

LANとパソコンからなる分散型データベース システム LIS について

(財)日本情報処理開発協会 滝沢 誠(Makoto Takizawa)

(財)日本情報処理開発協会 横塚 実(Minoru Yokotsuka)

1. はじめに

VLSIを中心としたハードウェア技術の進歩により、従来の小~中型機並みの性能を有した超小型計算機が、事務所、工場等の各作業者に普及してきている。これにより、各作業者が単に計算能力を持てるだけでなく、必要なデータを保有出来る様になっている。一方、Ethernet [METCR76] 等のローカルエリア網(LAN)の発展により、一つの組織体内の種々の計算機の相互結合が可能となっている。この様なシステムでは、超小型計算機は、情報の送受信端末としてではなく、データベースシステム(DBS)を中心とした作業用のワークステーションと考えられ、他の計算機のDBSから、自分の計算機にデータを導出し、蓄積して操作する為に用いられてくる。

既に、従来の大型の異種DBSを統合化する為の分散型データベースシステム(DDBS)としては、JDDBS [TAKIN78-84] が実現されて

いる。本論文では、一つの組織内の種々の計算機内のDBSをLANを用いて統合化する為のDBSとしてのローカル情報システムLISについて論じる。

2. LISのアーキテクチャ

LISは、LANで結合された複数の仮想情報システム(VIS)から構成される図2.1。VISには、超小型機上に実現された個人情報システム(PIS)と、従来の大型機上に実現された中央情報システム(CIS)との二種がある。PISは、各個人の作業用のロ

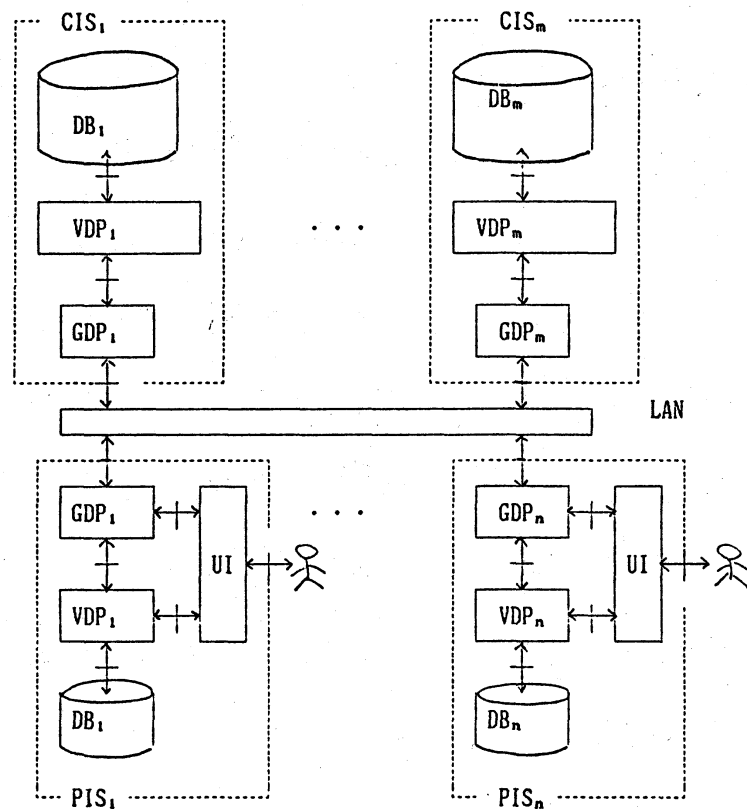


図2.1 LIS の構成

ーカルなデータが格納され、CISには組織体全体の共有データが格納される。各VISは、仮想DBS(VS)と全体データベースプロセッサ(GDP)とから成る。VSは、ローカルなDBSであり、データの集合としてのDBと、DB内のデータ操作を行う仮想DBプロセッサ(VDP)とから成る。VSは、関係型のDBSとする。即ち、VDPは関係型のDBMSと考える。DBSが関係型でない場合には、関係インタフェースLDP(ローカルデータベースプロセッサ)[AKI80, 82, 83]により、関係型DBSに仮想化されているものとする。GDPは、VIS間での通信処理の為に制御システムであり、①分散検索処理、②分散トランザクション処理、③セキュリティ管理、④DMPD管理を行う。UIは利用者インタフェースである。

3. 放送網としてのLAN

EDBSを実現するうえで、各VIS間の通信を行う通信網は、重要である。LANは、従来の広域パケット交換網と比較して、高速(10~100Mbps)、高信頼、狭域(数km)、及び放送通信性を特徴としている。特に、LANの放送通信性は、EDBSの通信処理を簡単で有効なものとする[AKI81, 84b]。

一つの点から、 $n(n \geq 1)$ 個の点に同一情報 $\times$ [情報量 $\times$ bits]を通信することを放送通信とする。特に $n=1$ のときを、一

