

技 報

UNIVAC TECHNOLOGY REVIEW

1987年2月 第12号

論 文

ボトルネック型ブロック割当て問題.....	前田英次郎, 森本皓夫, 保科 剛	1
航空運賃割引管理エキスパート・システム	R. Wilson	13
SCULPTOR における境界切削工具経路の計算方法.....	酒井喜嗣	27
広域ネットワークにおける高水準NMSの開発.....	井上 隆	45
光ディスク媒体の信頼性試験に関する考察.....	大石定	63
UNIVAC 2200/200シリーズのハードウェア技術.....	蛭子斌博	73

TECHNOLOGY TREND

文章推敲支援システム.....	宮本義昭	87
入出力インタフェースの標準化動向.....	森 宗正	92

BOOKS		102
-------------	--	-----

NEW PRODUCTS.....		105
-------------------	--	-----

EDITORS' NOTE.....		表2
--------------------	--	----

干渉による雑音を最小にするように周波数を割り当てるための数量計画モデルとして、ボトルネック型ブロック割当て問題と呼ばれるべきものが考えられる。これは、ボトルネック割当て問題に次の条件を付加したものである。条件：行全体の集合がいくつかのブロックに分割されていて、各ブロックに属する行はブロックごとに定められた順序で連続した列に割り当てられる。前田英次郎らのボトルネック型ブロック割当て問題は、解法としてボトルネック割当て問題を緩和問題とする分枝限定法を採用し、それを加速する工夫を述べたものである。普通に用いられている目的関数による見切り以外に、一種の大域的枝刈りを用いたのが特徴である。

航空業界においては、競合他社との座席販売競争に勝ち、収益を最大にするために、最適な運賃割引座席数を求めるという業務がある。R. Wilsonの航空運賃割引管理エキスパート・システムは、Sperry*, Northwest 航空, IntelliCorp の3社によって開発された SEATS という航空運賃の割引管理に関するエキスパート・システムの開発過程を紹介している。すなわち、開発プロジェクトのスケジュール、異なる技術背景をもつメンバー間の情報交換の仕方、対象領域の知識の開発の必要性、初期段階における開発対象の絞込みが取り扱われている。なお、開発用ツールには IntelliCorp の KEE が使われた。

* Sperry 社は、Burroughs社との合併によって、1987年1月1日より Unisys 社として、新しく発足した。

曲面の境界に沿って切削工具経路を求めるということは、工具を球状のボールエンドミルとした場合、複合曲面間に転がしてできる球の中心軌路の問題に帰結できる。酒井喜嗣の SCULPTOR における境界切削工具経路の計算方法は、複合曲面加工用 NC ソフトウェア SCULPTOR に組み込んだ、曲面の境界に沿って切削するための工具経路計算機能について紹介している。この問題は、工具と形状の干渉チェックをいかに安定した方法で行うかが鍵になるが、本開発ではこの安定性確保を最優先にして、目的どおり成果を上げた。

高度情報化社会の進展とビジネス活動の広域化に

対応して、企業内データ交換システムや公衆 VAN などの情報通信ネットワークの構築が活発に展開されている。これらの情報通信ネットワークの構築・運営では、広域に分散しているネットワーク構成機器類を、いかに高効率・低費用で運用・維持・管理できるかが鍵となる。井上隆の広域ネットワークにおける高水準 NMS の開発は、三井物産(株)における統合 OA システムを支えるネットワーク管理システム NMS の開発事例の紹介を通じ、ネットワーク・サービスや運用管理の問題を明らかにしている。

光ディスク・メモリは、大容量低廉かつ長期保存可能なメモリ媒体として期待されているが、開発されて日が浅いために信頼性に関する実績がない。大石完一の光ディスク媒体の信頼性試験に関する考察は、光ディスク媒体が劣化する因子を明らかにし、その抽出方法を検討している。その結果、高温高湿加速試験、腐食試験、湿温サイクル試験、硬度試験、衝撃試験によって比較的短期間で光ディスクの寿命の見極めが可能であることがわかった。

UNIVAC 2200/200 シリーズは、商用として初めて新世代 CMOS VLSI (CMOS-III) を採用した 1 ボード CPU を実現し、価格性能比の向上と占有容積の縮少を可能にした汎用中型コンピュータ・システムである。蛸子斌博の UNIVAC 2200/200 シリーズのハードウェア技術は、本シリーズのシステム構成、IP (1100 チップ・セットと呼ばれる中央処理機構基板)、入出力チャネル、実装技術、CMOS-III 素子技術について紹介している。

☆

論文 ボトルネック型ブロック割当て問題

A Bottleneck Block Assignment Problem

前田 英次郎, 森本 皓夫, 保科 剛

要約 通信衛星によって何種類かの通信を同時に行う場合, それぞれの通信をどの周波数帯に割り当ててくるかが問題になる. 周辺の通信との干渉による雑音を最小にする周波数プランを求めるための数理計画モデルとして, ここでボトルネック型ブロック割当て問題と呼んだものが考えられた. これはボトルネック割当て問題に,

条件:

行全体の集合がいくつかのブロック (部分集合) に分割されていて, 各ブロックに属する行はブロックごとに定められた順序で連続した列に割り当てられる.

を付加したものである.

解法としてボトルネック割当て問題を緩和問題とする分枝限定法を採用し, それを加速する工夫をいくつか考案した. 普通に用いられている目的関数による見切り以外に, 一種の大域的枝刈りを用いたのが特徴である.

UNIVAC 1100/82 上でプログラムを作成し, 現実の問題を周波数帯を 64 分割して解いたところ, 20 秒程度 (CPU 時間) で解を得ることができた.

Abstract In satellite communication, many signals are transmitted simultaneously. An appropriate frequency band must be assigned to each carrier of the signal. In order to find a frequency plan which minimizes the interference level among nearby satellites, a bottleneck block assignment problem is formulated.

A bottleneck 'block' assignment problem is a bottleneck assignment problem with one additional condition:

The set of all rows is partitioned into blocks (subsets), and all rows in a block are assigned into consecutive columns in a preassigned sequence.

Some acceleration methods are devised for the branch and bound algorithm which adopts bottleneck assignment problems as relaxation. A kind of global pruning played an essential role among them.

A program was developed on UNIVAC 1100/82, and solved real-world problems in less than 20 seconds, when the whole frequency band is partitioned into 64 parts.

1. 問題

$n \times n$ 行列 $C = (c_{ij})$ と $1 = i_1 < i_2 < \dots < i_m < i_{m+1} = n + 1$

を満たす整数 i_1, i_2, \dots, i_{m+1} が与えられたとし, 集合 Q, R を

$$Q = \{x = (x_1, \dots, x_n) \mid x_1, \dots, x_n \text{ は } 1, \dots, n \text{ の permutation}\}$$

$$R = \{x = (x_1, \dots, x_n) \mid i_k < i < i_{k+1} \implies x_i = x_{i-1} + 1, k = 1, \dots, m\}$$

で定義する.

$$(P) \begin{cases} \max_{1 \leq i \leq n} c_{i, x_i} \longrightarrow \text{最小化} \\ \text{条件: } x \in Q \\ x \in R \end{cases}$$

