数理解析研究所講究録
423巻 1981年 257-274

同値律をみたす述語による
関係データモデル従属性の一般化について

富士通・国際情報社会科学研究所　竹島 卓

1. まえがき

関係データモデル（Codd［1］）の提案以来、いわゆる従属性の問題が種々の意図をもって研究されている．それらは、(1) data anomalyの回避ないしは正規化 (2)関係の情報無損失分解 (3)検索（問合せ）に対するアクセスパスの決定 (4)簡易な統合制約 (5)数学的興味 などに代表されよう．

そこにおける課題としては，(1°)情報無損失分解の必要十分条件 (2°)適切な正規形の設定 (3°)従属性についての適切な推論体系、などがあげられる．(1°)に対しては結合従属（JD），(2°)に対しては射影結合正規形（PJNF）によって一応の結着がついている．(3°)については潜在形の従属性（embedded dependency）には有限の公理系が存在しないという研究結果があり、適切な推論体系が望まれている．そこで本稿では課題(3°)に対するひとつの解答を与える．

従属性を一階述語論理によって形式化しようという研究は已にNicolas [2]やFagin [3]らによって試みられている．彼等のアプローチでは，(i)関係にひとつの述語を対応させる．(ii)タップルの成分を走る成分変数を用いる．(iii)成分値に対する等号(=)の述語を用いる．という特徴をもっている．彼等の形式化はかなりうまくいっているが，それは少し乱暴な形式化によって(i)の方法を採用しているために，実は一階述語論理の意味論そのものが展開されているからに他ならない．しかしながら次の2点は問題がある．(a)関係モデルは本来many sortedなものである．(b)上記性質を無視したためドメイン関数の選択によらない不変な構造(同値関係やからみ合い構造[4]など)が表現できない．

これに対し，本稿で述べる形式化は，(i')各属性にひとつの2項述語を割当てる．(ii')タップルの上を走るタップル変数を用いる．(iii')属性の数だけの同値律集合(LE)を用いる．という特徴をもち，上記(a)および(b)の欠点を解消している．また本稿で述べる結果は，独立に行なわれたカテゴリー論によるアプローチ(加藤[4])の結果とちょうど対応し，それによって代数的な肉付けが得られている．

2　関係モデル

従属性の形式化にとって最小限必要な関係モデルでの概念を定義する．その定義は，従来のものを多少整理洗錬した形で述べてある．それは，空な属性集合やその上の関係，一般には非可算無限の濃度をもつ関係などを含んでいる．したがって必ずしも計算機メモリ上に展開できるとはかぎらない数学的な関係を扱うが，これは統一的な議論のためにはたちのよい特別なものばかりを扱うわけにはいかないからである．

関係$\mathbb{R}$は3項組$\langle A, \mathscr{D}, R\rangle$のことである．ここに，$A$は高々可算な集合で関係$\mathbb{R}$の属性集合と呼ばれる．$\mathscr{D}$は空でない任意の集合$D_a$（$a \in A$）達から成る$A$上の集合族で関係$\mathbb{R}$のドメイン関数と呼ばれる．また$R$は集合族$\mathscr{D} = \{D_a\}_{a \in A}$の直積$\boldsymbol{\Pi}\mathscr{D}$の任意の部分集合で関係$\mathbb{R}$の本体呼ばれる．ここに集合族$\mathscr{D}$の直積$\boldsymbol{\Pi}\mathscr{D}$は次式で定義される．

$$\boldsymbol{\Pi}\mathscr{D} \triangleq \{\lambda \mid \lambda : A \to \bigcup_{a \in A} D_a \ \& \ \forall a \in A(\lambda(a) \in D_a)\} \qquad (1)$$

$\boldsymbol{\Pi}\mathscr{D}$は$\mathscr{D}$の定義域である属性集合$A$上の（ひとつの）関係ユニバースと呼ばれることもあり，そのときは$\mathscr{R}(A, \mathscr{D})$とも書かれる．関数$\lambda \in \mathscr{R}(A, \mathscr{D})$は$\mathscr{R}$のタップル又は$\mathscr{D}$上のタップルと呼ばれる．また$\lambda(a) \in D_a$はタップル$\lambda$の$a$-成分と呼ばれ，従来$\lambda.a$と書かれたものである．

