

## 関係データベースビュー更新問題の意味論的解決法†

増 永 良 文\*\* 野 口 正 一\*\*

ビューとはデータベースに格納されている実関係からビュー定義演算を用いて導出される仮想的関係である。したがってビューの更新はそれを実現する実関係の更新が存在してはじめて受け入れられる。しかしながら所望のビュー更新を実現するための実関係更新は常に存在するとは限らず、さらに問題はデータベース意味論とも深くかかわっていて、現在明解かつ統一的なビュー更新の理論的体系化が希求されている。さて、本論文は更新異常の発生により実現不可能とされるビュー更新はビュー更新の意図がビューの意味に抵触しているからであることに着目して、徹底的に意味論的立場から、ビュー更新問題の統一的解決を提示している。具体的には、はじめにビュー更新が実現されることの定義を十分検討し、次いで一般的に五つのビュー定義演算を用いて定義されるビューの更新がいかなる条件のもとで実現され、あるいはされえないかの理論的体系を明らかにしている。その結果一般にビュー更新の実現可能性は四つの意味論的曖昧性問題の可解性に依存していることが明らかにされている。これらの問題解決には一般にはシステムと利用者の相互作用を必要とするので、以上の結果本論文ではそれをも含む統一的ビュー更新のメカニズムが明らかにされるに至っている。

### 1. 緒 言

ビュー (view) とはデータベースに格納されている関係—以後基底関係と呼ぶ—から、ビュー定義演算を用いて導出される一般には仮想的関係のことをいう<sup>1)</sup>。ビューには大別して二つの目的がある。一つはデータベース利用者に基底関係以外の関係を利用者の視点から定義し、それへの検索や更新を可能とし、利用者にデータベースのマクロ機能を提供し、便宜を図ろうとすることであり<sup>2),3)</sup>、他の一つは権限の付与 (authorization) のメカニズムをビューを用いて実現することである<sup>4)</sup>。後者についての議論は本論文では展開しないが、議論の焦点を前者に合わせるとき、そこには多くの未解決の問題が山積し、この意味でのビュー本来の目的が達成されていないことを知ることができる。すなわち利用者はデータ操作言語のビュー定義機能を用いて自由にビューを定義できるもの<sup>5),6)</sup>、それを検索の対象として利用している限り問題はないが、いったんそれを更新の対象とするとかなり強い制限つきでしか利用できないことを知ることができる。これには大別して二つの理由が考えられ、一つは従来のシステムがビュー更新のための固有なメカニズムを具備せず、質問変形<sup>3)</sup>とかビュー合成<sup>4),6)</sup>(view composition)

という便宜的手法しか使用していないことであり、他の一つはビュー更新とは一体何かという根本的問題が現在もなお未解決であるという理論上のことである。いうまでもなく、本論文の目的はこのビュー更新問題を解明することにある。本章冒頭で述べたようにビューは一般に仮想的関係なので、ビューの更新はそれを実現する基底関係の更新が存在してはじめて可能となる。ではどのようなビューのどのような更新が可能で、あるいは不可能なのであろうか。さらに更新可能などとき、いかなる具体的方法でそれを実現する基底関係更新を求めることができるのであろうか。

現在まで、大小十編余りの論文がこの問題を論じてきている。1974年のCoddの論文<sup>1)</sup>がビュー更新を提起した。翌年Chamberlinら<sup>2)</sup>とStonebraker<sup>3)</sup>の論文が基礎的考察を展開した。次いでPaoliniら<sup>7)</sup>やDayalら<sup>8)</sup>は問題の数学的形式化を試みた。一方、Furtadoら<sup>9)</sup>やOsman<sup>10)</sup>はビュー更新を実現する基底関係更新を求める具体的方法を研究した。このような研究の進展につれ問題はデータベース意味論と深くかかわっていることが認識されるようになってきた。すなわちビュー更新時に発生する種々の好ましくない現象は、関係データモデル<sup>11)</sup>の用語を使っていうならば、ビューのテーブル表現では表しきれない種々の意味情報を使って初めて説明しうようになるという認識である。Dayalら<sup>8)</sup>やCarlsonら<sup>12)</sup>はデータ間の関数従属性を使って、BancilhonとSpyratos<sup>13)-15)</sup>は補ビュー不変という更新方針を導入して問題の解決をはかろうとしている。

† A Semantic Approach to Relational Database View Update Problem by YOSHIFUMI MASUNAGA and SHOICHI NOGUCHI (Research Institute of Electrical Communication, Tohoku University).

\*\* 東北大学電気通信研究所

\* 現在 図書館情報大学図書館情報学部

しかし、これらのアプローチは皆ビュー更新問題の根本的解決には不十分であった。なぜなら問題解決に必要な意味論はたんにビューのデータ間に存在する制約やビュー定義情報のみならず、利用者がビューをどのような意図で定義しかつ利用しようとしているかという現在ではビュー定義時に言葉で表現できない意味論にまで及んでいるからである。このような認識から本論文は上記すべてを含む意味論の立場にたち、ビュー更新問題の解決を試みそれに成功している。すなわち、本論文ではビューの意味 (meaning) を第一階時変述語で記述し、それを使いビューの更新可能性が一般に四つの意味論的曖昧性問題の可解性に依存していることを示し、必要とあらば利用者とシステムが共同してそれら問題の解決にあたりながらビューに発せられた更新要求を処理してゆくというビュー更新サポートの全体メカニズムを明らかにしている。