で定義される問題を, ボトルネック型ブロック割当て問題と呼ぶことにする. Q は通常の

割当ての問題の条件で、第 i 行を第 x_i 列に割り当てるものである。 R は行の集合が m 個のブロック

$$B_k = \{i | i_k \leq i < i_{k+1}\}, \\ k=1, \dots, m$$

に分割され、各ブロックに属する行は連続した列に割り当てられることを意味している。

これは衛星通信の周波数割当てを決定する際に現れた問題である^{[1][2][3]}。衛星通信では、複数の送受信局間の通信を同時に行うために、送受信局の対ごとに、情報を担った電波（キャリアと呼ぶ）を異なる周波数に割り当てて信号を伝送している。キャリアの帯域幅は伝送すべき回線数に応じて定まるが、割り当てる周波数位置は適宜最適決定しなければならない。たとえば、軌道上の近隣の通信衛星がそれぞれ同じ周波数にキャリアを配置すると、これらのキャリアは互いに干渉しあう。そこで各衛星では、利用できる周波数帯域内で他の衛星との干渉が最小となるよう、キャリアの周波数を決定する必要がある。定式化上、連続的な割当てを考えるのはむずかしいので、利用可能な周波数帯域を n 個のセグメントに等分し、各キャリアの帯域幅に応じて、セグメントを 1 個あるいは数個割り当てることにする。ブロックとして表された各キャリアをある 1 衛星について適当なセグメントの位置に割り当てるのであるが、 $c_{ij}(i \in B_k)$ はキャリア k に属する i 番目のセグメントを、 j 番目のセグメント位置に割り当てたときの干渉の大きさを示している。このとき、他の衛星のキャリアとセグメントの位置は固定されている。そこで干渉の最大値をできるだけ小さくしたいというのが、上のボトルネック型ブロック割当て問題への定式化である。

$n=32$ の場合が解けるプログラムがあつて、定常的に使用されているが、プランの精度を上げるために、 $n=64$ のものを解きたい。1 MIPS の計算機で 15 分程度ならば実用になる、というのが目標であつた。

2. 基本アルゴリズム

現実の問題の費用行列 C を調べてみると、

- a. c_{ij} の値は 0~2000 である。
- b. 大きいブロックに対応する c_{ij} は一般に大きい。
- c. 1 行だけのブロックが 2 割ほどあり、その中には c_{ij} がすべて 0 のものもある。
- d. いくつかのブロックが同じ性質をもっていることがある。ここで B_k と B_l が同じ性質をもつとは、

$$|B_k| = |B_l| \\ i_k \leq i < i_{k+1}, \quad 1 \leq j \leq n \text{ に対して} \\ c_{ij} = c_{i'j} \\ \text{ただし } i' = i - i_k + i_l$$

が成立することである。

などがわかつた。a の考察から、精度に問題がないので、取扱いを簡単にするために、 c_{ij} を整数に丸めることにした。

解法の基本形として、分枝限定法を採用した。問題(P)の条件 $x \in R$ を無視して得られる緩和問題 (PR) は、ボトルネック割当て問題であつて、非常に効率の良い解法が知られている。PR の解が条件 $x \in R$ を満たさなければ、適当に選んだブロックの割当てを $x \in R$ に合うように固定した問題と、その割当ては使用しないように制限した問題に分け、それ

らの部分問題の両方を解くことによって、原問題の解を求めるものである。

与えられた費用行列 C , $I \subset N = \{1 \cdots n\}$, $y \in R$ に対して、 I に属する行の割当てを y に固定した部分問題 PS (C, I, y)

$$(PS) \begin{cases} \max_{1 \leq i \leq n} c_i, x_i \rightarrow \text{最小化} \\ \text{条件: } x \in Q \\ x \in R \\ x_i = y_i, i \in I \end{cases}$$

と、PS から $x \in R$ を除いた緩和問題 PSR (C, I, y)

$$(PSR) \begin{cases} \max_{1 \leq i \leq n} c_i, x_i \rightarrow \text{最小化} \\ \text{条件: } x \in Q \\ x_i = y_i, i \in I \end{cases}$$

を、先のように定義する。

分枝限定法の効率化は

- a. 部分問題の木を探索する順序
- b. 分枝する変数の選択法
- c. 分枝する変数を固定する値の選択法
- d. 緩和問題の作り方
- e. 緩和問題を解くアルゴリズム

などによって左右される。

探索する順序としては、最も単純な深さ優先・左側優先を採用した。目的関数値が同じになる部分問題が非常にたくさんあるので、これよりも複雑な方法で良いものは考えつかなかった。この方法は、アルゴリズムが単純である、許容解が早く得られる、木の情報を記憶するためのスペースが少ない、部分問題を作る手間が少ない、などの利点もある。

分枝する変数（ここではブロック）の選び方には、あらかじめ使用する順序を決めておくものと、緩和部分問題 (PSR) の解の情報によって決めるものがある。後者は、良い基準を作れば、解を調べるのにかける時間をはるかに上回る効果を生むこともあるが、この問題では有効な基準が見出せなかったため、前者を採用した。一般に影響力の大きい変数から固定するのが効率が良いが、この場合はブロックの大きさが影響力の良い指標になっている。また同じ性質のブロックがいくつかある場合には、それらをひとまとまりとして考えたほうがよいので、分枝の順序は、

- a. 大きいブロックを優先する。
- b. 同じ大きさならば、同じ性質をもつブロックのあるものを優先する。

とした。順序を固定したので、プログラムの効率のために、行番号の小さいブロックが先に固定されるように、費用行列 C を並べ替えた。その結果、1行だけのブロックは下方に集まることになるが、ゼロ要素だけの行は割当て問題を解く際に考慮しなくてもよいので、最下端に置いた。

アルゴリズムの概略は図1のようになる。

```

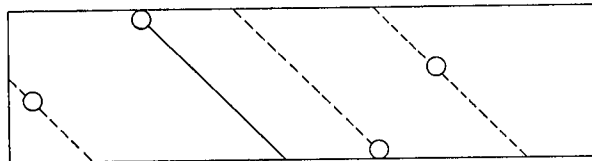
 $I := \phi, y := \text{任意}, S := \phi, f_0 := \infty$ 
PS (C, I, y) をスタック S に置く.
while S  $\neq \phi$  do
  S のトップを取り出して PS (C, I, y) とする.
  PSR (C, I, y) を解き, 解 x と目的関数値 f を得る.
  if  $f < f_0$  then
    if  $x \in R$  then
       $x_0 := x, f_0 := f$ 
    else
      固定されていない最初のブロック  $B_k$  を選ぶ.
       $B_k$  を固定する列の並び  $L_k$  を選ぶ.
       $I' := I \cup B_k$ 
       $y' := y$  の  $B_k$  部分を  $L_k$  に固定したもの
       $C' = C$  の中で  $B_k$  を  $L_k$  に割当てる部分を  $\infty$  にしたもの
      右部分問題
      PS (C', I, y) を S に置く.
      左部分問題
      PS (C, I', y') を S に置く.
    end if
  end if
end while

```

図 1 分枝限定法のアルゴリズム

Fig. 1 Branch and bound algorithm

緩和問題を解いた後、固定されていない最初の B_k をどの列（対角）に割当てるかについては、 B_k に属する行が割当てられている対角線はすべて同等と考えて、最初の行 i_k が割当てられている列に始まるものを採用した。その対角線が使用できない場合には左部分問題は作らないことにする。



3. 緩和問題の解法

ボトルネック割当て問題の解法には、

- a. Primal 法
- b. Dual 法
- c. SAP (Shortest Augmenting Path) 法

等が知られている^{[4][5]}。

Primal 法は、適当な方法で実行可能な割当てを求め、その目的関数値より値の小さい要素だけで割当てができるかどうかを調べて、逐次改良してゆくもので、いろいろな変化型がある。SAP 法は、目的関数値の増加を最小に抑えながら、割当てを一つずつ増やしてゆくものである。Dual 法は、目的関数値の下限 f を定め、 $c_{ij} \leq f$ を満たす要素だけで割当てを試み、割当てができない場合には f を修正して割当てを試みる。これを全部の割当てが完了するまで繰り返すものである。

部分問題は、親問題に新しい制約を付け加えたものであるから、親問題より目的関数値は良くなることはない。したがって、Dual 法の f の初期値として、親の緩和問題の最適値が利用できる。さらに、この問題では、部分問題の最適値が親問題のものと同一である

割合が高く、変わる場合にも多くは 1, 2 回の修正ですむことがわかった. f の変更回数が少ない場合には Dual 法が最も速いので、ハンガリア法を用いる Dual 法を採用した.

