R_Tに基づく ($\mathrm{Fact}_{A,\Gamma}\cup\mathrm{Dummy}_q(B))\cup\{\{\neg q\}\}$ の有限な SLD 木となる.

(2) Rが公平かつ TS が無限列ならば, Tは, T上の SLD 計算規則R_Tに基づく ($\mathrm{Fact}_{A,\Gamma}\cup\mathrm{Dummy}_q(B))\cup\{\{\neg q\}\}$ の無限 SLD 木となる. またR_TはTの構成に際して公平な SLD 計算規則となる.

＜証　明＞ (1)を証明する. Tが定義 12 の SLD 木の条件(1)と(2)を満たすことは, 構成規則より明らかである. (3)の条件を満たすことは以下のように証明できる.

Tの節点Cが葉ならば, 補題 5 よりCは空節かまたは有限失敗節点である. Cが空節の場合, Cが子節点を持たないことは, 条件(3)を満足する. Cが有限失敗節点の場合を考える. Dを TS の極限$\cup_{i\geq 0}T_i$におけるCの原形, LをDの展開リテラルとすれば, Cは有限失敗節点だから, 明らかに $\mathrm{Res}_{D,L}(A)/\Gamma^-=\phi$. $D/\Gamma^-=C$だから, よって系 4.1 より以下が成り立つ.

$$\mathrm{SLD}_{C,L}(\mathrm{Fact}_{A,\Gamma}\cup\mathrm{Dummy}_q(B))=\phi$$

LはR_TによってCから SLD 選択されるから, よって, Cが子節点を持たないことは条件(3)を満足する.

次にCがTの根でも葉でもない場合を考える. Dを$\cup_{i\geq 0}T_i$におけるCの原形, LをDの展開リテラルとする. Tの定義より, CのTにおける子節点の集合CSは, $CS=\mathrm{Res}_{D,L}(A)/\Gamma^-$である. よって系 4.1 より

$$CS=\mathrm{SLD}_{C,L}(\mathrm{Fact}_{A,\Gamma}\cup\mathrm{Dummy}_q(B))$$

LはR_TによってCから SLD 選択されるから, この場合のCも条件(3)を満足する.

CがTの根 $\{\neg q\}$ の場合を考える. $\mathrm{SLD}_{\{\neg q\},\neg q}(\mathrm{Fact}_{A,\Gamma}\cup\mathrm{Dummy}_q(B))$ は B/Γ^- だから, Cの子節点の集合と明らかに等しい. また$\neg q$はR_TによりCより SLD 選択されるから, この場合も条件(3)を満たす.

Tが有限木であることは, TS が有限列であることから明らかである. 以上で本補題の(1)の証明が完了した.

次に本補題の(2)を証明する. Tが SLD 木をなすことは(1)と全く同様であり, またTが無限木であることも明らか. R_TがTの構成に際して公平であることを示す.

もとのRが公平な ME 計算規則だから, TS の極限$\cup_{i\geq 0}T_i$は, 定義 16 の(b)の条件を満たす. $\cup_{i\geq 0}T_i$の節点CのRによる展開リテラルは, Tの節点C/Γ^-からR_Tにより SLD 選択されるリテラルとなる. よって, TがR_Tに対して定義 14 の条件を満たすことは明らか. □

以上で正規化 ME 展開列に基づく SLD 模倣木Tは, $(\mathrm{Fact}_{A,\Gamma}\cup\mathrm{Dummy}_q(B))\cup\{\{\neg q\}\}$ の有限な SLD 木となることがわかった. しかしこのTは必ずしも有限失敗しない. すなわち, 空節がTの葉となる場合がある. そこでTの空節を有限失敗する節に置き換えることを考える. まず $\mathrm{Fact}_{A,\Gamma}\cup\mathrm{Dummy}_q(B)$ を以下のように変形する.