2. ビューの定義

本論文では関係データモデル<sup>11)</sup>の用語を使ってビュー更新問題を論じるので、最初関係の定義の概略を述べることから始める。A<sub>1</sub>, A<sub>2</sub>, ..., A<sub>n</sub> を n 個の属性とする。dom を各 A<sub>i</sub> にそのドメイン dom(A<sub>i</sub>) を付随させる写像とする。(ドメイン写像 dom に関する) 関係 R(A<sub>1</sub>, A<sub>2</sub>, ..., A<sub>n</sub>) とは直積 dom(A<sub>1</sub>) × dom(A<sub>2</sub>) × ... × dom(A<sub>n</sub>) の有限部分集合をいう。関係 R(A<sub>1</sub>, A<sub>2</sub>, ..., A<sub>n</sub>) の属性をとくに明示する必要のない

ときはたんに R とかき、上記直積を簡略に dom(R) とかく。att(R) で非順序集合 {A<sub>1</sub>, A<sub>2</sub>, ..., A<sub>n</sub>} を表す。

さて本論文では関係代数<sup>16)</sup>を使ってビューを定義する。関係代数は通常四つの集合演算 (直積, 和集合, 共通集合, 差集合演算) と四つのこの代数に特有の演算 (射影, θ-制限, 商, θ-結合演算) から成り立っている。しかしこの演算体系は冗長で、本論文は直積, 和集合, 差集合, 射影, および θ-制限の五つの演算からなる関係代数の一つの生成集合を選び (これが生成集合になっていることは容易に示せる), 次のようにビューを定義する。

【ビューの定義】

- (1) 基底関係はビューである。
- (2) V をビュー, X を att(V) の部分集合とする。このとき V の X 上の射影 V[X] はビューである。また X と Y を att(V) の θ-両立<sup>16)</sup> (以下で θ は <, =, >, ≤, ≠, ≥ のいずれか) な部分集合とするとき, V の X と Y 上の θ-制限 V[XθY] はビューである。
- (3) V と W をビューとする。このとき直積 V × W はビューである。また V と W が和両立<sup>16)</sup> なら, 和 V ∪ W と差 V - W はビューである。
- (4) (1) ~ (3) を任意回用いて得られる関係のみがビューである。 (定義終)

さて、ビューの定義から自然にビューを根、基底関係を葉とする木を構成でき、それをビュー定義木と呼

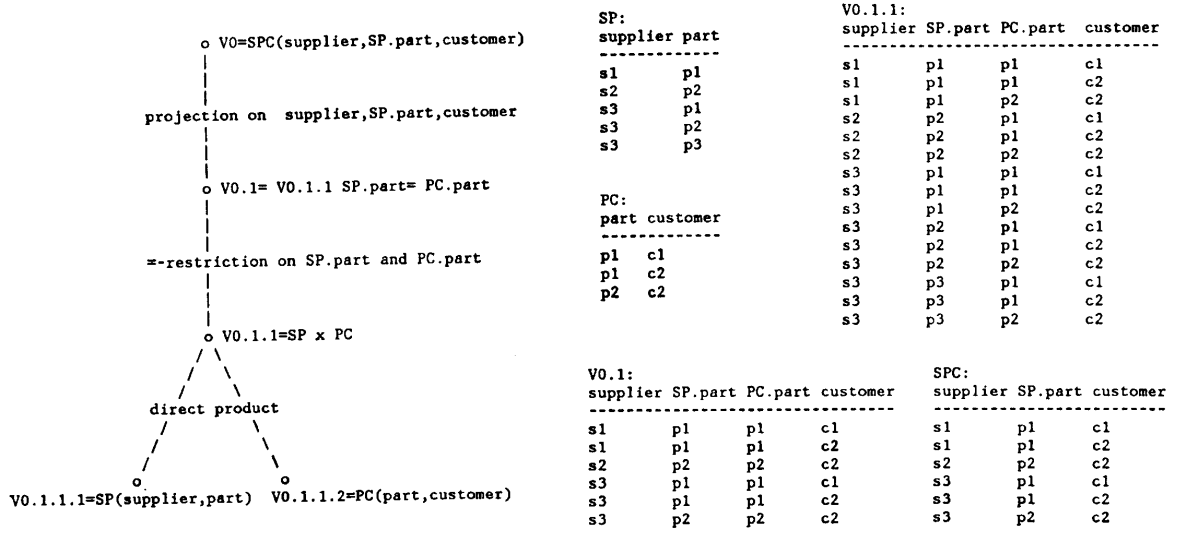


図 1 ビュー SPC—その定義木とインスタンス  
Fig. 1 View SPC—its defining tree and its instances.

ぶことにする。根でも葉でもないビュー定義木のノードに付随するビューを中間ビューと呼ぶことにする。たとえば部品ディラが二つの基底関係  $SP$  (供給源, 部品) と  $PC$  (部品, 取引先) をもっているとする。このときこの二つの関係の自然結合ビュー  $SPC$  (供給源, 部品, 取引先) はわれわれの枠組では  $SPC = ((SP \times PC)[SP \cdot \text{部品} = PC \cdot \text{部品}]) [供給源, SP \cdot \text{部品}, 取引先]$  と定義され, その定義木は図 1 (a) に, 各ノードに付随する各ビューと基底関係のインスタンス (ある時刻における関係の実現値) の一例は同図 (b) に示されるごとくなる。なお  $SPC$  の定義に際し,  $SP \cdot \text{部品}$  ( $PC \cdot \text{部品}$ ) という書き方をしたが, これは属性部品が関係  $SP(PC)$  の属性であることを明示するためのものである。