図 2 に Dual 法の概略を示した. 部分問題には固定された行と列とがあることと、途中で最適値が f_0 より小さくならないことなどがわかれば中止してもよいので、実際には多少修正したものを使用している.

```

n1:=ゼロでない要素をもつ最後の行の番号
f:=親の緩和問題の最適値
for i:=1 to n1 do
  行 1~i-1 と列 1~n のラベルを消す.
  行 i にラベル 0 をつけてキュー Q に入れる.
  loop
    Q の先頭の行を取り出して p とする.
    for j:=1 to n do
      if  $c_{pj} \leq f$  then
        if 列 j は割当てがない then
          go to found
        else if 列 j にラベルがない then
          列 j にラベル p をつける.
          列 j に割り当てられている行にラベル j をつけ、
          キュー Q に入れる.
        end if
      end if
    end for
    if  $Q = \emptyset$  then
      f:=行 p にラベルがあり、列 q にラベルがないような
       $c_{pq}$  の最小値
      ラベルのある行を全部 Q に入れる.
    end if
  end loop
found:
  ラベルをたどって見つかる、列 j から行 i への道にそって割当てを修正し、行 1~i の割当てを行う.
end for

```

図 2 ボトルネック割当て問題の解法

Fig. 2 Algorithm for bottleneck assignment problems

4. 計算例

図 3 の C と $i_1 \sim i_5$ で与えられる問題を上記の方法で解いてみる.

$C = \begin{pmatrix} 39 & 36 & 28 & 0 & 45 & 21 \\ 39 & 28 & 36 & 0 & 21 & 45 \\ 33 & 40 & 11 & 0 & 57 & 18 \\ 33 & 11 & 40 & 0 & 18 & 57 \\ 43 & 27 & 27 & 0 & 39 & 39 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$	$\begin{aligned} & i_1=1, i_2=3, i_3=5, \\ & i_4=6, i_5=7 \\ & B_1 = \{1, 2\}, B_2 = \{3, 4\}, \\ & B_3 = \{5\}, B_4 = \{6\} \end{aligned}$
---	---

図 3 例題

Fig. 3 An example

この問題には行数 2 のブロックが B_1, B_2 と 2 個あって、分枝の対象となる. 原問題 P を PS_0 と呼ぶことにして、緩和問題 PSR_0 を作って解くと、図 4 (a) の \bigcirc で囲んだ要素が割当て問題の解として得られる. PSR_0 の解は条件 $x \in R$ (以下では R と書く) を満た

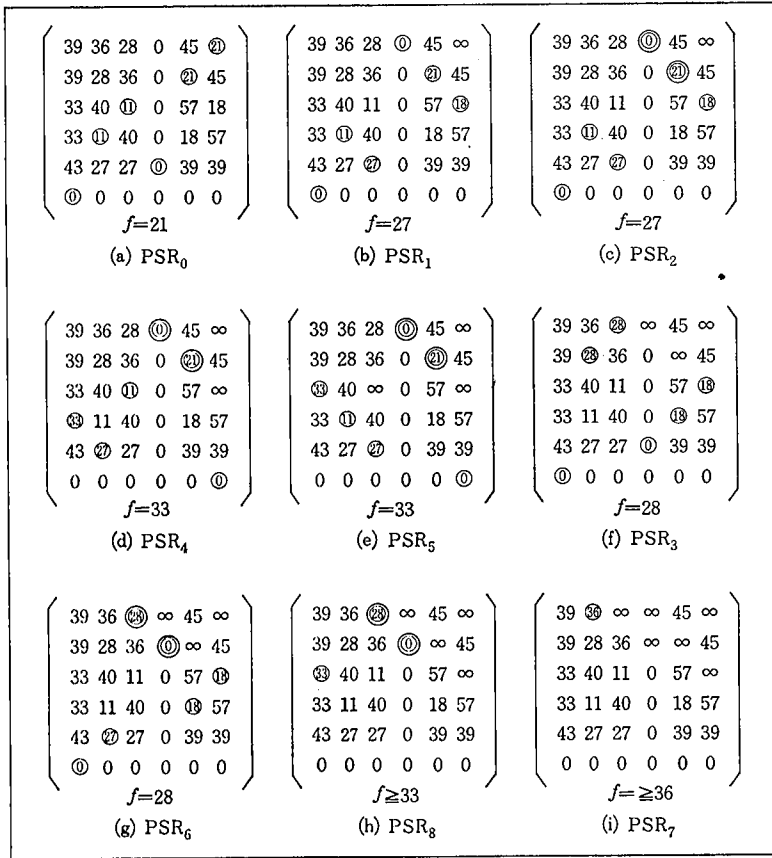


図 4 緩和問題の解

Fig. 4 Solutions of relaxed problems

さないで、 B_1 で分枝するが、第 1 行の割当てが $x_1=6$ で B_1 の割当てに使用できないので、右部分問題 PS₁ ($c_{16}=\infty$) のみが作られる。

PS₁ の緩和問題 PSR₁ を解くと、図 4 (b) となる。 B_2 が条件 R を満たさないで、 B_1 で分枝し、左部分問題 PS₂ ($y_1=4$, $y_2=5$) と右部分問題 PS₃ ($c_{14}=c_{25}=\infty$) が作られる。左側優先なので、左部分問題 PS₂ を取り上げて、PSR₂ を解くと PSR₁ と同じ解 (図 4 (c)) が得られる。◎で囲んだのは固定した部分である。 B_2 が条件 R に合わないで、 B_2 で分枝するが、 $x_3=6$ で割当てられないので、右部分問題 PS₄ ($c_{36}=\infty$) のみが作られる。

PS₄ の緩和問題 PSR₄ を解くと、図 4 (d) となる。 B_2 で分枝するが、 $x_3=3$ で B_1 の固定部分とぶつかって割り当てられないので、右部分問題 PS₅ ($c_{33}=\infty$) のみが作られる。PS₅ から PSR₅ を作って解くと、図 4 (e) が得られる。この解は条件 R を満たしているので、 $f_0=33$ と $x_0=(4 \ 5 \ 1 \ 2 \ 3 \ 6)$ を最適解の候補として記憶しておく。

まだ解かれていない部分問題として、 S には PS₃ が残っている。PSR₃ を解くと図 4 (f) となる。 B_1 で分枝して、左部分問題 PS₆ ($y_1=3$, $y_2=4$) と右部分問題 PS₇ ($c_{13}=c_{24}=\infty$) が作られる。PSR₆ を解くと図 4 (g) となる。 B_2 で分枝するが $x_3=6$ なので、右部分問題 PS₈ ($c_{36}=\infty$) のみが作られる。PSR₈ を解くと図 4 (h) となる。 $f \geq 33 \geq f_0$ なの

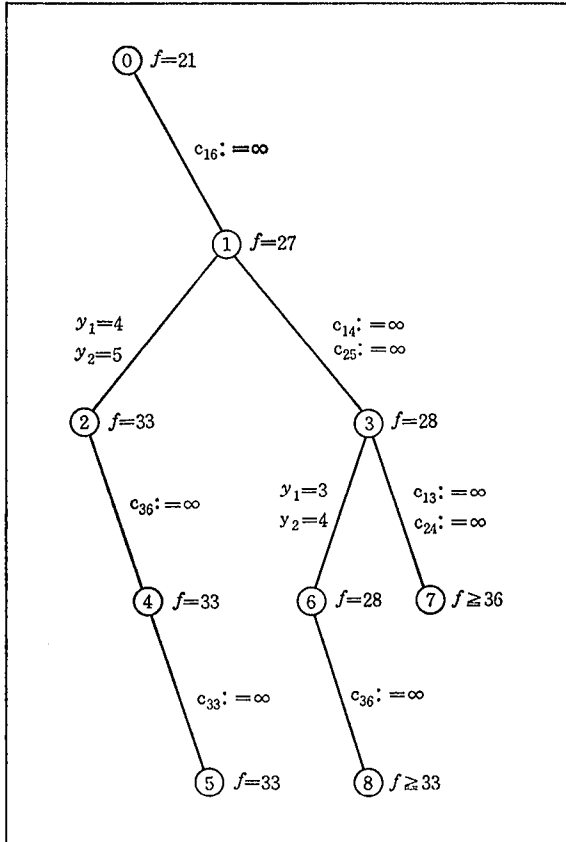


図 5 部分問題の木
Fig. 5 Tree of subproblems

で, PS_8 からは分枝しない. S に残った PS_7 からは, 図 4 (i)が得られ, これも分枝はしない. これで $S = \phi$ となり, すべての部分問題が解かれたことになる.