【定義 22】 Cを節，rを外部述語とする．このとき節 $\mathrm{Fail}_r(C)$ を以下のように定める．

(1) Cが単位節Lの場合，$\mathrm{Fail}_r(C)$ は節 $(r \supset L)$．

(2) その他の場合，$\mathrm{Fail}_r(C)$ はCそのもの．

また，Aを節集合とするとき，節集合 $\mathrm{Fail}_r(A)$ を $\{\mathrm{Fail}_r(C) \mid C \in A\}$ と定める． □

$\mathrm{Fail}_r(\mathrm{Fact}_{A,r} \cup \mathrm{Dummy}_q(B))$ が最終目的とするプログラムΣであり，絶対に成功しないプログラムとなる．

〔**例 5**〕 例 3 の $\mathrm{Fact}_{A,r} \cup \mathrm{Dummy}_q(B)$ に対する $\mathrm{Fail}_r(\mathrm{Fact}_{A,r} \cup \mathrm{Dummy}_q(B))$ は $\{D_{13}, D_{14}, D_{15}, D_{17}, D_{18}, D_{16}\}$ となる．すなわち$\mathrm{Fact}_{A,r} \cup \mathrm{Dummy}_q(B)$ の単位節D_9とD_{10}を，以下のD_{17}とD_{18}に換えたものである．

$r \supset \mathrm{block}(b)$, ……$D_{17}$

$r \supset \mathrm{on}(a, b)$ ……D_{18} □

SLD 模倣木Tとその上の SLD 計算規則R_Tは以下のように変形すれば十分である．

【定義 23】 Rを ME 計算規則，TS をRに基づく ME 展開列，qとrを外部述語，Tを TS とqに基づく SLD 模倣木とする．このとき，

(1) TS が正規化 ME 展開列

(2) Rが公平かつ TS が無限列

のどちらかの条件が成り立つとき，Tは SLD 木をなす．そこで(1)または(2)が成り立つ場合を対象として，Tに以下の変換を施したものを，TS, q, r に基づく有限失敗模倣木T'と定める．

《変換》 Tの節点Cがその親節点より，ある単位節を用いて SLD 導出されたものであるならば，Cとそのすべての子孫節点Eを，それぞれ$C \cup \{\neg r\}$ と$E \cup \{\neg r\}$ に付け換える．

また有限失敗模倣木T'上の SLD 計算規則$R_{T'}$を，T上の SLD 計算規則R_Tを基にして次のように定める．

(a) 負節Cが$\neg r$を含まない場合，$R_{T'}$がCから SLD 選択するリテラルは，R_TがCから選択するリテラルと同じである．

(b) 負節Cが$D \cup \{\neg r\}$ なる場合，

(ア) $D \neq \phi$ならば，$R_{T'}$がCから SLD 選択するリテラルは，R_TがDから選択するリテラルと同じである．

(イ) $D = \phi$ならば，$R_{T'}$がCから SLD 選択するリテラルは$\neg r$である． □

〔**例 6**〕 Fig. 2 の SLD 模倣木Tに基づく有限失敗模倣木T'は，Tの葉 nil をすべて節$\neg r$に置き換えたものである． □

（**定理 4**） $\mathrm{Circ}[A; \Gamma]$ を述語サーカムスクリプション，Bを節集合，qとrを外部述語とする．またRを ME 計算規則，TS をRに基づくBの ME 展開列とする．このとき以下が成り立つ．

(1) TS を正規化 ME 展開列と仮定し，Tを TS, q, r に基づく有限失敗模倣木，R_TをT上の SLD 計算規則とする．このときTはR_Tに基づく $\mathrm{Fail}_r(\mathrm{Fact}_{A,r} \cup \mathrm{Dummy}_q(B)) \supset \{\{\neg q\}\}$ の有限失敗 SLD 木となる．

(2) Rが公平かつ TS が無限列であると仮定し，Tを TS, q, r に基づく有限失敗模倣木，R_TをT上の SLD 計算規則とする．このときTはR_Tに基づく $\mathrm{Fail}_r(\mathrm{Fact}_{A,r} \cup \mathrm{Dummy}_q(B)) \supset \{\{\neg q\}\}$ の無限 SLD 木となる．また，R_TはTの構成に際して公平である．