### 3. ビューの意味記述

さて, ビューがある関係 (これは基底関係でも他のビューでもよい) の射影あるいは  $\theta$ -制限で定義されているとき, (その関係の) 射影ビューおよび  $\theta$ -制限ビューと呼ぶことにする。同様ビューが二つの関係 (これらもまた基底関係でも他のビューでもよい) の直積, 和あるいは差で定義されているとき, (それらの関係の) 直積ビュー, 和ビューおよび差ビューと呼ぶことにする。本章ではこれらビューのもつ意味 (meaning) を形式的に記述することを試みる。これら意味記述式がビュー更新の可能性を規定する一つの鍵となっていることは以下の章の議論の展開をみると明らかである。ここでビュー (一般に関係) の意味とは次の例にみるとおりとする。たとえば基底関係  $SP$  の意味とは  $\text{dom}(SP)$  の元  $(s, p)$  はそれが  $SP$  の元であるときおよびそのときのみ “供給源  $s$  は部品  $p$  を供給している” という命題がなりたつこととして定義され, 形式的には  $SP$  の意味は  $M_{SP}$  として表す。それは  $\text{dom}(SP)$  上の第一階時変述語で (時変であることは  $SP$  のインスタンスが時間とともに一般には変化することによる),  $\text{dom}(SP)$  の元  $t$  に対して  $M_{SP}(t)$  が真であるのはその時刻で  $t$  が  $SP$  の元であるときおよびそのときのみと定義される。表 1 に五つのビュー (タイプ) の形式的意味記述式を記載する。

### 4. ビュー更新基準

ビューは一般に仮想的関係であり, したがってビューの更新はそれを実現する基底関係の更新が存在しはじめて可能となることを先に述べた。しかしビ

表 1 五つの基本ビューの形式的意味記述式  
Table 1 Meaning expressions of five basic views.

ビューのタイプ	形式的意味記述式
$V=R \times S$ (直積ビュー)	$(\forall t \in \text{dom}(V))(M_V(t) \equiv M_R(t[\text{att}(R)]) \wedge M_S(t[\text{att}(S)])) \dots (M-1)$
$V=R \cup S$ (和ビュー)	$(\forall t \in \text{dom}(V))(M_V(t) \equiv M_R(t) \vee M_S(t)) \dots (M-2)$
$V=R - S$ (差ビュー)	$(\forall t \in \text{dom}(V))(M_V(t) \equiv M_R(t) \wedge \sim M_S(t)) \dots (M-3)$
$V=R[X]$ (射影ビュー)	$(\forall t \in \text{dom}(V))(M_V(t) \equiv (\exists u \in \text{dom}(R))(u[X] = t \wedge M_R(u) = \text{true})) \dots (M-4)$
$V=R[X\theta Y]$ ( $\theta$ -制限ビュー)	$(\forall t \in \text{dom}(V))(M_V(t) \equiv M_R(t) \wedge (t[X]\theta t[Y])) \dots (M-5)$

ここに  $X, Y \leq \text{att}(R)$ .

ュー更新を実現するとはいかように規定される概念なのか。つまりどのような条件を満たすときビュー更新が実現されるということにするのか。本章の目的はこの基準を明らかにすることであり, 以下に満たすべき三つの基準を提示する。

(基準 1) ビュー更新を実現すべき基底関係更新はビューを過剰にも過少にも更新しない。

たとえば既出のビュー  $SPC$  から 1 タプル  $(s_2, p_2, c_2)$  の削除が基底関係  $PC$  からの 1 タプル  $(p_2, c_2)$  の削除で実現できるとはいってはいけない。なぜならこの削除によりビュー  $SPC$  から確かに所望のタプル  $(s_2, p_2, c_2)$  の削除は実現できるが, 他に希望しなかったタプル  $(s_3, p_2, c_2)$  の削除まで行ってしまうからである (過剰)。過少とは反対に更新漏れの起こる場合をいう。

(基準 2) ビュー更新を実現すべき基底関係更新はビュー更新とは無関係な基底関係更新を行わない。

たとえば基底関係  $SP$  からの 1 タプル  $(s_3, p_2)$  の削除によりビュー  $SPC$  からの 1 タプル  $(s_3, p_2, c_2)$  の削除が実現できるが, このビューからの削除は基底関係  $SP$  からの 2 タプル  $(s_3, p_2)$  と  $(s_3, p_3)$  の削除でも達成できる。しかし後者は  $(s_3, p_3)$  の削除というビューからの削除とは無関係な削除を行っているので, それは採用できぬと基準 2 は言っている。

(基準 3) ビュー更新を実現すべき基底関係更新は意味論的に一意に求まる。

まずビュー更新を実現すべき基底関係更新は (もちろん基準 1 と 2 を満たしていても) 関係表の操作という操作レベル (operational level) では一般に一意には存在しないことから述べる。たとえばビュー  $SPC$  から 4 タプル  $(s_1, p_1, c_1)$ ,  $(s_1, p_1, c_2)$ ,  $(s_3, p_1, c_1)$ ,