最適解は $f_0 = 33$, $x_0 = (4 \ 5 \ 1 \ 2 \ 3 \ 6)$ である.

分枝の過程を図示すると図 5 のようになる.

5. 緩和問題の強化

緩和問題はできるだけ原問題の解に近い解を与えるものが望ましい. とくに目的関数値が原問題に近いものであれば, 分枝限定法の効率がよい. 緩和問題 PSR は原問題 PS よりも目的関数値が小さくなるので, このギャップを小さくするため PS の解が変らない限度内で, 費用行列 C の要素を大きくできれば緩和問題の精度が改良される.

a. 大きさが 2 以上のブロック B_k について,

$$i_k \leq i < i_{k+1},$$

$$1 \leq j \leq i - i_k \text{ および } n - (i_{k+1} - i) + 2 \leq j \leq n$$

に対して

$$c_{ij} = \infty$$

と変更する. つまり, 左下と右上の三角部分を使用不可にする.



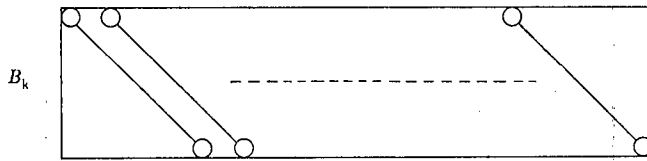
b. 大きさが2以上のブロック B_k について,

$$i_k \leq i < i_{k+1},$$

$i - i_k + 1 \leq j \leq n - (i_{k+1} - i) + 1$ に対して,

$$c_{ij} := \max_{i_k \leq p < i_{k+1}} c_{p, j+p-i}$$

と変更する。つまり、対角に添った要素の値を最大値に合わせる。



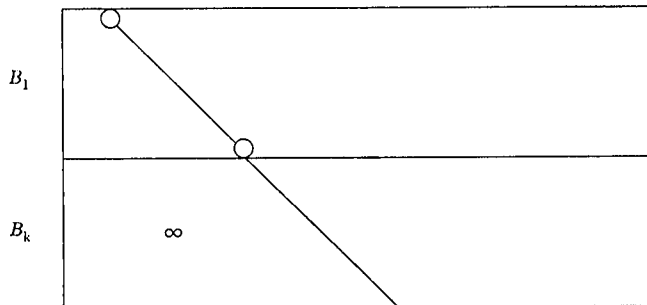
c. ブロック B_l と B_k が同じ性質をもつとき, B_l を列 $j_p \sim j_q (= j_p + i_{l+1} - i_l - 1)$ に固定したとすると,

$$i_k \leq i < i_{k+1},$$

$1 \leq j \leq j_q + i - i_k$ に対して

$$c_{ij} := \infty$$

と変更する。つまり, B_k は B_l の右側にしか割り当てない。



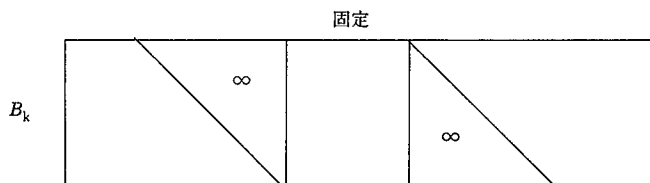
d. ブロック B_l を列 $j_p \sim j_q$ に固定したとき, 固定されていないブロック B_k の費用を,

$$i_k \leq i < i_{k+1},$$

$j_p - i_{k+1} + i + 1 \leq j \leq j_q + i - i_k$ に対して

$$c_{ij} := \infty$$

と変更する。



a と b は原問題 P に適用できる強化である． c と d とは一部のブロックが固定された部分問題に有効な強化である．

6. 強化した解法による計算例

第 4 章の計算例を 5 章の強化法を使用して解いてみる． まず， PS_0 は図 6 (a) のようになる． PSR_0 の解は図 6 (b) となり， 目的関数値は最初から最適値の 33 となっている． B_1 で分枝して， PS_1 ($y_1=3, y_2=4$) と PS_2 ($c_{13}=c_{24}=\infty$) ができる． PSR_1 を解くと図 6 (c) となって， 条件 R に合う解が得られ， $f_0=39, x_0=(3 \ 4 \ 1 \ 2 \ 5 \ 6)$ となる． PSR_2 からは， 図 6 (d) の最適解， $f_0=33, x_0=(4 \ 5 \ 1 \ 2 \ 3 \ 6)$ が得られる． 部分問題の木は， 図 7 のようになる．

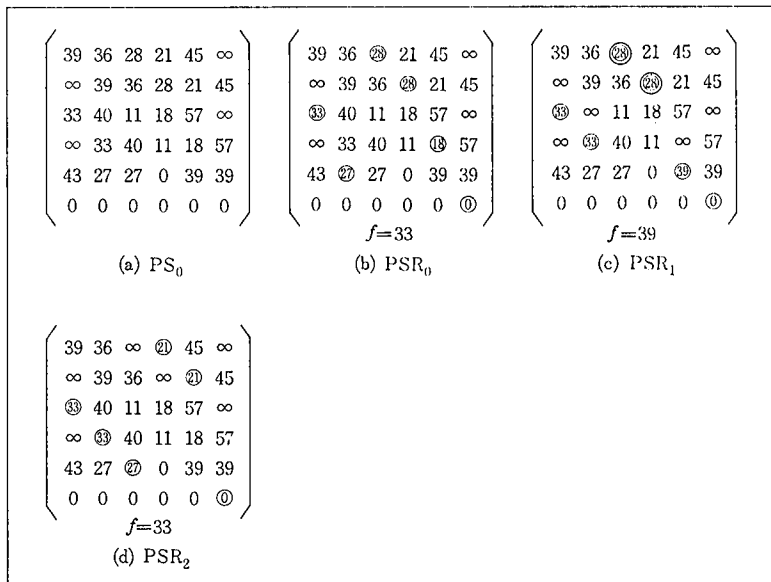


図 6 強化した緩和問題の解

Fig. 6 Solutions of tightened relaxed problems

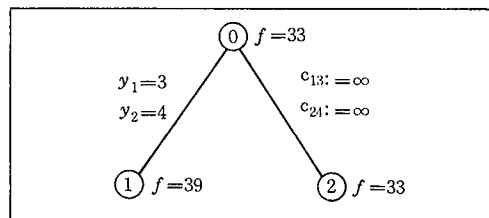


図 7 強化した解法による木

Fig. 7 Tree of the tightened subproblems

7. その他の加速法

探索順序を深さ優先・左側優先としたので，新しく生成された部分問題は左部分問題が完全に解かれてから右部分問題の探索を始めることになる．探索中に生成される部分問題 $PS(C, I, y)$ はすべて異なるが，すでに解かれた部分問題よりも良い解をもたえないことが判定できる場合がある． $PS(C, I, y)$ の親問題の緩和目的関数値を f_0 とし，

$$J = \{y_i | i \in I\}$$

$$\tilde{c}_{ij} = \begin{cases} \infty & i \in I \text{ または } j \in J \\ c_{ij} & \text{それ以外} \end{cases}$$