我々はAを任意にひとつ固定したとき、その上で可能なすべての関係Rに関心がある。ドメイン関数$\mathcal{D}$は属性$a \in A$の意味を与えるものと解釈できるが、従属性といわれるものは実はこの意味付けに依存しない不変な構造の表現を意図したものであったと理解される。

3　従属性の形式化

3.1　構文

属性集合Aを任意にひとつ固定し、その上の言語（従属性言語）$\mathcal{L}(A)$をつぎのように定める。これは等号なしの一階言語の小さな部分集合である。ここではやや非形式的に述べるがその意図するところは了解できると思う。

(1)基本記号

- 変数記号の集合　$\mathbb{X} = \{x, y, z, \cdots\}$.
- 2項述語記号の集合　$\mathbb{P} = \{p_a\}_{a \in A}$,

  ただし $a \neq b$ ならば $p_a \neq p_b$.
- 基本論理記号の集合　$\{\sim(not), \wedge(and), \forall(for\ all)\}$.

(2)原子式

$x, y \in \mathbb{X}$で$p_a \in \mathbb{P}$のとき$p_a(x, y)$は原子式.

(3)式

(i) αが原子式　$\Rightarrow$　αは式.

(ii) α が式 $\Rightarrow$ $\sim\alpha$ は式.

(iii) α, β が式 $\Rightarrow$ $\alpha\wedge\beta$ は式.

(iv) α が式, $x \in \mathbb{X}$ $\Rightarrow$ $\forall x\alpha$ は式.

(4) 閉じた式

α が式でかつ α の中のすべての変数記号の出現が束縛されているとき, α は閉じているといわれる. 閉じた式のことを文ともいう.

3.2 意味

(1) モデル

文の意味を定めるためにモデルを定義する. モデル M は組 $\langle D, A_p \rangle$ である. ここに D は空でない集合で M の基礎領域と呼ばれる. また A_p は 2 項述語記号 $p_a \in \mathbb{P}$ 達に D 上の 2 項述語 $\pi_a \in 2^{D\times D}$ 達を割当てる関数で $\mathbb{P}$ 上の割当てと呼ばれる.

(2) 変数記号への割当

モデル $M = \langle D, A \rangle$ 上の変数記号への割当て A_v とは, 変数記号 $x \in \mathbb{X}$ に D の元を割当てる関数である. すなわち,

$A_v(x) \in D$ である.

(3) 割当ての変種

割当て A_v の変種 $A_v[x/d]$ とはやはり M 上の変数記号への割当てであってつぎのように定義される. 任意の $\xi \in \mathbb{X}$

に対して，

$$A_v[x/d](\xi) = \begin{cases} d & \text{if } \xi = x \\ A_v(\xi) & \text{otherwise} \end{cases}$$

(4) 付値

式γの付値関数とは，モデル$M=\langle D, A_p\rangle$と割当てA_vとによって定まる式の意味——1(真)，0(偽)——を計算する関数である。これを$\nabla^M_{A_v}(\gamma)$と書く。$\nabla^M_{A_v}(\gamma)$はつぎのように帰納的に定義される。

(i) 原子式$p_a(x, y)$に対して，

$$\nabla^M_{A_v}(p_a(x, y)) = A_p(p_a)(A_v(x), A_v(y)).$$

(ii) 式$\sim\alpha$に対して，

$$\nabla^M_{A_v}(\sim\alpha) = \neg\,\nabla^M_{A_v}(\alpha).\ ^{(*)}$$

(iii) 式$\alpha\wedge\beta$に対して，

$$\nabla^M_{A_v}(\alpha\wedge\beta) = \nabla^M_{A_v}(\alpha)\ \&\ \nabla^M_{A_v}(\beta).\ ^{(*)}$$

(iv) 式$\forall x\,\alpha$に対して，

$$\nabla^M_{A_v}(\forall x\,\alpha) = \mathop{\&}_{d\in D} \nabla^M_{A_v^\bullet}(\alpha),\ ^{(*)}$$