( $s_3, p_1, c_2$ ) を削除したいという要求が発生したとする。この要求は基準1および2に抵触することなく、① 基底関係  $SP$  から2タプル ( $s_1, p_1$ ) と ( $s_3, p_1$ ) を削除する、② 基底関係  $PC$  から2タプル ( $p_1, c_1$ ) と ( $p_1, c_2$ ) を削除する、あるいは③ 上記①と②をともに行う、のいずれによっても操作レベルでは達成できることがわかる。さて、ビュー更新を実現するにあたってこれら三つの代替案のどれをも任意に選択してよいかというところではない。なぜならこれらの代替案は異なる意味論 (semantics) を有しているからである。すなわち、もしビュー更新の要求が供給源  $s_1$  と  $s_3$  が部品  $p_1$  を供給することを止めたから発生したのであれば①が、もしそれが取引先  $c_1$  と  $c_2$  が部品  $p_1$  を購入することを止めたから発生したのであれば②が、もしそれが上記二つのことが同時に発生したことにより生じたのであれば③が採用されねばならないからである。基準3はこのような意味論的曖昧性がビュー更新実現にあたっては解消されていないことをうたっている。さて、この基準はもう少し議論する必要がある。なぜならこの意味論的曖昧性の解消法がビュー更新の能力に影響を与えるからである。少なくとも二つの立場があるように思える。一つは意味論的曖昧性が操作レベルでの曖昧性に起因していると捉える立場で、したがってビュー更新の実現にあたり、操作レベルでの曖昧性が発生してはいけなく規定するものである。この操作レベルでの一意性を要求する立場はこれまでの研究者の採ってきたものであるが、これはビュー更新理論の展開を容易にはするものの、意味論的観点からは議論が短絡しており、結果として更新が可能なビューのクラスを小さなものに限定してしまう。さて、操作レベルでの曖昧性は確かに意味論的曖昧性を含意するものの、だからといって操作レベルの曖昧性が発生したからビュー更新は不可能とただちに結論するのではなく、その曖昧性を解消することはできぬかと試み、もしそれができれば (意味論的曖昧性の問題は解決されたのであるから) ビューは更新可能と結論する立場が考えられる。本論文は後者の立場を採る。この結果、ビュー更新の実現可能性を結論するのに一般に上記のような曖昧性解消のためのプロブレム・ソルバ (problem solver)、ときにはこれは利用者との相互作用 (interaction) を要求するかもしれない、を必要とするであろうが、更新可能なビューのクラスを限度まで拡大することができる。具体的にこの立場がビュー更新にどのような影

響を与えるかは次章で明らかとなる。

## 5. ビュー更新の変換メカニズム

### 5.1 変換メカニズムの全体像

本章の目的はビュー更新を実現する基底関係更新を見つた具体的メカニズムを明らかにすることである。前章ではビュー更新の基準が設定されたが、上記具体的手法については議論の対象外であった。

さて、2章で示したように、ビューの定義構造はそれを根、それを定義する基底関係を葉とする木として表現された。われわれはこの木構造と3章で定義したビューの意味記述式を使い、根であるビューに発せられた更新要求を根より葉に逐次変換し、(ビュー更新可能なとき) 結果として葉に所望の基底関係更新を得る。たとえば図1のビュー  $SPC(V_0)$  とする) に更新要求  $U_0$  が発せられたとする。われわれのメカニズムでは  $U_0$  はもしそれが可能なら1レベル下の中間ビュー  $V_{0.1}$  への更新要求  $U_{0.1}$  に変換される。どのように変換されるかは  $V_{0.1}$  からビュー  $SPC$  が射影演算により定義されているという事実により決定される意味記述式による。更新要求はそれが変換可能ならこのように1レベル下の中間ビュー(あるいは基底関係)に逐次変換されてゆく。いずれかの中間ビューで変換不可能となることなく、適当な(一般にすべてではない)基底関係の更新に変換できればビューは更新可能である。われわれはあるレベルの(中間)ビューからそれを定義する1レベル下の中間ビュー(あるいは基底関係)への更新変換則を局所変換則と名づける。5.2節でこれら変換則を明らかにする。このメカニズムで注意することがある。それはビューにある更新が発せられたとき、その定義木に従った局所変換則で基底関係更新に逐次変換可能であったということは、そのビュー更新が可能であることの十分条件にしかすぎないということである。必要かつ十分な条件のもとで変換が行われるためにはある種の中間ビューへの更新はそれを必要とあらば変形してもかまわない(もちろんある条件を満たして)とする規則、これをわれわれは中間ビューの更新変形則ということにする、を導入する必要がある。5.3節では例を使ってこれを説明すると同時に、ビュー更新変換メカニズムの全体像を明らかにしている。なお局所変換則と中間ビュー更新変形則を規定するにあたり、四つの意味論的曖昧性問題の存在が明らかにされる。一般にビューの更新可能性がそれら問題の可解性に帰着させられる場合の少なく

ないことはこれからの議論を通して明らかとなる。

## 5.2 局所変換則

ビュー定義木のノード（葉ではないとする） $n$ に付随する（中間）ビュー  $V_n$  への更新  $U_n$  がその1レベル下のノード  $n.1$  と  $n.2$ （もちろん  $V_n$  が射影ビューか  $\theta$ -制限ビューなら  $n$  の1レベル下のノードは  $n.1$  のみ）に付随する中間ビュー（あるいは基底関係） $V_{n.1}$  と  $V_{n.2}$  への更新  $U_{n.1}$  と  $U_{n.2}$  にどのように局所的に変換されるかを具体的に示す。議論の対象となる更新はタプル集合の削除と挿入である。書換えは原則的に削除と挿入の対で実現できるので省略した。変換の基本となっているのは3章で明らかにしたビューの意味記述式である。表2に局所変換則を示す。以下この表を補足する意味でビューの意味記述式の使われ方、および四つの意味論的曖昧性問題について述べる。

### 5.2.1 削除の局所変換則についての補足

（中間）ビュー  $V_n$  への削除を  $D_n$  とする。なお  $D_n$  は  $V_n$  から削除したいタプルの集合とし、 $V_n - D_n = V_n - (V_n \cap D_n)$  だから、一般性を失うことなく  $V_n \supseteq D_n$  と仮定する。

(1)  $V_n = V_{n.1} \times V_{n.2}$ （直積）のとき、 $D_n$  の局所変換可能性は下に述べるクロス参照条件が成立するかどうかにか等価である。もし成立すれば  $D_n$  は表2の(D-1)則のとおり変換する。