<**証　明**> 明らかなので省略． □

以上より質問の正規化とは，ある種の論理型プログラムの有限失敗 SLD 木の導出計算であることがわかる．

<**定理 2 の証明**> qとrを外部述語とする．またBの正規化 ME 展開列 TS が存在すると仮定する．このとき TS, q, r に基づく有限失敗模倣木TとT上の SLD 計算規則R_Tが構成できる．定理 4 より，TはR_Tに基づく $\mathrm{Fail}_r(\mathrm{Fact}_{A,r} \cup \mathrm{Dummy}_q(B)) \cup \{\{\neg q\}\}$ の有限失敗 SLD 木となる．一方このとき，公平な ME 計算規則Rに基づくBの無限長の ME 展開列 TS′が存在すれば，TS′, q, r に基づく有限失敗模倣木T'とT'上の SLD 計算規則$R_{T'}$が構成できる．定理 4 より，このT'は$R_{T'}$に基づく $\mathrm{Fail}_r(\mathrm{Fact}_{A,r} \cup \mathrm{Dummy}_q(B)) \supset \{\{\neg q\}\}$ の無限 SLD 木となり，さらに$R_{T'}$はT'の構成に際して公平となる．これは補題 2 と矛盾する．よって，TS′は無限列とはなり得ない． □

5. む す び

本論文では，述語サーカムスクリプションの質問の変換戦略について考察し，公平な戦略が正規化戦略となることを示した．また質問の正規化がある種の有限失敗 SLD 木の導出計算と見なせることを示した．サーカムスクリプションと論理型プログラムの否定計算との関連は，以前から漠然とした形で指摘されていたが，本論文ではこれに対して一つの明快な関係を示すことができた．

謝　　辞

日頃からお世話いただく山形大学情報工学科，および東北大学野口研究室の皆さんに感謝いたします．

◇参 考 文 献◇

(1) Etherington, D.: *Reasoning with Incomplete Information*, Pitman Pub. (1988).

(2) Gelfond, M. and Lifschitz, V.: Compiling Circumscriptive Theoreies into Logic Programs, *Lect. Notes in Artif. Intell.*, Vol. 346, pp. 74-99 (1988).

(3) Lifschitz, V.: Computing Circumscription, *IJCAI '85*, pp. 121-127 (1985).

(4) Lloyd, J.: *Foundations of Logic Programming*, Springer-Verlag (1984).

(5) 岩沼，原尾，野口：質問変換に基づく並列サーカムスクリプションの計算手法，人工知能学会誌，Vol. 5, No. 5, pp. 578-587 (1990).

〔担当編集委員・査読者：中川　裕志〕

◇付　　録◇

＜補題4の2の証明＞　議論の簡略化のため，$\Gamma=\{p, q\}$，かつpとqは1項述語定数，CとDはそれぞれ以下の形をなすと仮定する．

$C: E_1 \wedge p(t_1) \wedge q(t_2) \supset p(t_3) \vee q(t_4) \vee E_2$

$D: F_1 \wedge p(s_1) \wedge q(s_2) \supset p(s_3) \vee p(s_4) \vee q(s_5) \vee F_2$

ただし，E_1, E_2, F_1, F_2は，Γの元が全く出現しない論理式である．さらに$L=\neg p(t_1)$，$Ls=\{p(s_3), p(s_4)\}$とし，

$p(t_1)\theta=p(s_3)\theta=p(s_4)\theta$　　　　……①

なるmgu θが存在し，$\mathrm{Res}_{C,L,D}(Ls)$が定義できると仮定する．このとき$\mathrm{Res}_{C,L,D}(Ls)$は次のものとなる．

$(E_1 \wedge q(t_2) \wedge F_1 \wedge p(s_1) \wedge q(s_2) \supset p(t_3) \vee q(t_4) \vee E_2 \vee q(s_5) \vee F_2)\theta$

よって，節$\mathrm{Res}_{C,L,D}(Ls)/\Gamma$ は以下のものとなる．

$(\neg q(t_2) \vee \neg p(s_1) \vee \neg q(s_2))\theta$　　　　……②

一方，$\mathrm{SLD}_{C/\Gamma^-,L}(\mathrm{Fact}_{D,\Gamma,p}(Ls))$は以下のようになる．まず$C/\Gamma^-$は以下のものである．

$\neg p(t_1) \vee \neg q(t_2)$

仮定より①を満たすmgu θが存在するから，補題3より$p(s_3)$と$p(s_4)$のmgu σが存在する．よって，$\mathrm{Fact}_{D,\Gamma,p}(Ls)$は以下のものとなる．