で固定された列の集合 J と固定されていない行と列のための費用行列 \tilde{C} を定義すると、PS (C, I, y) の最適目的関数値は (f_0, I, J, \tilde{C}) で決定される。5章で述べた緩和問題の強化法 c の適用を受けない二つの左部分問題が (f_0, I, J, \tilde{C}) と $(f'_0, I', J', \tilde{C}')$ で表されるとすると、

$$J = J' \quad \implies \quad I = I'$$

$$I = I', J = J' \quad \implies \quad \tilde{C} = \tilde{C}'$$

がいえる。すなわち、強化法 c の適用を受けない左部分問題では、 (f_0, J) によって部分問題を見切る検査が可能である。

- e. 新しく生成された左部分問題が (f_0, J) で表され、強化法 c の適用を受けないとする。すでに解かれた強化法 c の適用を受けていない左部分問題 (f'_0, J') で

$$J' = J, f'_0 \leq f_0$$

を満たすものがあれば、この新しい部分問題は探査の必要がない。

この検査のために、 c の適用を受けない左部分問題の (f_0, J) をハッシュ・テーブルで記憶しておくことにした。生成された部分問題が多すぎて、用意したテーブルに入らなくなれば、その分は検査に使用できない。

8. 実験

以上で述べた方針に基づいて、UNIVAC シリーズ 1100 の SFTN (Structured Fortran) でプログラムを作成した。この種の問題では乱数によるテスト問題などは無意味なので、現実の問題 (1~4) と現実の問題に手を入れて解きにくくしたもの (5~8) で実験した。

表 1 問題に現れたブロックの行数

Table 1 Real-world problems

問題	ブロックのもつ行数						合計 ≥ 2	$c_{ij}=0$
	12	8	6	4	2	1		
1		2 (2)	2 (2)	4 (2, 1, 1)	5 (2, 1, 1, 1)	10	13	4
2		2 (2)	2 (2)	4 (2, 1, 1)	5 (2, 1, 1, 1)	10	13	4
3			1	5 (2, 2, 1)	4 (2, 1, 1)	30	10	25
4	1	2		4 (3, 1)	8 (3, 2, 2, 1)	4	15	4
5		2	1	6 (2, 2, 1, 1)	4	10	13	10
6		1	3	7 (3, 2, 1, 1)	1	8	12	8
7		1	2	4 (2, 1, 1)	9 (2, 2, 3, 2)	10	16	5
8		1	3	4	8 (3, 2, 2, 1)	6	16	4

各問題のブロックの構成を表 1 に示した。問題 1 には 8 行で構成されるブロックが 2 個、6 行のものが 2 個、4 行、2 行、1 行のものがそれぞれ 4, 5, 10 個あることを示してい

る。カッコの中は性質による分類で、8行のブロックと6行のブロックはそれぞれ性質が同じであり、4行と2行のブロックはその中の2個が同じ性質であることを示している。合計の欄は、2行以上のブロックの合計、すなわち分枝を必要とする変数の数である。 $c_{ij}=0$ の欄は、1行のブロックの中で c_{ij} がすべてゼロのもの数である。

UNIVAC 1100/82 で問題 1~8 の所要時間 (CPU 時間, 単位は秒) を測定した結果が表 2 である。

表 2 計算時間
Table 2 Computation times

問題	全時間	最適目的関数値	最適解までの時間	部分問題数
1	18.77	46	.66	1544
2	5.88	58	2.73	560
3	2.32	8	2.14	153
4	.24	106	.19	26
5	109.83	47	109.34	10545
6	673.91	94	334.14	37588
7	207.08	45	207.04	24255
8	636 以上	28*	309.12	110000 以上

* 問題 8 は計算途中で打ち切ったので、28 が最適である保証はない。

表 2 から、組合せ問題の一般的な傾向どおり、所要時間のバラツキが大きいことがわかる。他の計算機での所要時間は、コンパイラの性能が大きく物を言うので、推定はむずかしいが、1 MIPS の機械ならば 2~4 倍の時間を見ておけばよいだろう。目標が 15 分であったから、平均的な問題が問題 1, 2, 3 に近いとすれば、十分な速さである。また、問題 6~8 でも、最適解である保証を必要としなければ、十分に良い解を実用的な時間で見つけられることがわかる。

効率向上のための緩和問題の強化法 a~d と見切りの検査 e の効果を測るため、問題 1~4 について、a~e の一部を使用しないで計算を行った。その結果が表 3 である。

表 3 強化法の効果
Table 3 Effect of tightening methods

問題	使用した強化法*			
	a~e	a~d	a~c	a~b
1	18.77 1554	38.02 5004	68.04 9119	851.30 127893
2	5.88 560	6.01 610	14.14 1973	160.04 25315
3	2.32 153	2.29 153	4.35 351	5.77 482
4	.24 26	.23 26	.33 54	.35 54

* a~e, a~d, a~c, a~b は使用した強化法と検査を表す。
各欄の上段は所要時間, 下段は部分問題数である。

これで見ると、検査 e は部分問題の少ない問題 2, 3, 4 ではほとんど効果がないが、問

題1には非常に効いていることがわかる。cとdは問題4以外では相当の効果を上げている。問題1, 2におけるcの効果は10倍以上である。ただし, a, b, eを使用する場合をテストすれば, また違った結果が得られたかもしれない。

この問題をご紹介いただき, 研究をご指導くださった KDD 研究所の伊藤泰彦, 水池健の両氏に, 篤く御礼申し上げます。

- 参考文献**
- [1] 水池 健, 伊藤泰彦, “同一チャネル干渉軽減のための周波数最適割当て”, 電子通信学会論文誌, Vol. J 69-B, 1986, pp. 921~932.
 - [2] 水池 健, 伊藤泰彦, “最適化手法の衛星通信システムへの応用——軌道と周波数の有効利用のために”, 第6回数理計画シンポジウム論文集, 1985, 11月, pp. 155-165.
 - [3] T. Mizuike, Y. Ito & T. Muratani, “Optimization of Frequency Assignment”, LINKS FOR THE FUTURE—Science, Systems & Services for Communications—IEEE International Conference on Communications, Volume 2, 1984, pp. 599~602.
 - [4] U. Derigs, “On Three Basic Methods for Solving Bottleneck Transportation Problems”, *Naval Research Logistics Quarterly*, Vol. 29, 1982, pp. 505~515.
 - [5] R.S. Garfinkel “An Improved Algorithm for the Bottleneck Assignment Problem”, *Operations Research*, Vol. 19, 1971. pp. 1747~1751.
 - [6] 今野 浩, 鈴木久敏編, “整数計画法と組合せ最適化”, 日科技連出版社, 1982.

執筆者紹介 前田英次郎 (Eijiro Maeda)

昭和14年生, 38年東京大学応用物理学科数理工学コース卒業, 47年 Cornell 大学 OR 学科にて Master of Science, 44年(株)日本ユニバック総合研究所入社, 52年日本ユニバック(株)入社。数理計画の研究開発, プログラム理論の応用などに従事。



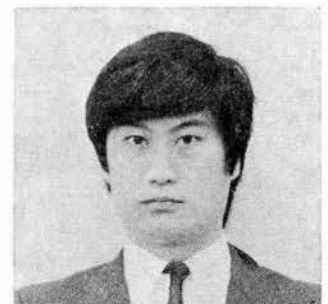
森本 皓夫 (Akio Morimoto)

昭和20年生, 44年東京電機大学電子工学科卒業, 同年(株)日本ユニバック総合研究所入社, 52年日本ユニバック(株)入社。主として数理計画の開発応用に従事。



保科 剛 (Tsuyoshi Hoshina)

昭和32年生, 56年東京理科大学理学部応用数学科卒業, 同年日本ユニバック(株)入社。主として数理計画の開発・応用に従事。



論文 航空運賃割引管理エキスパート・システム

An Expert System to Manage Airline Passenger Discounts

R. Wilson

要約 SEATS は、航空運賃の割引管理に関するエキスパート・システムであり、Sperry*, Northwest 航空, IntelliCorp の3社によって共同開発された。

本稿では、同アプリケーションの性格、エキスパート・システムを採用した理由、システムの構築プロセス、開発方針と企業所有知識の問題について論じている。

航空事業の目的は、最適な数の割引座席を提供することであり、この問題にエキスパート・システムによるアプローチを採用した理由は、同分野で意思決定の回数が急速に増大していること、新たな専門知識が得られつつあること、要因が多岐にわたること、適切な意思決定が高い価値をもつことが挙げられる。