クロス参照条件： $(\forall t, t' \in \text{dom}(V_n))(t, t' \in (V_n - D_n) \Rightarrow t[\text{dom}(V_{n.1})] \cap t'[\text{dom}(V_{n.2})] \in (V_n - D_n))$ ，ここに  $\cap$  はタプルの結合演算<sup>16)</sup>である。  $\Rightarrow$  は含意を表す。

(2) 意味記述式の使われ方の典型を  $V_n = V_{n.1} \cup V_{n.2}$ （和集合）を例にとり説明する。表1の(M-2)則より  $V_n$  の意味は  $(\forall t \in \text{dom}(V_n))(M_{V_n}(t) \equiv M_{V_{n.1}}(t) \vee M_{V_{n.2}}(t))$  と表された。そこで  $V_n$  から  $D_n$  を削除したということはどういうことなのかを吟味する。それは意味論的にいえば  $D_n$  の各タプルがもはや  $M_{V_n}$  を満たさなくなってしまうということである。つまり  $(\forall t \in D_n)(M_{V_n}(t) = \text{偽})$ ，これは(M-2)式より次式が成立しないといけなことを表している： $(\forall t \in D_n)(M_{V_{n.1}}(t) = \text{偽} \wedge M_{V_{n.2}}(t) = \text{偽})$ 。明らかにこの式は表2の(D-2)式を意味する。この例はきわめて簡明な場合であるが、表2に示されるすべての局所変換則はこのように意味記述式に基づいて得られている。以下、変換則の導出にあたりさらに議論が必要な場合その都度それを行う。

(3) 意味論的曖昧性の第一問題（これを  $\text{SAP}_1$  と

表2 削除と挿入の局所変換則  
Table 2 Local translation rules for deletion and insertion.

ビューのタイプ	局所変換則（削除）
$V = R \times S$ (直積ビュー)	もし $V-D$ がクロス参照条件を満たすなら、 $D$ を $R$ への削除 ( $R - (V-D)[\text{att}(R)]$ ) と $S$ への削除 ( $S - (V-D)[\text{att}(S)]$ ) に変換する。 ... (D-1)
$V = R \cup S$ (和ビュー)	$D$ をそのまま $R$ と $S$ への削除に変換する。 ... (D-2)
$V = R - S$ (差ビュー)	もし $D$ の各元 $t$ に対して、 $\text{SAP}_1$ が解けるなら、その結果に対応しておのおのの $t$ を変換する。 ... (D-3)
$V = R[X]$ (射影ビュー)	$D$ を $R$ への削除 ( $\{u \in R \mid \exists t \in D, u[X] = t\}$ ) に変換する。 ... (D-4)
$V = R[X\theta Y]$ ( $\theta$ -制限ビュー)	$D$ をそのまま $R$ への削除に変換する。 ... (D-5)
ビューのタイプ	局所変換則（挿入）
$V = R \times S$ (直積ビュー)	もし $V \cup I$ がクロス参照条件を満たすなら、 $I$ を $R$ への挿入 ( $I[\text{att}(R)] - R$ ) と $S$ への挿入 ( $I[\text{att}(S)] - S$ ) に変換する。 ... (I-1)
$V = R \cup S$ (和ビュー)	もし $I$ の各元 $t$ に対して、 $\text{SAP}_2$ が解けるなら、その結果に対応しておのおのの $t$ を変換する。 ... (I-2)
$V = R - S$ (差ビュー)	$I$ をそのまま $R$ への挿入と $S$ からの削除に変換する。 ... (I-3)
$V = R[X]$ (射影ビュー)	もし $I$ の各元 $t$ に対して $\text{SAP}_3$ が解けるなら、その結果に対応しておのおのの $t$ を変換する。 ... (I-4)
$V = R[X\theta Y]$ ( $\theta$ -制限ビュー)	もし $I$ のすべての元 $t$ に対して $t[X] \theta t[Y]$ が成立するなら、 $I$ を $R$ への挿入に変換する。 ... (I-5)

名づける) が  $V_n = V_{n.1} - V_{n.2}$ （差集合）に発せられた削除要求  $D_n$  の変換の際生ずる。つまり意味記述式(M-3)より、 $(\forall t \in D_n)(M_{V_{n.1}}(t) = \text{偽} \wedge M_{V_{n.2}}(t) = \text{真})$  が成立しなければならない。明らかにこの式は  $D_n$  の各タプル  $t$  を  $V_n$  から削除することは次の三つの代替案のいずれによっても実現できることを示している。

(代替案1)  $t$  を  $V_{n.1}$  から削除する。

(代替案2)  $t$  を  $V_{n.2}$  に挿入する。

(代替案3)  $t$  を  $V_{n.1}$  から削除しかつ  $t$  を  $V_{n.2}$  に挿入する。

しかし  $D_n$  の各元  $t$  に対してその  $V_n$  からの削除を上記三つの代替案のどれで実現すべきであろうか。

この問題解決のためには何らかの意味情報を供給してやる必要がある。どのような情報が必要かは一般にはビューサポートシステムと利用者が相互に作用しあいながら決まるものであろう。たとえば  $V_{n.1}$  をサッ

カークラブに属している社員のなす単項関係,  $V_{n.2}$  をテニスクラブに属している社員のなす単項関係とし,  $V_n = V_{n.1} - V_{n.2}$  とする. 定義から  $V_n$  に属している社員はテニスクラブには属していないサッカークラブ員である. さてこの  $V_n$  からある社員を削除する要求が出たとしよう. この要求は先ほどの代替案 1~3 に対応して, 次の三つの原因のいずれかにより発せられたと考えられる.