対一通信とする。点 i から、点 $j_1, \dots, j_n$ に情報 X を通信する時、通信網に送信される情報量 (= パケット量) を通信量 $T_{ij_1, \dots, j_n}(X)$ 、又通信を始めてから終了するまでの時間を通信時間 $R_{ij_1, \dots, j_n}(X)$ とする。LAN では、両者は次式で与えられる [TAKAMI, 84b]。

$$T_{ij_1, \dots, j_n}(X) = \alpha + \beta \cdot X [\text{bit}] \quad R_{ij_1, \dots, j_n}(X) = (\alpha + \beta \cdot X) / \omega [\text{sec}] \quad \dots (1)$$

ここで、 α と β は定数である。又上より、LAN は、放送通信を行うとき、従来の広域パケット交換網に対して以下の利点を持つ。又 ω は、LAN の伝送速度 $[\text{bit/sec}]$ である。

① 通信量と通信時間の減少。 ①式より、一パケットを送ると全点にパケットを通信出来る事から明かである。

② 同時到着性。 送信されたパケットは同時に全点に届く。本論文では、以上の LAN の特徴を生かした DBBS 処理方法を与える。

4. 全体データベースプロセッサ (GDP)

GDP は、DBS 間の通信処理を行う為の制御システムである。

4.1 GDP の階層構造

GDP は、図 3.1 に示す様な三層の階層構造を有している。GDP は、LAN の提供する Ethernet ぶータリ ング (EDL) サービスを用いて実現されている。IPC 層は、EDL サービスを用いて、DBS 間のプロセス間通信サービスをシステムサービス (SS) 層に提

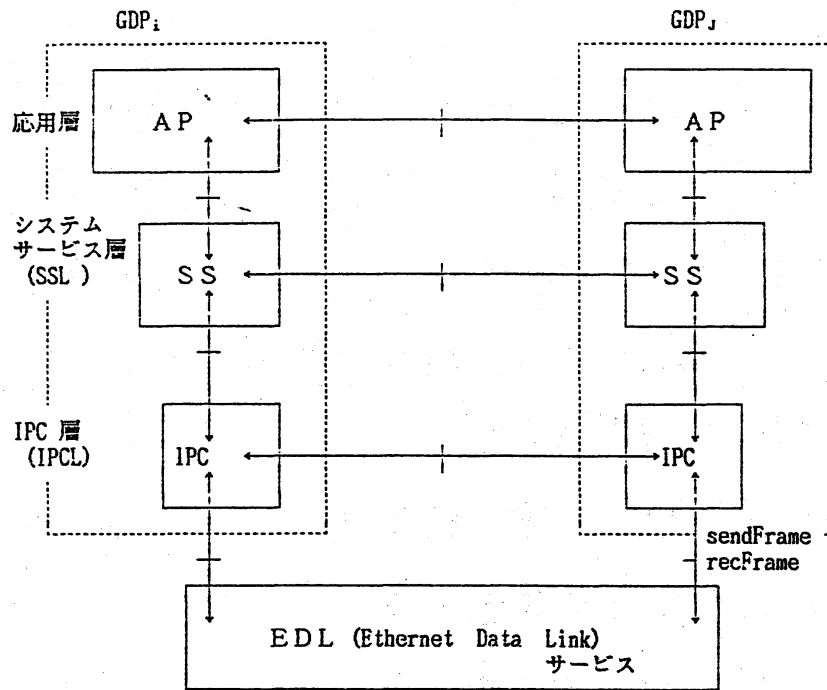


図4.1 GDP の階層構造

供する。SS層は、DDBSの基本サービス(検索、トランザクション、セキュリティ、DDM)を提供する。応用(AP)層は、DDBSの応用サービスを提供する。

4.2 IPC (interprocess communication) 層

VIS間のプロセス間通信を、メッセージパッシングにより行う。IPCは、EDL層の送受信サービスを基本として、以下のサービスをSS層に提供する。

群サービス 複数のVIS内のプロセス間で群(cluster)を形成する。N2Nの二対のプロセス間の仮想回線サービスをm(m>2)個のプロセス間に拡張したものである。群内のあるプロセスから送信されたパケットは、群内の全点に同時に届けられる。群サービスには、更に次のモードがある。

- (i) { 動的群 必要に応じて、プロセス間で群を設定する。
 永続群 VISの網への接続時に群が設定される。
- (ii) { 保障群 群内で、あるプロセスから送信されたパケットは、必ず全宛に到着することを保障。
 非保障群 保障されない。

(ii) データグループサービス 群の設定をせずに、パケットを任意の(複数の)プロセスに送信出来る。

4.2 システムサービス(SS)層

SS層では、IPサービスを用いて、以下の基本DBSサービスを提供する。

(i) 分散検索演算サービス ^(非手動的な) 複数のVIS内の関係に対する検索演算の条件を満足する目標集合を、VIS間の通信処理により導出する。利用者に、関係の所在を意識する必要のない検索演算を提供する。

(ii) 分散トランザクション処理サービス 複数のVIS内のデータの更新を行うトランザクションに対して、VIS間のデータのインテグリティを保ち、かつDBS全体の性能向上をはかる為の通信処理を行う。トランザクションの複数のVIS内のデータに対する更新の原子性を保障するコミットメント制御、各VISでの複数のトランザクションからの演算の実行順序を一定に保つ為の同時実行制御、障害からVIS間のインテグリティを保つ為