なお、本エキスパート・システムの開発用ツールとしては、IntelliCorp の KEE (Knowledge Engineering Environment) が使用された。また、本システムの開発チームのメンバーは、航空運賃の割引管理の専門家1名、十分な経験を積んだ知識工学の専門家1名、航空会社のコンピュータ・アプリケーションに豊富な経験をもつ知識工学のインターン1名で構成されている。

本稿では、同プロジェクトのスケジュール、異なる技術背景をもつ人間同士の情報交換の方法、対象領域の知識の開発の必要性、初期段階における開発対象の絞込みが取り扱われている。

このほか、現在のエキスパート・システムとその発展の過程が述べられている。

今後の開発項目としては、ユーザ・インタフェース、データベース・アプリケーションへのインタフェース、知識の拡大（内容と表現共）、専門領域の知識の改良、企業所有知識の保護が予定されている。

Abstract SEATS is a joint effort of Sperry, Northwest Airlines and IntelliCorp to apply expert systems technology to the managing of airline discount seats. The paper explores the nature of the problem, why it is a good candidate for an expert system, the process of building the prototype, the potential directions for development and the issue of proprietary knowledge. The objective of the airline is to offer the optimum number of discount seats. Several factors are involved. An expert system approach is supported by a high and increasing number of decisions, a new and developing expertise, the multitude of factors and the high value of correct decisions. IntelliCorp's KEE (Knowledge Engineering Environment) was utilized. The development team includes a domain expert, an experienced knowledge engineer and a novice knowledge engineer with extensive airline computer application experience. The project calendar, the style of interaction, the knowledge engineer's need to develop domain expertise and the selection of an appropriate scope for the initial effort are addressed. The current expert system and its evolution are described. Future development includes user interfaces, interfaces to data base applications, knowledge expansion (content & representation), evolution of the domain of expertise and the protection of proprietary knowledge.

1. はじめに

SEATS (The Airline Seat Advisor と呼ばれる) は、Sperry, Northwest 航空および IntelliCorp の3社の共同開発による航空機の割引座席を管理するエキスパート・システム

Sperry 社は Burroughs 社との合併によって、1987年1月1日より Unisys 社として新発足した。

である。このシステムが開発された背景として、当時 Sperry 社が IntelliCorp 社の KEE を用いたエキスパート・システム技術の能力の調査と実証に役立つ良い問題を探していたこと、また Sperry 社が知識工学および KEE 使用における技術開発に興味をもっていたことがあげられる。

そこで、パイロット・エキスパート・システムの開発と Sperry 社の人間を知識工学者として訓練するために IntelliCorp 社内でインターン制度が設定された。SEATS は、インターン制度で開発されたパイロット・エキスパート・システムの一つである。

本稿では、SEATS 開発プロジェクトの経緯、問題の特性、エキスパート・システムとしての適性、開発に携わった人々、開発の手順、機能、適用範囲、知識表現、会社固有の知識、および考えられる将来開発項目の順に話を進める。

2. 背景と経緯

SEATS の開発は、Sperry 社の営業マンが Northwest 航空に対して、エキスパート・システムの候補として航空機の割引座席の管理を提案したことに始まる。そこで、Sperry 社と IntelliCorp 社の人が Northwest 航空を訪れ、その問題をレビューした。その結果、エキスパート・システムにふさわしい問題であることがわかり、インターン・プロジェクトとして選ばれた。

そして、このインターン・プロジェクトは、IntelliCorp 社 (California 州 Menlo Park) で 4 週間かけて実施され、その結果 SEATS が開発された。この 4 週間のインターン期間以外に費やしたのは、作業レビュー、アイデア作り、KEE 使用等であり、その時間はわずか数時間だった。訓練と同時にシステム開発が並行して行われた。1985年 8 月開催の International Joint Conference on Artificial Intelligence (IJCAI) に SEATS を出展するために、インターン期間終了後 IntelliCorp 社がそれに手を加えた。IntelliCorp 社による修正は、主として情報および推論の様子をグラフで表示し一般観衆に理解しやすくすることを狙ったものである。

SEATS のインターン教育は、以下の期間に行われた。

- ・ 1985 年 3 月 25 日～3 月 28 日 (第 1 週)
- ・ 1985 年 6 月 10 日～6 月 14 日 (第 2 週)
- ・ 1985 年 7 月 29 日～8 月 9 日 (第 3・4 週)

なお、インターン教育の第 1 週では、専門家に対するインタビュー、問題についての議論と予備的な KEE の訓練が行われた。残りの 3 週間が SEATS のプロトタイプ開発と知識工学インターンの訓練に当てられた。期間が飛び飛びになっているのは、関係者の都合に合せたためであった。

3. 問題の特性

このシステムで取り扱う問題は次のとおりである。以下の説明は、SEATS を理解するためにはもちろん必要だが、一般の飛行機利用者にとっても興味深いだろう。

基本的に固定料金しか許されなかった時代には、任意旅行者* の数を増すために割引が行われた。どの程度割引引くかは、予約と切符販売の状況の組合せと強制旅行者**に流用

* 任意旅行者とは、旅行の時期・場所や旅行に行くかどうかの決定も選択できる旅行者をいう。その典型例としては、通常の休暇旅行や、業務としての旅行でも日付をずらすことのできる場合や、かなり前から計画を立てられる場合の旅行をする旅客をいう。

** 強制旅行者とは、旅行の時期と場所がすでに決められており、行かなければならない旅行者をいう。その典型例としては、通常の業務としての旅行や、行先だけ決まった突然の思いつき休暇旅行をする旅行者をいう。

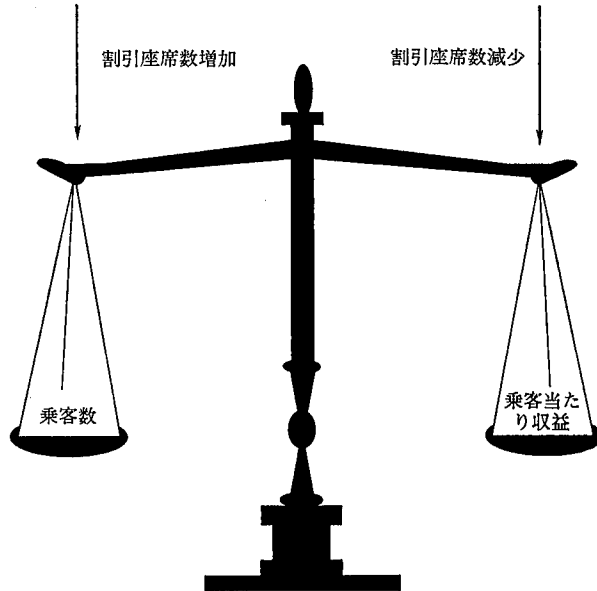


図 1 バランスのとれた判断

Fig. 1 A balancing decision

されないための必要滞在日数によっており、収益が減らないように配慮された。このような状況では、収益の最大化は、基本的には搭乗率の最大化を意味した。したがって、当日現れない予約客を見込んでどの程度過予約を取るかに焦点が置かれた。

航空事業に対する規制解除により、航空会社は 1978 年から自由に料金を設定できるようになり、飛行機の出発直前まで、各種の割引を自由に提供できるようになった。割引料金は競合他社と対抗できるだけでなく、任意旅行客を増すために設定され、割引の種類およびその率は、最大の収益を上げるように管理されなければならなくなった。あまり多くの割引座席を用意すると強制旅行客に不必要な割引をすることになってしまう。一方、割引座席が少ないと、競合他社に客を取られたり、任意旅行客が減ってしまう。いずれの場合も収益減になる。焦点は座席販売を最大にすることから、座席販売から得られる収益を最大にする点へと移ってきている (図 1)。

割引座席管理は、航空会社にとって比較的新しく、むずかしくそして徐々に変化している分野である。以下に述べる点が割引座席管理をむずかしくしている。一般に、割引座席数の決定に影響する要因はたくさんあるが、これらの要因どうしの関連、あるいは要因と適切な割引座席数との関連はよくわかっていない。しかも、要因それ自体あるいは要因間の関連は変わりやすい。また、客および競合他社の行動と反応は明らかでない。そして、最後に、管理すべき便数が膨大であることが理由としてあげられる。以下では本問題の特性についてやや詳しく述べる。

まず、最適割引座席数に影響を与える要因には次のものがある (しかし、これらだけとは限らない)。

- 1) 出発までの日数
- 2) 競合 (競合の有無, 料金, 出発時間, サービス, ...)
- 3) 地域間あるいは都市間の市場の性格 (たとえば, ビジネス路線か観光路線か)
- 4) 出発時間 (時刻, 曜日, 季節, 季節休暇, ...)