- (原因 1) その社員がサッカークラブを退部した.
- (原因 2) その社員がテニスクラブにも入部した.
- (原因 3) その社員はサッカークラブを退部しかつテニスクラブに入部した.

つまり差集合演算で定義される (中間) ビューへの削除を変換するにあたり発生する操作上の曖昧性は実は上記原因 1~3 に記した更新要求の背後に存在可能な更新意図を操作的観点からは唯一に同定できないことに起因することがわかる. さらにこの意味論的曖昧性を解消するには一般にはビューサポートシステムとこの削除を要求した利用者との相互作用にも依存しなければならないことは明らかであろう. この問題をどのようにして解くかは本論文の対象ではないが, いずれにしても差集合演算で定義される (中間) ビューへの削除を局所変換するにあたりこの問題を解かなければならない (任意な代替案の選択ではデータベースとそれが対象とする実世界との意味論的構造の間にずれが発生しよう). 以上が (D-3) 則の説明である.

(4) (D-4) 則と (D-5) 則は射影ビューと  $\theta$ -制限ビューの意味記述式 (M-4) 式と (M-5) 式を使ってこの上の (2) 項に示したと同様な論理展開で求められる. 冒頭に示した  $V_n \supseteq D_n$  の仮定は (D-5) 則を求めるときに必要である.

### 5.2.2 挿入の局所変換則についての補足

(中間) ビュー  $V_n$  への挿入を  $I_n$  とする.  $I_n$  は  $\text{dom}(V_n)$  の有限部分集合である.

(1) 直積ビュー  $V_n = V_{n.1} \times V_{n.2}$  への  $I_n$  の挿入の局所変換は削除のときと同様, 次のクロス参照条件が成立すれば可能, そうでなければ不可能であり, 可能なときの変換は (I-1) 則に示されている.

クロス参照条件:  $(\forall t, t' \in \text{dom}(V_n))(t, t' \in (V_n \cup I_n) \Rightarrow t[\text{dom}(V_{n.1})] \cap t'[\text{dom}(V_{n.2})] \in (V_n \cup I_n))$ .

(2) 意味論的曖昧性の第二問題,  $\text{SAP}_2$  と名づける, が和ビュー  $V_n = V_{n.1} \cup V_{n.2}$  への  $I_n$  の挿入の局所変換の際生ずる. すなわち  $I_n$  の元  $t$  を  $V_n$  に挿入するにあたり次の三つの代替案のうちのいずれかを選

択するかを, 操作的レベルからはそれを唯一に決定することはできない.

- (代替案 1)  $t$  を  $V_{n.1}$  に挿入する.
- (代替案 2)  $t$  を  $V_{n.2}$  に挿入する.
- (代替案 3)  $t$  を  $V_{n.1}$  と  $V_{n.2}$  に挿入する.

この問題も本質的である. たとえば  $V_{n.1}$ ,  $V_{n.2}$  をそれぞれ東京支店, 大阪支店の社員のなす単項関係とし, 和ビュー  $V_n$  を定義する. 明らかに  $V_n$  への新社員  $x$  氏の挿入は  $x$  氏が東京支店に所属するのか大阪支店に所属するのを知ることなしには実現できず, またどちらの支店に所属するかはたんに  $V_n$  に  $x$  氏を挿入したいという操作レベルの表現からは抽出することができない.  $\text{SAP}_1$  と同様,  $\text{SAP}_2$  を解くには一般にはシステムとユーザの相互作用が必要であろう.

(3) 差ビュー  $V_n = V_{n.1} - V_{n.2}$  への  $I_n$  の挿入は  $V_{n.1}$  への  $I_n$  の挿入と  $V_{n.2}$  からの  $I_n$  の削除の二つに変換される. これは差ビューの意味 ((M-3) 式で与えられている) から必然的に帰結されるもので, 従来挿入要求は挿入要求にのみ変換されるべしといった制約を設けた例もあるが<sup>8)</sup>, それは意味論的にはおかしな制約である.

(4) 意味論的曖昧性の第三問題,  $\text{SAP}_3$  と名づける, が射影ビュー  $V_n = V_{n.1}[X]$ , ここに  $X \subseteq \text{att}(V_{n.1})$ , への  $I_n$  の挿入の局所変換の際生ずる. つまり  $I_n$  の元  $t$  の  $V_n$  への挿入が実現されるためには  $u[X] = t$  ( $u$  は  $t$  の外挿であると呼ぼう) なる  $\text{dom}(V_{n.1})$  の元  $u$  が見つからねばならない. さらにその  $u$  は一意に求めらねばならない (さもないと更新の (基準 3) に抵触する).  $V_n$  に  $I_n$  を挿入しようとするとき,  $I_n$  の各元  $t$  に対してそのような元  $u$  が見つかるかという問題が  $\text{SAP}_3$  である. この問題解決にも何らかの意味論的情報が必要となってくる. たとえばビュー  $\text{SPC}$  ( $= V_0$ ) へ 1 タプル  $(s, p, c)$  の挿入要求が発せられた場合,  $V_0$  の 1 レベル下の中間ビュー  $V_{0.1}$  ではすべてのタプルについてその  $\text{SP}$ ・部品の値と  $\text{PC}$ ・部品の値は恒に等しいという意味論的情報を使用することにより, それは  $V_{0.1}$  への 1 タプル  $(s, p, p, c)$  の挿入要求に一意に外挿できる. 一般に外挿値に空 (null) 値を使用する便法が考えられるが, 空値導入がデータベースの意味論的矛盾を引き起こさない体系を確立してからでないといけない. しかしこの議論は本論文の対象を越えているので行わない.