ここに，$A_v^\bullet = A_v[x/d]$。

この付値関数が論理結合記号の通常の解釈に沿ったものであることは，脚注のメタ記号の定義によってわかる。

(*) 注：$\neg$，$\&$，$\mathop{\&}$は意味領域での演算記号でそれぞれ，$\neg 0=1$，$\neg 1=0$，$0\&0=0\&1=1\&0=0$，$1\&1=1$，$\mathop{\&}_{d\in D} v_d =$ if for all $d\in D$ $v_d=1$ then 1 else 0，と定められる。

3.3 二次論理記号

記法上の便宜のために，$\vee$ (or)，$\rightarrow$ (implies)，$\exists$ (for some) の3論理結合記号を定義する。定義は構文的に行なうが，その意味が通常の解釈と変らないことは，前項(4)の付値関数の定義にもどって確かめられる．定義はつぎのとおり．

(i) $\alpha \vee \beta \triangleq \sim(\sim\alpha \wedge \sim\beta)$.

(ii) $\alpha \rightarrow \beta \triangleq \sim\alpha \vee \beta$.

(iii) $\exists x \alpha \triangleq \sim \forall x \sim \alpha$.

3.4 モデルによる式の充足

式γが割当AvによってモデルMにおいて充足されるとは，$V_{Av}^{M}(\gamma)=1$となることである．このことを，M, Av sat γ と書く．また式の集合Γに対しては，M, Av sat Γ とは，任意の$\gamma \in \Gamma$について M, Av sat γ であることをいう．特にγが閉じている場合，すなわち，文σである場合には，付値$V_{Av}^{M}(\sigma)$の値はAvに依存しないので，Avを省略して，M sat σ と書く．同様に，文の集合Σに対してもAvを省略して，M sat Σ と書く．

3.5 関係による式の充足

(1)誘導モデル

本体が空でない関係 $\mathbb{R}=\langle A, \mathcal{D}, R\rangle$ はつぎのようにひとつのモデル $M^{\#}=\langle D^{\#}, Ap^{\#}\rangle$ を誘導する．すなわち，

$D^{\#} = R$, $Ap^{\#} \to 2^{R \times R}$ s.t. $Ap^{\#}(p_a) = \pi_a$ とおくとき，

$\lambda, \mu \in R$ に対して $\pi_a(\lambda, \mu) = \begin{cases} 1 & \text{if } \lambda(a) = \mu(a) \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases}$.　(2)

(2)関係による充足

式γが割当てAvによって関係Rにおいて充足されるということを R, Av sat γ と書くことにすれば，それは誘導モデルによってつぎのように定義される．

$$R, Av \text{ sat } \gamma \overset{\mathrm{def}}{=} M^{\#}, Av \text{ sat } \gamma .$$

ただし，Avは変数記号へのRの元の割当てである．閉じた式，すなわち文σや，文の集合Σに対してはモデルでの解釈同様Avを省略し，R sat σ や R sat Σ のように書く．

これが「従属性σが関係Rで成立する．」という言明のモデル論的定義である．ここで，σは従来の肯定的な従属性のみならず，それの否定であってもかまわないことに注意を喚起しておく．

4　同値律集合 LE

関係Rの誘導するモデル$M^{\#} = \langle D^{\#}, Ap^{\#} \rangle$では，$Ap^{\#}$の割当てる$R$上の2項述語がどれも同値律をみたすという特徴がある．このことは式(2)によって確かめられる．これに対し，勝

手なモデル $M = \langle D, A_p \rangle$ では、その A_p の割当てる2項述語は必ずしも同値律を満足しない。そこで一般のモデルのうち、それによって割当てられる2項述語が同値律をみたすような特別なモデルが、式の意味として従属性を考察する上で重要であろうと推察できる。この考えを実現するため（A上の）同値律集合と呼ばれる特別な文の集合を導入しておく。この集合をLEであらわすことにすると、LEはすべての $a \in A$ に対して次の形の（同値律をあらわすと解釈できる）特別な文の全体から成る。

(i) $\forall x\ p_a(x, x)$,

(ii) $\forall x\ \forall y\ (p_a(x, y) \rightarrow p_a(y, x))$,

(iii) $\forall x\ \forall y\ \forall z\ (p_a(x, y) \wedge p_a(y, z) \rightarrow p_a(x, z))$.