の障害管理とを行う。

③ セキュリティ管理サービス 各VLS への不正アクセスと、情報の流出に対する制御を行う。

④ DB/OL 管理サービス システム内のデータの存在、操作手法についてのメタデータの管理を行う。

4.3 応用(AP)層

AP層は、S層のサービスを用いて、DB/OLの応用サービスを提供する。現在、応用サービスとしては、視野サービスがある。の利用者が、LIS内のVLSから、自分のPISにデータを導出したとき、このデータと、VLS内のデータとの一貫性を保つことと、~~の~~導出されたデータを視野としたときの視野更新とがある。後者は、視野を抽象データ型として、許される演算のみで利用者に使用させ、各演算の実現としてトランザクションを与えておくことにより、解決する。

5. 分散検索演算処理方式

LIS内の各VLS内の関係とそのものの集合を全体データ構造とする。全体データ構造の全体検索演算は、QUEL[HELD67]で表されるとする。QUELで表現された全体検索演算を全体問合せとする。単独問合せについては、[Aiken81, 83c, 84b]に論じがあるので、複数属性問合せについて考える。

5.1 ~~複数属性~~問合せ

全体問合せ Q の条件式 ϕ が、~~複数~~属性の等結合条件式($x_i.v_k = x_j.v_k$)の積であるとき、 Q を~~複数属性~~問合せとする。ここで、 Q の参照する関係の集合を $\Sigma = \{X_1, \dots, X_n\}$ とし、 X_i は VIS_i にあるとする。 A を Q の結合属性 v_k の集合とし、 A_i を Q の目標属性集合とし、 A_i を X_i の目標属性集合とする。 A_i を X_i の結合属性集合とする。 $A = \bigcup_{i=1}^n A_i$, $A = \bigcup_{i=1}^n A_i$ 。又、各 VIS_i 毎の初期ローカル問合せ処理(ILOP)[HEVNA78]は終了しているものとする。例として、図5.1を考える。四個の関係 X, Y, Z, W

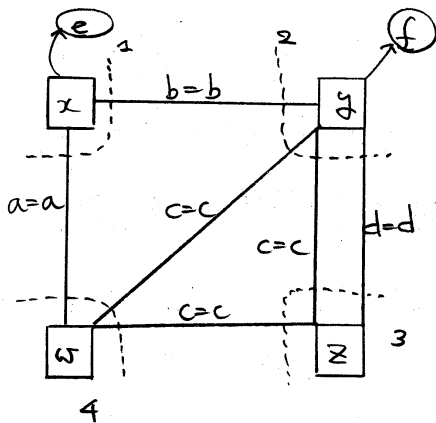


図5.1 問合せ例

が、各々 $VIS_{1,2,3,4}$ に存在するとする。これに対する全体問合せの例を以下に与える。

```
var (x, X) (y, Y) (z, Z) (w, W);
get into Temp[x.e, y.f] where
x.a = w.a and x.b = y.b and y.c = w.c and
w.c = z.c and z.c = y.c and y.d = z.d ; -- (1)
```

1) のグラフ表現を図5.1 に与える。

各 VIS での操作実行と、 VIS 間での通信実行の系列をトランザクションとする。全体問合せ Q の目標集合を求めるトランザクション T を求め、各 VIS で T の基本実行を実行させることを、 Q のEDB処理とする。

5.2 基本定義

全体閉合せのEDBS処理手順を説明するうえで必要となる基本操作演算の定義を与える。

A. ビットマップ生成演算 //

X を全順序集合 $\langle a_1, \dots, a_n \rangle$ (ここで $a_1 < \dots < a_n$) とし、 Y を X の部分集合とする。 X に対する Y のビットマップ生成演算 $Y // X$ を次の様に定める。

$$Y // X = \text{系列} \langle b_1, \dots, b_n \rangle \quad \text{ここで } b_i = \begin{cases} 1 & \text{if } a_i \in Y \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \quad \text{--- (2)}$$

$Y // X$ を、 Y の X に対するビットマップとする。

B. ビットマップ制限演算 *

A. の X と Y について考える。 $\langle X \rangle_{a_i}$ を a_i とし、 $BM = Y // X$ とする。 $R(A, B)$ を関係とし、 A と B は各々属性集合とし、 $\text{dom}(A) = \{a_1, \dots, a_n\}$ とする。このとき、以下を定義する。

$$X * BM = \langle \langle X \rangle_{a_1}, \dots, \langle X \rangle_{a_n} \rangle \quad \text{--- (3)}$$

ここで、 $\langle BM \rangle_{a_i} = 1$ で、 $a_i < a_j$ ($i < j$)。即ち、ビットマップ BM のビットオン (=1) に対応した系列 X の値の系列である。

$$R * BM = \{ t \mid t = \langle a, b \rangle \in R \quad \wedge \quad a \in X * BM \} \quad \text{--- (4)}$$

C. コード化演算 ^

B. の X と R を考える。 σ を置換 $\{0/a_1, 1/a_2, \dots, (m-1)/a_n\}$ とする。このとき、以下を定義する。

$$R^{\wedge} X = \{ \langle v, b \rangle \mid \langle a, b \rangle \in R \quad \wedge \quad v = \sigma a \} \quad \text{--- (4)}$$

R^X を関係 $S(A, B)$ とする (ここで, $\text{dom}(A) = \{0, 1, \dots, m-1\}$).
 $S(A, B) (= R^X)$ を, $R(A, B)$ の X によるコード化関係とする. 又,
 A を, 属性 A の X によるコード化属性とする.