### 5.3 更新変形則と変換例

本節では更新変形則とその変形時に発生する意味論的曖昧性の第四問題, SAP<sub>4</sub> と名づける, をビュー SPC からの削除要求を実現するという例題を示しながら述べる. この例題によりビュー更新変換の全体像もより明確になるものと信ずる.

【例題】ビュー SPC, その定義木とインスタンスは図 1 に示されたとおりとする, から  $D_0 = \{(s1, p1, c1), (s1, p1, c2), (s3, p1, c1), (s3, p1, c2)\}$  を削除したいという要求が発生した. この削除の実現可能性ともし可能ならそれを実現する基底関係更新を知りたい.

(ステップ 1) ビュー SPC (=  $V_0$ ) への削除要求  $D_0$  を 1 レベル下の中間ビュー  $V_{0.1}$  への更新に変換すべく (D-4) 則を適用する. この局所変換は可能で,  $D_0$  は  $V_{0.1}$  への削除要求  $D_{0.1} = \{(s1, p1, p1, c1), (s1, p1, p1, c2), (s3, p1, p1, c1), (s3, p1, p1, c2)\}$  に変換される.

(ステップ 2)  $D_{0.1}$  は (D-5) 則によりさらに 1 レベル下の中間ビュー  $V_{0.1.1}$  への削除要求  $D_{0.1.1}$  にそのまま変換される. つまり  $D_{0.1.1} = D_{0.1}$ .

(ステップ 3) 中間ビュー  $V_{0.1.1}$  への削除要求  $D_{0.1.1}$  を基底関係 SP と PC への更新に変換することを試みる.  $V_{0.1.1} = SP \times PC$  なので, (D-1) 則を適用する. その結果, 差  $V_{0.1.1} - D_{0.1.1}$  にクロス参照条件が成立しないことがわかる (たとえばこの差には  $(s1, p1, p2, c2)$  と  $(s2, p2, p1, c1)$  なるタプルがあるので, もしクロス参照条件が成立するなら  $(s1, p1, p1, c1)$  なるタプルはその差に入っていないといけませんが, それは定義より入っていない). すなわちこの局所変換は不可能であり, したがってビュー SPC からの  $D_0$  の削除は実現不可能であることになるが….

#### 【更新変形則】

さて局所変換が不可能だからその源となったビューの更新は実現不可能であると結論してはいけない唯一の例外がある. それはこれから  $\theta$ -制限ビューが定義されている中間直積ビューへの更新が局所変換不可能と報告される場合である. 上の例がまさしくこれに該当する. すなわち  $V_{0.1.1}$  は中間直積ビューであり, その 1 レベル上の中間ビュー  $V_{0.1}$  はそのイコール制限ビューとして定義され,  $D_{0.1.1}$  は  $V_{0.1.1}$  への削除要求である. 例外とする理由はこの例を採れば次のとおりである. つまり  $V_{0.1.1}$  から  $V_{0.1}$  を定義するイコール制限演算は  $V_{0.1.1}$  のタプルのうちその SP・

部品の値と PC・部品の値が異なるものはふるい落とすというフィルタの役目を果たしており, したがって差  $V_{0.1.1} - D_{0.1.1}$  がクロス参照条件を満たさなくても  $D_{0.1.1}$  を次のような条件を満たす削除  $D'_{0.1.1}$  に変形し, その結果  $V_{0.1}$  からの削除  $D_{0.1}$  には影響を与えず,  $V_{0.1.1}$  での局所変換を可能とすることができるからである. 上の条件とは次のとおりである.

(条件 1)  $V_{0.1.1} - D'_{0.1.1}$  はクロス参照条件を満たす.

(条件 2)  $D_{0.1.1} = V_{0.1} \cap D'_{0.1.1}$ .

(条件 3)  $(\forall t \in D'_{0.1.1} - D_{0.1.1})(\exists [z_1] \in D_{0.1.1}[z_1]) \vee (\exists [z_2] \in D_{0.1.1}[z_2])$ , ここに  $V_{0.1.1} = \prod_{i=1}^2 V_{0.1.1.i}$ ,  $z_i = \text{att}(V_{0.1.1.i})(i=1, 2)$  である.

なお条件 2 と 3 は変形が更新の基準 1 と 2 に抵触しないことを保証するためのものである.

われわれの例題ではたとえば  $D_{0.1.1}$  は  $D'_{0.1.1} = D_{0.1.1} \cup \{(s1, p1, p2, c2), (s3, p1, p2, c2)\}$  と変形可能で, このとき  $V_{0.1.1} - D'_{0.1.1}$  はクロス参照条件を満たす (これを変形 1 とする).

#### 【意味論的曖昧性の第四問題】

さて条件 1 ~ 3 を満たす変形は一般にただ一つ存在するわけではない. 上例では  $D_{0.1.1}$  は  $D'_{0.1.1}$  に変形されたが, それを  $D''_{0.1.1} = D_{0.1.1} \cup \{(s2, p2, p1, c1), (s2, p2, p1, c2), (s3, p2, p1, c1), (s3, p2, p1, c2), (s3, p3, p1, c1), (s3, p3, p1, c2)\}$  (これを変形 2 とする), あるいは  $D'''_{0.1.1} = D'_{0.1.1} \cup D''_{0.1.1}$  (これを変形 3 とする), とも変形することができる. この変形の多様性は一体何に対応しているのか. それを解き明かすために次の観察を行う.

(観察 1)  $D'_{0.1.1}$  は (D-1) 則により基底関係 SP から 2 タプル  $(s1, p1)$  と  $(s3, p1)$  の削除に変換される.

(観察 2)  $D''_{0.1.1}$  は (D-1) 則により基底関係 PC からの 2 タプル  $(p1, c1)$  と  $(p1, c2)$  の削除に変換される.