5　特徴関係

LEをみたす任意のモデルから、特徴関係と呼ばれる関係が構成できることを示す。さらに特徴関係ではもとのモデルと丁度同じ文達が充足されることを示す。この特徴関係は、いわゆるArmstrongの関係[5]といわれるものの拡張になっている。

5.1　特徴関係の構成

LE をみたすモデルの任意のひとつを $M=\langle D, Ap\rangle$ とする．M の特徴関係 $\mathbb{R}^* = \langle A, \mathscr{D}^*, R^*\rangle$ はつぎの4段階で構成される．

(1) ドメイン関数 $\mathscr{D}^*: A \to \mathit{Sets}$, s.t. $\mathscr{D}^*(a) = D/\pi_a$ ．

ここに $\pi_a = Ap(p_a)$ であり仮定によりこれは同値律をみたしている．また D/π_a は D の π_a による商集合をあらわす．

(2) 関係ユニバース $\mathscr{R}(A, \mathscr{D}^*) = \prod \mathscr{D}^*$ ．

(3) $\varphi: D \to \mathscr{R}$ なる特別な関数 φ s.t.

$$d \in D,\ a \in A \text{ に対して } \varphi(d)(a) = d/\pi_a \text{ ，} \tag{3}$$

ここに d/π_a は d の π_a による同値類をあらわす．

(4) $R^* \triangleq \varphi(D)$ … D の φ による像．

以上の $\mathscr{D}^*$ と R^* とによってできる $\mathbb{R}^* = \langle A, \mathscr{D}^*, R^*\rangle$ を M の特徴関係という．（図1）

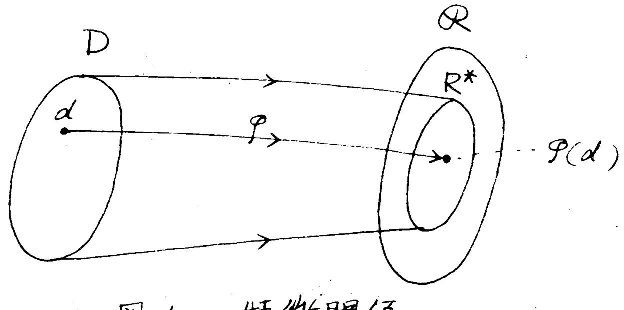


図1　特徴関係

5.2　特徴関係の誘導モデル

モデル $M = \langle D, Ap\rangle$ が LE を満たすものとする．このM

の特徴関係R^*を前項 5.1 のように定める． 今そのR^*の誘導するモデル$M^\#$を $M^\# = \langle D^\triangledown, A_p^\triangledown \rangle$ であらわそう． Mと$M^\#$との対応、とくにA_pによって割当てられる2項述語と$A_p^\triangledown$によって割当てられるそれとの間の対応を調べよう． 今 $p_a \in \mathbb{P}$ に対して， $A_p(p_a) = \pi_a$， $A_p^\triangledown(p_a) = \pi_a^\triangledown$ とおこう。

$\pi_a : D \times D \to 2$， $\pi_a^\triangledown : D^\triangledown \times D^\triangledown \to 2$ である． ここで，$M^\#$の定義から $D^\triangledown = R^*$ であり，R^*の定義 $R^* = \varphi(D)$ から $\pi_a^\triangledown : \varphi(D) \times \varphi(D) \to 2$ となる． ただし，φは式(3)で与えられる． さて，任意の $d, c \in D$ に対して，

$$\begin{aligned} \pi_a^\triangledown(\varphi(d), \varphi(c)) = 1 &\iff \varphi(d)(a) = \varphi(c)(a) \\ &\iff d/\pi_a = c/\pi_a \\ &\iff \pi_a(d, c) = 1 \end{aligned}$$