$(p(s_1) \wedge q(s_2) \supset p(s_3))\sigma$

また$p(t_1)$と$(p(s_3)\sigma)$のmgu γも存在する．よって，$\mathrm{SLD}_{C/\Gamma^-,L}(\mathrm{Fact}_{D,\Gamma,p}(Ls))$は以下のようになる．

$(\neg q(t_2) \vee \neg p(s_1)\sigma \vee \neg q(s_2)\sigma)\gamma$

σは節Dの変数への代入である．仮定より，CとDは共通の変数を持たず，$q(t_2)$はCのリテラルである．よって，$q(t_2)\sigma=q(t_2)$である．したがって，$\mathrm{SLD}_{C/\Gamma^-,L}(\mathrm{Fact}_{D,\Gamma,p}(Ls))$は以下に等しい．

$(\neg q(t_2) \vee \neg p(s_1) \vee \neg q(s_2))\sigma\gamma$　　　　……③

このとき補題3より，$\theta=\sigma\gamma$であるから，②と③は明らかに等しい．以上で証明は終了した．□

＜系4.1の証明＞　まず負リテラルLの述語記号をp，pが正に出現するA中の節の集合をA_pと仮定する．定義より，$\mathrm{Res}_{C,L}(A)$と$\mathrm{Res}_{C,L}(A_p)$は等しい．一方，$\mathrm{Fact}_{A,\Gamma} \cup \mathrm{Dummy}_q(B)=(\cup_{E\in A, q\in\Gamma}\mathrm{Fact}_{E,\Gamma,q}) \cup \mathrm{Dummy}_q(B)$であるが，$\mathrm{Dummy}_q(B)$のプログラム節$D$には$p$の正リテラルは出現しない．$q\neq p$または$E\notin A_p$の場合の$\mathrm{Fact}_{E,\Gamma,q}$のプログラム節$D$にも，$p$の正のリテラルは出現しない．よって，定義より以下が成り立つ．

$\mathrm{SLD}_{C/\Gamma^-,L}(\mathrm{Fact}_{A,\Gamma} \cup \mathrm{Dummy}_q(B))=\mathrm{SLD}_{C/\Gamma^-,L}(\cup_{E\in A_p}\mathrm{Fact}_{E,\Gamma,p})$

以上より本補題は以下を示せば十分である．

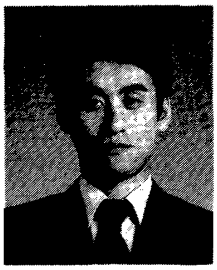
$\mathrm{Res}_{C,L}(A_p)/\Gamma^-=\mathrm{SLD}_{C/\Gamma^-,L}(\cup_{E\in A_p}\mathrm{Fact}_{E,\Gamma,p})$

さらにこれを示すためには，任意の$E\in A_p$に対して以下を示せば十分である．

$\mathrm{Res}_{C,L}(E)/\Gamma^-=\mathrm{SLD}_{C/\Gamma^-,L}(\mathrm{Fact}_{E,\Gamma,p})$

上式は補題4より明らかである．□

著者紹介



岩沼　宏治（正会員）

1983年東北大学通信工学科卒業．1985年同大学院修士課程修了．同年山形大学情報工学科助手，1990年山梨大学電子情報工学科講師．主としてソフトウェア基礎論，人工知能基礎論等の研究に従事．電子情報通信学会，情報処理学会，ソフトウェア科学会各会員．

原尾　政輝（正会員）

1966年九州工業大学電気工学科卒業．1972年東北大学博士課程修了．山形大学情報工学科教授などを経て，1989年九州工業大学知能情報工学科教授．工学博士，1980〜82年西ドイツブラウンシュバイク工科大学客員研究員（フンボルト奨学生）．この間セルオートマトン，並列処理，アルゴリズム論などを研究し，現在，論理に基づく知識情報処理の研究に従事．電子情報通信学会，情報処理学会，ソフトウェア科学会，IEEE各会員．

野口　正一（正会員）

1954年東北大学工学部電気工学科卒業．1960年同大学院博士課程修了．1971年東北大学電気通信研究所教授．1984年東北大学大型計算機センター長．工学博士．主として情報システム構成論，知識処理に関する研究に従事．著書「情報ネットワークの理論」（岩波）「知識工学基礎論」（オーム社）など．