(観察 3)  $D'''_{0.1.1}$  は (D-1) 則により上記二つの削除をともに行うよう変換される.

つまり, 変形 1 はビュー SPC からの  $D_0$  の削除要求が供給源  $s1$  と  $s3$  が部品  $p1$  を供給することを止めたから発生したときに, 変形 2 はそれが取引先  $c1$  と  $c2$  が部品  $p1$  を購入することを止めたから発生したときに, そして変形 3 はそれがこれら二つのことが同時に発生したことにより発生したときに採られるべき変形であることがわかる. すなわちどの変形が採ら

れるべきかを決定するにはビュー更新要求の背後に存在する原因を同定する必要がある(任意の選択が許されないことは4章の(基準3)項で述べた)。この問題を意味論的曖昧性の第四問題, SAP<sub>4</sub> と名づける, ということにする。この問題解決のためには一般に付加的な意味論的情報が必要となり, 時にはシステムと利用者の相互作用をも必要とするであろう。

(ステップ4) (以上の議論をまとめることになるが) D<sub>0.1.1</sub> を変形することを試みる。この過程で SAP<sub>4</sub> を解き, いずれの変形が採られるべきかが決定される。この結果, 所望のビュー削除を実現する基底関係更新が得られる。

以上がビュー更新変換メカニズムの記述である。補足的に説明を加えれば, もし変換過程でどうしてもクロス参照条件が成立しなかったり, SAP<sub>1-4</sub> が解けなかったりしたらその時点でビュー更新は不可能と報告される。また誌面の都合上説明を省くが, 挿入要求の変形則が(削除の場合と同じ条件を満す中間直積ビューで)許される。

## 6. 結 言

本論文ではビュー更新問題を終始一貫意味論的立場から議論した。この結果, ビュー更新をサポートするための全体メカニズムが明らかにされ, いつどこでどのような問題が解かれねばならないかが明らかにされた。これらの問題解決には一般に操作レベルでは得られない意味論的情報を必要とし, ときにはシステムとユーザとの相互作用をも必要とする。このことはビュー更新サポートのための従来の手法である質問変形あるいは質問合成といった手法がきわめて便宜的なものにしかすぎず, システムが真に強力なビュー更新能力を備えるには SAP<sub>1-4</sub> という問題を解決できるプロブレム・ソルバ(problem solver)を具備する必要があることを示している。安価ではあるが貧弱なビュー更新能力に甘んじるか, 高価にはつくであろうが強力なビュー更新能力に満足するかは読者の選択である。

なおビュー定義演算に四則演算やアグリゲート(aggregate)関数<sup>(1),(5)</sup>を含めて定義拡張をしたり, 本論文のアプローチを関係モデルでないデータベースシステムに拡大してゆくことは今後に残された問題である。

## 参 考 文 献

1) Codd, E. F.: Recent Investigations in a Rela-

- tional Database System, *Inf. Process.* 74, pp. 1017-1021 (1974).
- 2) Chamberlin, D. D., Gray, J. N. and Traiger, I. L.: Views, Authorization, and Locking in a Database System, *Proc. AFIPS NCC*. Vol. 44, pp. 425-430 (1975).
- 3) Stonebraker, M.: Implementation of Integrity Constraints and Views by Query Modification, *Proc. ACM SIGMOD*, pp. 65-78 (1975).
- 4) Astrahan, M. M. et al.: System R: Relational Approach to Database Management, *ACM TODS*, Vol. 1, No. 2, pp. 97-137 (1976).
- 5) Held, G. D., Stonebraker, M. and Wong, E.: INGRES—A Relational Data Base System, *Proc. AFIPS NCC*, Vol. 44, pp. 409-416 (1975).
- 6) IBM: SQL/DS System Concepts and Facilities, GH 24-5013-0, File No. S370-50 (1981).
- 7) Paolini, P. and Pelagatti, G.: Formal Definition of Mappings in a Database, *Proc. ACM SIGMOD*, pp. 40-46 (1977).
- 8) Dayal, U. and Bernstein, P. A.: On the Updatability of Relational Views, *Proc. VLDB*, pp. 368-377 (1978).
- 9) Furtado, A. L., Sevic, K. C. and dos Santos, C. S.: Permitting Updates through Views of Data Bases, *Inf. Syst.*, Vol. 4, No. 4, pp. 269-283 (1979).
- 10) Osman, I. M.: Updating Defined Relations, *Proc. AFIPS NCC*, Vol. 48, pp. 733-740 (1979).
- 11) Codd, E. F.: A Relational Model of Data for Large Shared Data Banks, *Comm. ACM*, Vol. 13, No. 6, pp. 909-917 (1970).
- 12) Carlson, C.R. and Arora, A. K.: The Updatability of Relational Views Based on Functional Dependencies, *Proc. COMPSAC*, pp. 415-420 (1979).
- 13) Bancilhon, F.: Supporting View Updates in Relational Data Base, *Proc. IFIP TC-2 Working Conf. on Data Base Architecture*, pp. 198-219 (1979).
- 14) Spyrtos, N.: Translation Structure of Relational Views, *Proc. VLDB*, pp. 411-416 (1980).
- 15) Bancilhon, F. and Spyrtos, N.: Update Semantics of Relational Views, *ACM TODS*, Vol. 6, No. 4, pp. 557-575 (1981).
- 16) Codd, E. F.: Relational Completeness of Database Sublanguages, in *Data Base Systems*, Rustin, R. (ed.), Courant Computer Sci. Symp. 6, pp. 65-97, Prentice-Hall, Englewood Cliffs (1972).

(昭和57年11月9日受付)

(昭和58年7月19日採録)