5) 過去の予約パターン

6) 現状の予約状況（全体としてクラスごと、あるいは料金ごとの状況）

つぎに、これらの要因を考慮して最適化する各航空会社の割引座席管理専門家のアプローチの方法は、当然のことながら、それぞれ異なっている。つまり、航空会社が変わればその方法が異なるだけでなく、同じ会社内でも専門家によって異なる。さらに、アプローチの方法は、新しい考え方の出現および経験の積み重ねとともに変化してゆく。これは各航空会社どうしてポーカー・ゲームをしているようなもので、一つの航空会社の社内でも首尾一貫した方法の採用をむずかしくしている。

そして、その背景としては、監視あるいは管理すべき項目がすでに多数あり、それらが増える傾向にあることがあげられる。ちょっと大きな航空会社では1日当たり1,500便くらいの出発便がある。もし出発日以前の15日間について管理し、かつ各便ごとに二つの割引クラスを管理するとなると、いくつ割引座席を用意すべきかという判断を毎日約45,000回下さなければならない。一つ一つの判断が、複雑になりつつあることと、専門家の数が限られていることから事態は一層悪くなっている。

また、これらの判断は、数多くの便を扱って始めて意味がある。毎日、1,500の出発便ごとに1ドル余計に収益があると、年間500,000ドル以上になる。一つの便ごとに高い料金クラスの客1人あるいは任意旅行客が1人加えられれば、数100万ドルの収益増になる。このため、いくつかの航空会社では200人以上がこの分野に携わっている。

さて、なぜSEATSは、エキスパート・システムにふさわしい問題なのか。答えは問題の性質と解の価値にある。つまり、この分野は複雑で、すでに述べたようにたくさんの要因および要因間の関連があり、簡単な解析の手続きで答えを見つけることがむずかしい。また、要求を示すことがむずかしい。現在の専門知識が、未熟なあるいは変化する段階にあるため、事態は一層複雑になっている。解はこの分野への理解度および専門家知識の進展を追従できなければならない。現在のエキスパート・システム技術は、変化に対応できる柔軟さ（素早いプロトタイピング）と複雑な知識を表現できる構造を備えている。この分野の問題を包括的に取り扱うことはできそうにもないが、既知の部分的問題の解決に必要な知識は、KEEで表現できると考えた。以上をまとめると図2のようなになる。

本分野は的確な判断に負うところが大きいですが、判断件数が多大なこと、適切な専門家の

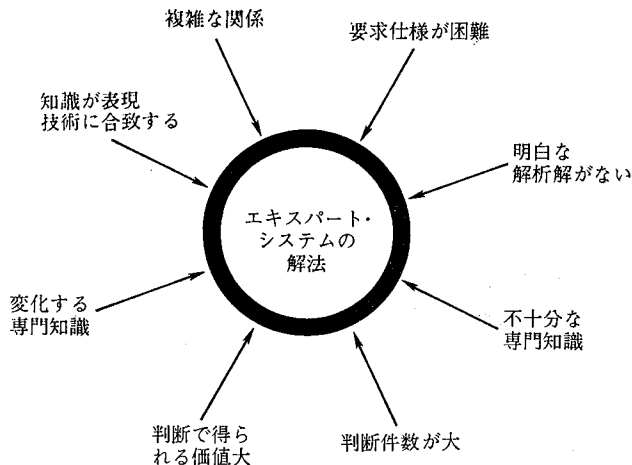


図2 エキスパート・システムの必要性

Fig. 2 Why an expert system

不足やコストが制約となっている。このため、本問題の解決にはエキスパート・システムだけでは不十分であり、従来のデータ処理システムによる解決も追求しなければならないといえよう。

4. 関係した人々

SEATS の開発には以下の 4 人が関係した。

- ・ P. Houghton (Northwest 航空)
- ・ R. Carhart (IntelliCorp 社)
- ・ D. Scott (Sperry 社)
- ・ R. Wilson (Sperry 社)

Houghton は、この分野の専門家である。彼は、専門知識のほか、やる気と技術をそなえた最適の共同作業員で、Northwest 航空の料金設定部長（現在は航空企画部長）として、料金設定と料金ごとの売約済座席数に関心があった。技術の可能性にも興味を示すとともに収益を増加させるためにプロジェクトの成功を望んでいた。すでに問題を分析しており、要因・関係・規則を明確に表現できた。そして、プロジェクトの進展に伴い、分析をより精密化し、必要な参考資料や分析データを提供した。しかし、他業務の都合上、彼は週 1 回、それも多くて 2 日しかプロジェクトに参加できなかった。こういった事情は、会社で中心的な専門家についてはよくあることだろう。

Carhart は、知識工学の専門家で、IntelliCorp 社の上級サイエンティストであり、インターン教育の指導責任者であった。エキスパート・システムと LISP に豊富な経験をもつ彼の辛抱強い教育のおかげで、われわれは楽しく学ぶことができた。また、KEE を使ったエキスパート・システムと Sperry 社 MAPPER システム（データベース）とのインタフェース・ソフトウェアの実験的な開発をも担当した。SEATS はこのインタフェース・ソフトウェアのテストとしても使われた。

Scott は、Sperry 社の知識システム・センタ (Knowledge System Center) のスタッフである。知識システム・センタは、エキスパート・システム技術の応用を Sperry 社内に普及させる役割をもった組織である。計画では、彼はインターンとして訓練される予定であったが、1 週間の教育後別の仕事に専念せざるをえなくなった。しかし、引続きプロジェクトに参加し続けると共に、いくつかの議論にも参加した。

Wilson は、当初 Sperry 航空システム開発支援センタを代表してオブザーバとしてプロジェクトに参加する予定であった。なお、Sperry 航空システム開発支援センタは航空分野のアプリケーション・システムの開発と保守を行っている。航空アプリケーション・システムに関する 15 年以上にも及ぶ彼の経験は、SEATS の問題点をいち早く理解するのに非常に役立った。第 2 週目から Scott に代わって知識工学インターンとして訓練されることになり、KEE と LISP の教育がインターン期間中に行われた。

これ以降、Houghton は専門家、Carhart と Wilson は開発者あるいは知識工学者と呼ぶことにする。

5. SEATS の開発

以下では、SEATS の開発のプロセスを順を追って説明する。

5.1 第 1 週

第 1 週の最初の 2 日間は専門家の知識の引出しを行った。知識工学者達は徐々に分野に

精通していった。これはどの知識獲得プロセスでも通らなければならない第一ステップである。この2日間に幅広く座席管理に関する問題を専門家に尋ね分析をした。いくつかの知識の構造化も試みてみた。しかし、このやり方は最善ではなかった。専門家にとっては、むやみに時間がかかる仕事であった。複雑な問題を純粋に分析的に解こうとすることは骨の折れることに違いない。もし専門家に時間的余裕があったならば、早い時期にプロトタイプを作り、それを基に専門家と議論したほうが良かったであろう。