である． すなわち，任意の $d, c \in D$ に対して，

$$\pi_a^\triangledown(\varphi(d), \varphi(c)) = 1 \iff \pi_a(d, c) = 1 \qquad (4)$$

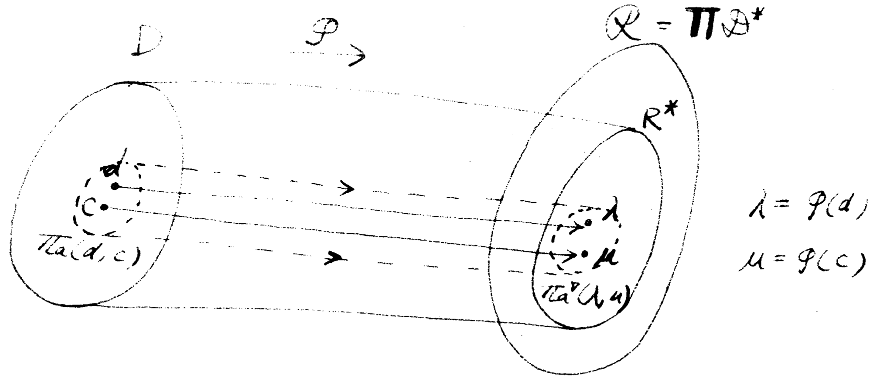
が成立つ． （ φは全射であるから，任意の $\lambda, \mu \in R^*$ に対して，適当な $d, c \in D$ が存在し，$\lambda = \varphi(d)$ ，$\mu = \varphi(c)$ となり、かつ そのような任意の d, c について

$$\pi_a^\triangledown(\lambda, \mu) = 1 \iff \pi_a(d, c)$$

でもある．） そこで，φによって引き起こされる $D \times D$ 上の述語から$D^\triangledown \times D^\triangledown$上のそれへの写像で，$\pi_a \mapsto \pi_a^\triangledown$ となるものをもφであらわすよう拡大すると，$\pi_a^\triangledown = \varphi(\pi_a)$ と書け、式(4)は、

$$\varphi(\pi a)(\varphi(d),\varphi(c)) = \pi a(d, c) \tag{5}$$

となる。 この様子を図示すると図2のようになる。



$$\begin{array}{ccc}
D & \xrightarrow{\varphi} & R^* \\
\ni & & \ni \\
d & \longmapsto & \lambda = \varphi(d) \\
\\
\pi a & \longmapsto & \pi a^\vee = \varphi(\pi a) \\
\cap & & \cap \\
2^{D\times D} & \longrightarrow & 2^{R^*\times R^*}
\end{array}$$

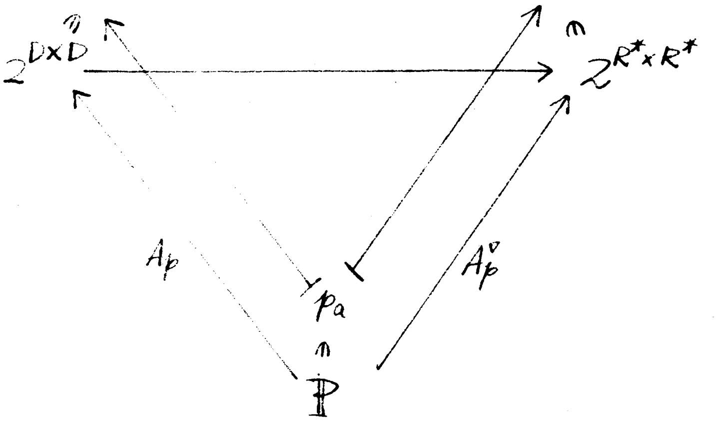


図2 M と M# との対応

5.3 特徴関係の定理

M を LE を満たす任意のモデルとし、R^* を 5.1 項で与えた特徴関係とする。 このときつぎの定理が成立つ。

[定理1] 任意の文σに対して、 M sat σ と R^* sat σ とは同等である。□

(証明) AvをモデルM上の任意の割当てとする。R^*上の割当てAv^*をつぎのように定める。すなわち、任意の$\xi \in X$に対して $Av^*(\xi) = \varphi(Av(\xi)) \in R^*$, ただし、$\varphi$は式(3)で与えられる。このとき、定理は次の補助定理の特別な場合となる。