D. 放送通信計算

- (1) broadcast(X); X は, ある順序集合とする. X を全点
 に, 値順に放送する.
- (2) $Z \leftarrow \text{rec}()$; 放送された情報を, 送信順に受信し順序
 集合 Z とする.

5.3 DBS処理の為の通信手順

複製属性問合せ Q の DBS 処理する為の通信手順を以下に示
 える. これを B^2 と [broadcast, bit-map responding, and coding] 手
 順とする.

[B^2 通信手順]

- (1) Q を受けた VIS_i は, Q の参照する関係を有している全 VIS_j に
 Q を放送する.
- (2) Q を受けた VIS_i は, 初期ローカル問合せ処理 (ILOP) を行い,
 回答集合 X_i を求め, X_i の性能情報 (組数, 各属性値の数, X_i
 の物理構造) PI_i を放送する.
- (3) 各点 VIS_i は, 全点から PI を受信したならば, 次の舞に初期
 化を行う.

$Z' \leftarrow \{X_1, \dots, X_n\}$; $Z'' \leftarrow \{\emptyset\}$; $\alpha \leftarrow A$ (全結合属性集合);

各 $X_R \in \Sigma'$ に対して、 $\alpha_R \leftarrow A_R(X_R \text{ の結合属性集合 })$;

(4) [送信 VIS_S と関係 X_S の決定]

全点 VIS_S は、 Σ' のなかから、最適な X_S を選ぶ。但し、 α がコード化属性 $\tilde{\alpha}$ を含むならば、 $\alpha \in \alpha_S$ なる X_S のなかから選ぶ。

(5) [X_S の放送]

VIS_S は、 $X_S[\alpha_S]$ を読み出して、一定順序で放送する。

$$Y_S \leftarrow X_S[\alpha_S]; \quad \text{broadcast}(Y_S); \quad BT_{SS} \leftarrow Y_S // Y_S;$$

$$X'_S \leftarrow X_S; \quad j \in S'; \quad \text{go to (2)};$$

(6) [X_S の受信]

(1) $\alpha_i \cap \alpha_S \neq \emptyset$ となる関係 $X_j \in (\Sigma' \cup \Sigma'')$ を有する全点 VIS_j は、

VIS_S からの Y_S を受信し、 Z_S とする。ここで、 $\alpha_{sj} = \alpha_S \cap \alpha_j$ 。

$$Z_j \leftarrow \text{rec}();$$

Z_j と、 X_j とを α_{sj} について結合し、 $X'_j(\alpha_S, \alpha'_j, A_j)$ を得る。

$$X'_j \leftarrow X_j[\alpha_{sj} = \alpha_{sj}] Z_j; \quad (\alpha'_j = \alpha_j - \alpha_{sj})$$

$$BT_{bj} \leftarrow X'_j[\alpha_S] // Z_j; \quad \text{[ビットマップ } BT_{bj} \text{ の生成]}$$

(4) if $X_j \in \Sigma'$ then broadcast(BT_{bj});

(7) [ビットマップの受信]

全 VIS_j (ただし、 $X_j \in (\Sigma' \cup \Sigma'')$) は、全ビットマップを受信する。

while (全ビットマップを、受信していない)

$$\{ BT \leftarrow \text{rec}(); \quad BT_{bj} \leftarrow BT_{bj} \wedge BT; \}$$

全ビットマップを受信し終えたならば、ビットマップにより X_j を制限し、コード化する [図 5.2].

$$X_j' \leftarrow X_j' * B\Gamma_j; \quad [\text{ビットマップ制限}]$$

$$X_j \leftarrow X_j' \wedge (z_j * B\Gamma_j); \quad [\text{コード化, } X_j(\tilde{\alpha}, \alpha_j', \Lambda_j)]$$

$\alpha_R \cap \alpha_S \neq \emptyset$ なる全 X_R に対して、

$$\alpha_R \leftarrow (\alpha_R - \{\alpha_j\}) \cup \tilde{\alpha};$$

$$\alpha \leftarrow (\alpha - \{\alpha_S\}) \cup \tilde{\alpha};$$

$$\Sigma' \leftarrow \Sigma' - \{X_S\};$$

(5) [不要関係の除去]

$$\text{if } (X_j \in \Sigma' \vee X_j = X_S)$$

$$\text{then if } \alpha_j = \tilde{\alpha} \text{ (全コード化された)}]$$

$$\text{then } \{ \Sigma' \leftarrow \Sigma' - \{X_j\};$$

$$\text{if } \Lambda_j \neq \emptyset \text{ then } \Sigma' \leftarrow \Sigma' \cup \{X_j\} \};$$

各 $\text{VIS}_j \in X_j \notin (\alpha' \cup \Sigma')$ ならば、 VIS_j は Q の処理を終了する。

(6) [目標導出処理]

$$\text{if } |\Sigma'| \geq 2 \text{ then go to (4); } [|\Sigma'| = \Sigma' \text{ 内の関係数}]$$

[終了]

$\Lambda_R \neq \emptyset$ なる全 VIS_R は、 $X_R(\tilde{\alpha}, \Lambda_R)$ を VIS_0 に送信する。 VIS_0 は、

X_R を受信する毎に $G \in G[\tilde{\alpha} = \tilde{\alpha}] X_R$ を行い、 $G[\Lambda]$ を目標集合とする。□

以上の手順で、 Σ' を候補関係の集合、 Σ'' を非候補目標関係の

集合とし、 ϕ をコード化属性とする。又 γ を送信関係とする。

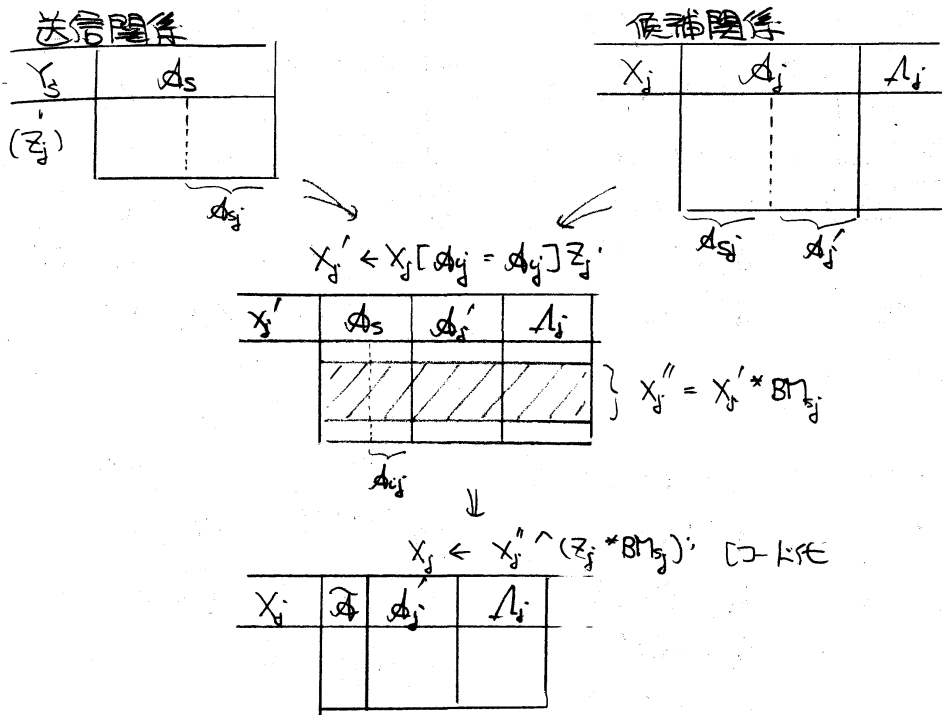
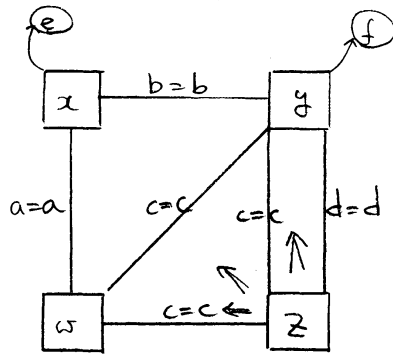


図5.2 結合, ビットマップ制限, コード化

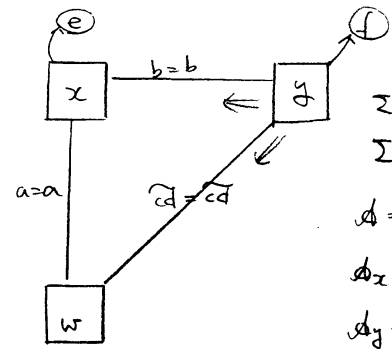
図5.3には、図5.1の問合せに対する B^2 通信手順の適用例を示す。コード化された属性 ϕ は、 $\log_2 |\gamma_j * BM_{\gamma_j}|$ ビット長あればよいので、1~2 バイトあれば十分である。

5.4 B^2 通信手順の全通信量と通信時間

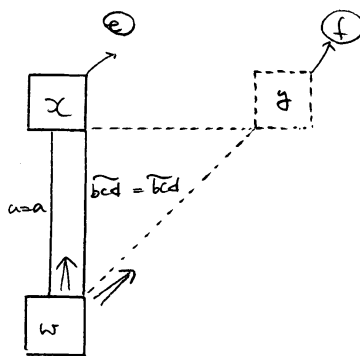
B^2 通信手順での全通信量 T と通信時間 R とを考える。 B^2 通信手順で、関係 X_s の $\gamma_s (= X_s[\phi_s])$ が放送されたとする。このとき、 $\|\gamma_s\|$ と $|\gamma_s|$ を各々、 γ_s の情報量と組数とする。又、 m_{ϕ} を、 $\phi_s \cap \phi_j \neq \phi$ なる候補関係 X_j の数とする。 γ_s の放送と、ビットマップの放送の為の全通信量 T_s と通信時間 R_s とは次式で与えられる。