[補助定理] 任意の式γに対して、 M, Av sat γ と R^*, Av^* sat γ とは同等である。□

補助定理を証明する。証明は、$V^{M^\#}_{Av^*}(\gamma) = V^{M}_{Av}(\gamma)$ であることを、γの構成に関する帰納法を用いて行なう。ここに $M^\#$ は R^* の誘導モデルで、5.2項で与えられるものとする。

(case 1) γが原子式 $pa(x, y)$ のとき

$$
\begin{aligned}
V^{M^\#}_{Av^*}(pa(x, y)) &= Ap^*(pa)(Av^*(x), Av^*(y)) \\
&= \varphi(Ap(pa))(\varphi(Av(x)), \varphi(Av(y))) \quad \cdots (*) \\
&= Ap(pa)(Av(x), Av(y)) \quad \cdots \text{式(5)より.} \\
&= V^{M}_{Av}(pa(x, y)) .
\end{aligned}
$$

(*) 注. 5.2項 φ の拡大により、$Ap^*(pa) = \pi a^* = \varphi(\pi a) = \varphi(Ap(pa))$.
また、Av^* の定義より $Av^*(x) = \varphi(Av(x))$.

(case 2) γ が式 $\sim\alpha$ のとき.

$$V_{Av^*}^{M^\#}(\sim\alpha) = \neg V_{Av^*}^{M^\#}(\alpha)$$

$$= \neg V_{Av}^{M}(\alpha) \quad \cdots \quad \text{帰納法の仮定より.}$$

$$= V_{Av}^{M}(\sim\alpha).$$

(case 3) γ が式 $\alpha\wedge\beta$ のとき. (case 2) と同様.

(case 4) γ が式 $\forall x\alpha$ のとき.

$$V_{Av^*}^{M^\#}(\forall x\alpha) = \underset{\lambda\in R^*}{\&} V_{Av^*[x/\lambda]}^{M^\#}(\alpha)$$

$$= \underset{d\in D}{\&} V_{Av^*[x/\varphi(d)]}^{M^\#}(\alpha) \quad \cdots \quad R^* = \varphi(D) \text{ ゆえ.}$$

$$= \underset{d\in D}{\&} V_{(Av[x/d])^*}^{M^\#}(\alpha) \quad \cdots \quad (*)$$

$$= \underset{d\in D}{\&} V_{Av[x/d]}^{M}(\alpha) \quad \cdots \quad \text{帰納法の仮定.}$$

$$= V_{Av}^{M}(\forall x\alpha).$$

(case 1) から (case 4) までで補助定理の証明が完了した.

定理は補助定理における式 γ が文 σ である場合としてただちに得られる. (証明終) ▯

[系] M, R^* は定理 1 と同様とする.

任意の文の集合 Σ に対して, M sat Σ と R^* sat Σ とは同等である. ▯

(*) 注: $Av^*[x/\varphi(d)](\xi) = \begin{cases} \varphi(d) & \text{if } x=\xi \\ Av^*(\xi) = \varphi(Av(\xi)) & \text{otherwise.} \end{cases}$

$\therefore\ Av^*[x/\varphi(d)](\xi) = \varphi(Av[x/d](\xi)) = (Av[x/d])^*(\xi)$

6　推論と形式化の完全性

σを任意の文，Σを任意の文の集合とする。

［定義］関係での推論（$\Rightarrow$）

σがΣの関係モデルでの帰結であるとは，任意の関係 $\mathbb{R} = \langle A, \mathfrak{D}, R \rangle$，ただし$R$は空でない，について

$\mathbb{R}$ sat Σ ならば $\mathbb{R}$ sat σ となることであり，

そのことを $\Sigma \Rightarrow \sigma$ と書く。∎

［定義］モデルでの推論（$\models_{WLE}$）

σがΣの意味論的帰結であるとは，任意のモデルMについて M sat $\Sigma \cup LE$ ならば M sat σ となることであり，そのことを $\Sigma \models_{WLE} \sigma$ と書く。∎