(1) $Z[c, d]$ の放送

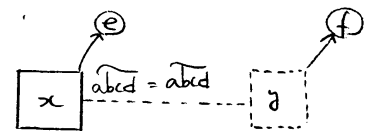
$$\begin{aligned}\Sigma' &= \{X, Y, Z, W\} \\ \Sigma'' &= \{\emptyset\} \\ \mathcal{A} &= \{a, b, c, d\} \\ \mathcal{A}_x &= \{a, b\} \\ \mathcal{A}_y &= \{a, c, d\} \\ \mathcal{A}_z &= \{c, d\} \\ \mathcal{A}_w &= \{a, c\}\end{aligned}$$

(2) $Y[\bar{a}, b]$ の放送

$$\begin{aligned}\Sigma' &= \{X, Y, W\} \\ \Sigma'' &= \{\emptyset\} \\ \mathcal{A} &= \{\bar{a}, a, b\} \\ \mathcal{A}_x &= \{a, b\} \\ \mathcal{A}_y &= \{\bar{a}, b\} \\ \mathcal{A}_w &= \{\bar{a}, a\} \\ \mathcal{A}_z &= \bar{a}\end{aligned}$$

(3) $W[\bar{b}\bar{c}, a]$ の放送

$$\begin{aligned}\Sigma' &= \{X, W\} \\ \Sigma'' &= \{Y\} \\ \mathcal{A}_x &= \{\bar{b}\bar{c}, a\} \\ \mathcal{A}_y &= \{\bar{b}\bar{c}\} \\ \mathcal{A}_w &= \{\bar{b}\bar{c}, a\} \\ \mathcal{A}_z &= \bar{b}\bar{c}\end{aligned}$$



(4)

$$\begin{aligned}\Sigma' &= \{X\} \\ \Sigma'' &= \{Y\} \\ \mathcal{A}_x &= \{\bar{a}\bar{b}\bar{c}\bar{d}\} \\ \mathcal{A}_y &= \{\bar{a}\bar{b}\bar{c}\bar{d}\} \\ \mathcal{A}_w &= \bar{a}\bar{b}\bar{c}\bar{d}\end{aligned}$$

図5.3 B²C通信手順の例)

$$T_s = p \cdot \{ \|X_s[\mathcal{A}_s]\| + (m_s - 1) \cdot |X_s[\mathcal{A}_s]| \} [b.t] \quad \dots (5)$$

(5)式で第一項は Y_s の放送と、第二項はビットマップの放送の為の全通信量である。3章の(1)式で $\alpha = 0$ とする。従って、このときの通信時間 R_s は、次式で与えられる。

$$R_s = T_s / \omega \quad [sec] \quad \dots (6)$$

ω は、通信網の伝送速度 [bit/sec] である。全体問合せ Q のDBBS処理の為の T と R は、B²C通信手順に従って、各々 T_s と R_s を加算したものとなる。

5.5 VIS での処理方法

B2手順で、最初の送信関係 $\gamma_i (= X_i[d_i])$ の読出しと、 γ_i と X_j との結合は、[AKIM84b]により、各関係 X_i と X_j の物理構造に基づいて行われる。

コード化関係について考える。 $X_i(Q_i)$ を VIS_i の関係とする。 X_i から、B2手順で得られたコード化関係を $\tilde{X}_i(\tilde{\alpha}, \alpha'_i, \Delta_i)$ とする。 $\tilde{X}_i$ は、図5.4の様に物理的に実現される。主記憶内の表 $\tilde{\pi}_i(\tilde{\alpha}, \delta_i)$

は、 $X_i[d_i]$ の値 α と、 $\tilde{\pi}[\alpha]$ ($\tilde{\pi} \in \tilde{X}_i$) に対応した組 $t \in X_i$ の識別子 d との対応表 $\{(\alpha, d)\}$ である。主記憶が十分大きいときには、 α'_i と Δ_i の値も $\tilde{\pi}_i(\tilde{\alpha}, \delta_i, \alpha'_i)$ 、又は $\tilde{\pi}_i(\tilde{\alpha}, \alpha'_i, \Delta_i) (= \tilde{X}_i)$ として主記憶内にもたせる。 $\tilde{\pi}_i(\tilde{\alpha}, \delta_i)$ で、 $\tilde{\alpha}$ は $2B$ 、 δ_i は $4B$ とすると、 $\tilde{X}_i$ が 10000 組あるとして

$\tilde{\pi}_i$	$\tilde{\alpha}$	δ_i	α'_i	Δ_i

主記憶

X_i	α'_i	α'_i	Δ_i

二次記憶

$$(\Delta_i = \alpha'_i \cup \alpha'_i)$$

図5.4 コード化関係の実現

も 60kB であるので $\tilde{\pi}_i$ は主記憶に保持出来る。

$\gamma_i(\tilde{\alpha}, \alpha'_i)$ は、各VISの送受信バースに格納出来るワード単位に α'_i から放送される。ワードを受信する毎に $\tilde{\pi}_i$ をサーチして、 $\tilde{\alpha}$ が等しい X_i の組識別子を求め、読出すべきページを見つけ、

同- ページ内の組を一回の入出力で読み替にする。その後、 α_i の値のチェックを行う。

5.6 送信関係の決定法

Bと手順の(4)で、 Σ のなかから送信関係 X_k は、 X_k の發送、結合、ビットマップ応答の發送、及びコード化の爲の全通信量 T_k と、全処理時間量 P_k の和を最小化する様に決定される。 T_k は、(5)式で与えられる。処理時間量は、 α を索引とした時(但し入出力時間は0)の「TABLE 84b」で与えられる。

5.7 まとめ

本論文で示したBと通信手順は、(i) LANの發送通信の利用、(ii) 各関係毎に全結合属性値の組の發送、(iii) 發送させた結合属性値のコード化による格納量と通信量の減少、(iv) 各VISでの分散制御と動的な送信関係決定とを特徴としている。

6. 分散トランザクション処理方式

LANの發送通信を用いると、従来の一対一網を用いることによつて生じるDDBSのコミットメント制御、同時実行制御を容易に出来る。

6.1 コミットメント制御

DDBSでは、 n 個のプロセス間で、全員一致の場合のみ合意(コミット)が得られたとするコミットメント制御が、DDBS処理の基

本と仮定している。従来の一対一網では、[GAT81]に示される様
に、(i)ある点 i から、 n 個の点一つずつに同一の request を送
信し、(ii) request の応答を受信し、(iii) 全点が合意したかしない
かの結果を n 点に送信せねばならない。この為には、 $3n$ 回の
通信が必要になる。LAN の放送通信を用いると、[AKM82] に
示す様に、 $n+1$ 回の通信で合意を取れる。

(i) ある点 i から、全点に request を放送する。

(ii) request を受けた各点 j は、OK または NG の応答を放送する。

(iii) 全点 (i, j) は、他の点からの応答を待ち、全応答が OK であ
れば合意が得られ、一つでも NG のときは合意が得られな
かたとする。□

以上の手順を、トランザクションが n 個の VIS 内のデータを更新す
る場合に適用すると、従来の二相コミット手順 [GAT81] が $4n$ 回
の通信が必要となるのに対して、 $2n+1$ 回の通信で行える [A-
KM81, 84]。

[B2P 通信手順]

(i) トランザクションを受けた VIS₀ に、更新データを B² 通信手順
で求める。求まった更新データを precommit メッセージとして、更
新対象の全 VIS_{1, 2, ..., m} に放送する。

(ii) 各 VIS_i は、precommit を受信したならば、ログ $\log_i$ に更新デ
ータを記録させる。完了したならば、precommitted を放送する。

(iii) 各 VIS_i は、他の全 VIS_j からの precommitted を受信する。全て受信したならば、 $\log_i$ を用いて DB_i 内のデータの物理更新を行う。完了したならば、acknowledgement を返送する。

(iv) 各 VIS_k は、全 ack を受信したならば、トランザクションを終了させる。

(v) (iii) で、全 precommitted も受信出来ない時、トランザクションをアボートさせる。□

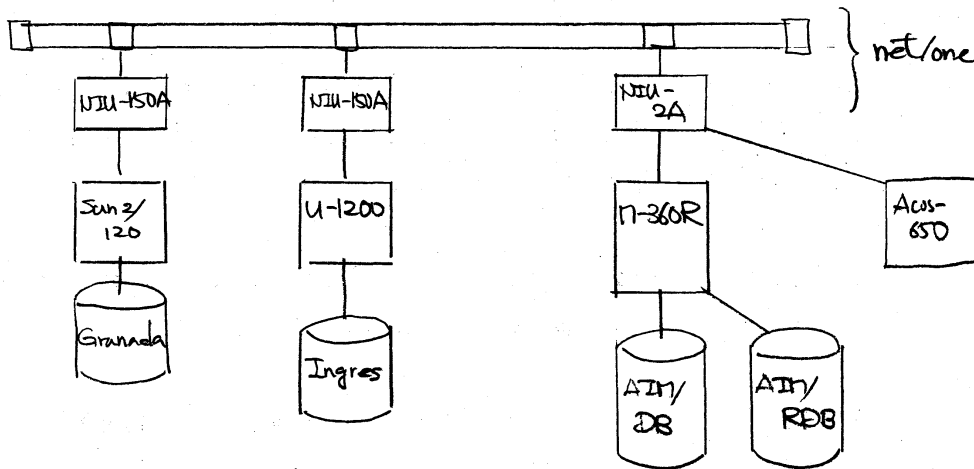
6.2 同時実行制御

同時実行制御とは、複数の トランザクションの競合する実行を一定順序に従うことにより、データベースのインテグリティを保ち、並行 トランザクション実行の多重度を高めて、システム全体のスループットを向上させる為の制御である。一つの DBS に対して、DBMS では、各 DBS で実行される競合実行(同一データ(コセー)への read/write, write/write)を一定順序に従う必要がある。広域ネットワーク交換網では、n 点に情報を送信する時、各通信リンク毎に通信遅延が異なる為に、各点に複数のトランザクションからの操作実行が一定順序で到着しない点が主要な問題となり、時刻印をトランザクションに設ける方法 [BERUP81] 等が考えられている。この為の制御は、通信と処理の負荷をもたしている。一斉、LAN は、ある点で送信された情報は、全点に同時に到着する性質を有している[第3章]。即ち、各 VIS には、通信網に