上記の2つの定義におけるそれぞれの推論 $\Rightarrow$ と $\models_{WLE}$ とについて互に同等であることが証明できる。

［定理2］$\Rightarrow$ に対する $\models_{WLE}$ の健全性。

$\Sigma \models_{WLE} \sigma$ ならば $\Sigma \Rightarrow \sigma$。∎

［定理3］$\Rightarrow$ に対する $\models_{WLE}$ の完全性。

$\Sigma \Rightarrow \sigma$ ならば $\Sigma \models_{WLE} \sigma$。∎

特徴関係の定理（定理1）を用いて定理3が証明できる。また誘導モデルを用いて同様に定理2が証明できる。ここでは定理3の証明のみをあげるが定理2の証明もほぼ同様である。

（定理２の証明） 証明は背理法による。 そこで、

$$\Sigma \Rightarrow \sigma \qquad (6)$$

であるにもかかわらず

$$not(\Sigma \models_{WLE} \sigma) \qquad (7)$$

であると仮定する。 式(7)より、

$$M\ sat\ \Sigma \cup LE \cup \{\sim\sigma\}$$

となるモデルMが存在する。 MはLE をみたすので、その特徴関係が構成でき、それは定理1 によってMと同じ文集合をみたす。 特に $\Sigma \cup \{\sim\sigma\}$ をもみたすから、

$$R^{*}\ sat\ \Sigma \cup \{\sim\sigma\}$$

となる。 これから

$$(R^{*}\ sat\ \Sigma)\ and\ not(R^{*}\ sat\ \sigma)$$

となるが、これは式(6)のいう、

任意の関係R について <u>$R\ sat\ \Sigma$</u> ならば <u>$R\ sat\ \sigma$</u>

に反する。 したがって仮定は反証され、したがって定理が証明された。 □

7 あとがき

本稿で定義した従属性の文の集合は、従来のFD, JDグループ（JD, MD, MVD）およびそれらの潜在形（EJD, EMD, EMVD）あるいはTemplate従属（TD）［6］を含包し、十分大きな

表現力をもっている。 また、第6節において、関係モデルにおける従属性の推論が一階述語論理の意味論における推論によって等価におきかえられることがわかった。 このことは、本稿の形式化によって、一階述語論理の形式的演えき体系が従属性の推論に対して自由に適用できることを示している。 したがって、先にあげたような従属性の推論には、少くとも部分決定アルゴリズムが存在することは直ちに了解される。 さらにこれら従来の従属性はいずれもホーン節であらわされるので詳しく調べれば色々と興味ある性質をもっている。 竹島他の属性集合条件［7］などの解析が可能なことも、ホーン節の性質によっている。

本形式化の鍵となる概念は第4節で定義した同値律集合 LE であるが、カテゴリー論的接近を試みた研究［4］によっても、関係を特徴づけるものが、LE と同等のものであることが指摘されている。 この事実に示唆されて、関係による実世界のモデル化ということをあらためて見直すことも重要である。

(REFERENCES)

1. Codd, E. F. "A Relational Model of Data for Large Shared Data Banks," CACM, Vol.13, No.6, pp.377-387(1970).
2. Nicolas, J. M. "First Order Formalization for Functional, Multivalued, and Mutual Dependencies," Proc. ACM SIGMOD, Jul. 1978, pp.40-46.
3. Fagin, R. "Horn clauses and Database Dependencies," Proc. 12th ACM Symp. on Theory of Computing, Apr. 1980, pp.123-134.
4. 加藤昭彦 "射の導入による関係データモデルの表現独立性への接近と従属性への応用," 本講究録.
5. Armstrong, W. W. "Dependency Structures of Data Base Relationships," Proc. IFIP 74, pp.580-583, North Holland(1974).
6. Sadri, F. & Ullman, J. "A Complete Axiomatization for a Large Class of Dependencies in Relational Database," Proc. 12th ACM Symp. on Theory of Computing, Apr. 1980, pp.117-122.
7. 竹島卓, 国藤進, 小林要 "従属性の属性集合条件," 情報処理学会第21回全国大会予稿集 1G-2 (1980)