送信された順にトランザクションの処理が到着することになり、
一対一網での通信遅延の相違による問題が生じなくなる。

7. おおりに

本書では、ローカルエリア網(LAN)と種々の計算機から
成るDBDBSとしてのローカル情報システム(LIS)の構成と、分
散検索処理と分散トランザクション処理の為の通信手順を示し
た。LISは、現在図7.1に示す機器構成のもとで、1983年より
1985年までの3カ年で開発を進めている。



LAN	Net/one	同軸 CSMA/CD	バスバンク 10M bps
Sun 2/120	CPU 68010 MEM 2MB Disk 140MB OS Unix 4.2bsd		
U-1200	CPU 16 bits MEM 1MB Disk 130MB OS Unix II + 4.1bsd		
n-360-R	DBMS ATM/DB (CODASYL型) ATM/RDB (市庁型)		
	DBMS Ingres		

図7.1 LISの構成

参考文献

- [BERNP81] Bernstein, P.A. and Goodman, N., "Concurrency Control in Distributed Database Systems," ACM Computing Surveys, Vol.13, No.2, June 1981, pp. 185-221.
- [HELDG 76] Held, G., et al., "INGRES - A Relational Database Systems," AFIPS Conf. Proc., 1976, pp.409-416.
- [HEVNA 78] Hevner, A., et al., "Query Processing on a Distributed Databases," Proc. of the 3rd Berkeley Workshop, 1978, pp.91-107.
- [METCR 76] Metcalfe, R.M., et al., "ETHERNET Distributed Packet Switching for Local Computer Networks," CACM, Vol.9, 1976, pp.395-404.
- [TAKIM 78] Takizawa, M., et al., "Resource Integration and Sharing on Heterogeneous Resource Sharing Systems," Proc. of the ICCS'78, 1978, pp.253-258.
- [TAKIM 79] Takizawa, M., and Hamanaka, E., "The Four-schema Concept as Gross Architecture of Distributed Databases and Heterogeneous Problems," JIP (IPSJ), Vol.2, No.3, 1979, pp.134-142.
- [TAKIM 80] Takizawa, M., and Hamanaka, E., "Query Translation in Distributed Databases," Proc. of the IFIP '80, 1980, pp.451-456.
- [TAKIM 81] Takizawa, M., "分散型データベースシステムJDDBS-IIと通信処理," 電子通信学会 AL81-22, 1981.
- [TAKIM 82a] Takizawa, M., "Distribution Problems in Distributed Databases," JIP (IPSJ), Vol.5, No.3, 1982, pp.139-147.
- [TAKIM 82b] Takizawa, M., Yokotsuka, M., et al., "CODASYL データベースシステムに対する関係インタフェースシステム (LDP-V 1.5) の設計と実現," 情報処理学会 論文誌, Vol.23, No.3, 1982, pp.665-675.

- [TAKIM 82c] Takizawa, M., "放送通信機能を用いた分散型データベースシステムの通信処理の実現について," 情報処理学会 DBMS研31, 1982.
- [TAKIM 82d] Takizawa, M. and Yokotsuka, M., "ローカルデータベースプロセッサ (LDP) の評価," データセマンティクスの理論と実際に関する研究, 京大数理解析研講究録461, 1982, pp.127-150.
- [TAKIM 83a] Takizawa, M. and Noguchi, S., "CODASYL データベースシステムに対する非手続的更新インタフェースの基本概念," 情報処理学会 論文誌, Vol.24, No.6, 1983, pp.
- [TAKIM 83b] Takizawa, M., "Distributed Database System-JDDBS," JARECT Vol.7, Computer Science and Technologies (Kitagawa, T., ed.), Ohmsha and North-Holland, 1983, pp.262-283.
- [TAKIM 83c] Takizawa, M., Yokotsuka, M., and Noguchi, S., "分散型データベースシステムに於ける放送通信を用いた通信処理方式," 情報処理学会「ローカルエリアネットワーク」シンポジウム報告書, 1983, pp.211-218.
- [TAKIM 84a] Takizawa, M. and Noguchi, S., "CODASYL DML 上の非手続グラフ問合せの設計と実現," 投稿中, 1983.
- [TAKIM 84b] Takizawa, M. and Noguchi, S., "放送通信を用いた分散型データベースシステムの統合化手法," 投稿中, 1983.
- [GRAYJ 81] Gray, J., "Notes on Database Operating Systems," Operating Systems: Advanced Course, Springer-Verlag, 1981.
- [YAMAH 82] Yamazaki, H., et al., "A Proposal for Broadcast Architecture Network (BANET)," Proc. of the ICC '82, 1982.