専門家から知識をうまく引き出す知識工学者の腕と問題分野についての知識工学者自身の専門知識はエキスパート・システム構築において非常に重要な役割を果たす。エキスパート・システム構築用ツールがすばやいプロトタイピングを支援することは確かであるが、だからといってツールが“専門家と共同作業する”という知識工学者の技量に取って換わることはできない。これらの技量は、どんなコンピュータ・アプリケーション・システム構築でも必要とされる技量の幅を広げたものである。問題分野の知識工学者自身の専門知識の必要性については、成功を取めたエキスパート・システムのいくつかがその分野の専門家によって作られたという事実から背ける (Carhart 自身は有機化学の学位をもっていて、彼の過去のエキスパート・システム開発は専ら有機化学の分野で行われた)。確かに、SEATS 開発の経験からいうと、専門知識の取得は避けることができない。もっとも、そのためには開発者は、頻りに専門家と議論しなければならない。私自身、航空ビジネスについての経験があったため速やかに知識を得ることができた。

第1週の残りは、KEE の勉強と、問題にどのようにアプローチするかの議論とに費やした。主に市場と航空便に関する二、三の事実を選んで、KEE でどのように表現できるかを試した (プロトタイプ作成を始めた訳ではなく、KEE の勉強のために行った)。

5.2 第2週と第3週

第2週目の始めの3日間で (専門家を混えず) 最初のプロトタイプを作った。これは経験を積みながら徐々に改良していこうとするアプローチであった。意思決定に重要と思われる知識が選択され、集められた知識は、それがどう使われるかということ余り考えず、自然に見えるような形式で表現された。これはエキスパート・システム技術のもつ強力な柔軟性の一部である。従来のデータベース・アプリケーションの経験がある者にとっては、どう展開していくかわからずにシステムを開発し始めることは新しい経験だった。ややもすると、もっと分析的アプローチでやろうと思うこともあった。

この3日間は、最初のプロトタイプを作る傍ら、KEE と LISP の教育が行われた。知識工学インターンは、専門の知識工学者の注意深い監督の下に、SEATS のプロトタイプを作ろうとしていた。プロトタイプ作りで出てきた KEE と LISP の質問点は黒板を使って議論した。専門の知識工学者は、複雑な LISP 関数が必要な時のみわれわれの肩代りをした。

この初期プロトタイプは、構造化された事実、事実に関する知識を操作・適用する LISP 関数、専門家のいくつかの判断ルールから成っていた。このシステムは、それがあがり成長し続けるように思えた。作成中のプロトタイプで問題の新しい側面がはっきりする度に知識表現が修正された。これが、KEE の説明書に述べてあるすばやいプロトタイプ作りである。

第2週の最後の2日間は、専門家が参加した。専門家は、もっと深く議論するために実際に起きているケースの説明を求められた。その結果、彼は二つの対照的な市場の例、つまり Minneapolis—Los Angeles, Minneapolis—New York を思いついた。この例は、ほぼ

1 週間分の便をカバーしており、出発の曜日と時間で座席の販売状況がどのように変わるかを明らかにするものであった。判断に必要なデータは、過去および現在の予約状況、現在の割引座席数と、競合他社の残り座席数であった。専門家はいろいろな状況で、提供する割引座席数をいくらにするか判断し、これらの判断の根拠を説明してくれた。開発担当者は、これらの実例に基づいて、もし何々ならばどうなるか (what-if) という質問を行った。仮定のケースも、もちろん有効だった。この 2 日はほんとうに爽りのある日々だった。いくつかのルールが追加され、あるいは精密化された。知識工学者は専門知識を増していった。議論はより深くなり、問題により良く焦点が合わせられるようになった。

第 2 週最後の 2 日間で、われわれは専門家と共にこのプロトタイプのエクスパート・システムのレビューを行った。SEATS の機能はまだ単純だったが、有意義な議論が巻き起こり、SEATS をさらに改良するためのアイデアが提供された。プロトタイプ開発と専門家によるレビューの繰り返しパターンが開始された。

この第 2 週の作業で、SEATS 開発の方向がよりはっきりしてきた。エキスパート・システムの果たすべき役割モデル (規範) が明らかになった。エキスパート・システムは Sperry の航空収益増加システム (Airline Revenue Enhancement, ARE) からの例外ケースを処理し、割引座席数の増減を提案することになった。ARE は Sperry の MAPPER アプリケーションで航空便の予約パターンを分析し、注視すべき点を指摘するシステムである。SEATS 自身で重要な点は専門家のルールであった。ARE から渡されないデータは、知識ベースで事実として蓄えられた。この結果、システムの範囲は狭まり、構造化の問題がいくつか解決した。また、判断すべきケースのデータは MAPPER システムから送られてくるため、SEATS は KEE と MAPPER システムのインタフェースの調査・実験に使われることになった。

当初からわれわれはインターン期間の最後には、何か動くシステムをもちたいと思っていた。このため、SEATS は開発の始めから IJCAI '85 でのデモ候補の一つだった。第 2 週の始めには IJCAI '85 に間に合うとは思えなかったが、この週の進展の結果、望みがでてきた。

第 2 週目は、ほとんど理想的だった。非常に成果が上がり苦勞の甲斐があった。専門家との対話で得られたアイデアや気付いたことを見直し、まとめるためにもう 1 日あれば良かったが、残りの第 3、4 週では専門家は水曜日と木曜日あるいはどちらか 1 日参加する予定になっていた。このため、専門家との対話後少なくとも 1 日あり、対話で得られたことを消化できそうであった。

インターン期間の第 2 週から第 3 週までの間の 6 週間に、KEE と MAPPER システムのインタフェース開発の多くの作業が行われた。このシステムは、それ自身エキスパート・システムで KEEMAP と名付けられた。この期間での目標の一つは、次に SEATS を検討する時に、このインタフェースを使えるようにすることであった。そこで、ARE の航空便データをアクセスするための KEEMAP インタフェースが SEATS に付け加えられた。

第 3 週の最後の 2 日は、第 2 週での議論に基づき SEATS の改良と MAPPER システムとのインタフェースの試験に費やされた。第 2 週に専門家があげた例を MAPPER システムに投入し、SEATS から KEEMAP インタフェースを経由してそれを読み込んだ。

この週の水曜日と木曜日に、プロトタイプのレビューと議論が、専門家を混えて行われた。MAPPER システムに投入された実例を一つずつ処理し、専門家にレビューして貰っ

た。実例を見ながらのレビューは、第2週での架空の例を使った議論より強力だった。専門家は、彼のルールを実例に適用して得られた結果を説明しなければならなかった。一般に仮定の例に基づいた議論は、ややもすると理論的になりがちだが、一方実例についての議論はまともに欠けるおそれがある。

専門家と話し合った結果、ルールと要因は市場ごとに違うことが判明した。何とか物になるプロトタイプを開発したいため、一つの市場だけに焦点を絞ることに決めた。この結果、市場ごとの差異は、新しい、より一般的な知識が得られた後に追加できると考えた。そして、専門家は、検討すべき良い路線として Boston から Detroit への便を選んだ。この路線はビジネス客が多く、便数も多く、いくつかの興味ある競合があった。Northwest 航空の ARE システムから Boston-Detroit 便の生のデータを入手できるよう手配された (IntelliCorp 側の手で入力しなくても済むように、テープで用意された)。このデータは、次の SEATS プロトタイプのレビューで使われることになった。

第3週の最後の日、専門家からのフィードバックを消化し、まとめることに費やされた。そして改良もいくつかなされた。

5.3 第 4 週

第4週つまり最後の週での作業パターンは基本的に第3週と同じだった。最初の3日間は、SEATS のプロトタイプ開発を行い、Northwest 航空 ARE システムから全データを入力した (このデータのいくつかの項目は以前にシステムに入っていた Sperry 社の ARE デモ・データと異なっていた)。

木曜日に専門家による最後のレビューが行われた。そこでは、一つずつ実例が表示された。まず、最初に専門家が判断し、次に SEATS が判断した。このやり方は、SEATS の判断に単にコメントして終わりといったことを避けるに有効であり、客観的な評価に役立った。充実してきたプロトタイプによる実例の処理は、専門家から多数の役立つコメントを引き出した。また、レビュー中に、一つの面白い現象が目をついた。つまり、最初 SEATS の判断結果に同意しなかった専門家が、よく考えた結果 SEATS に同意したとい

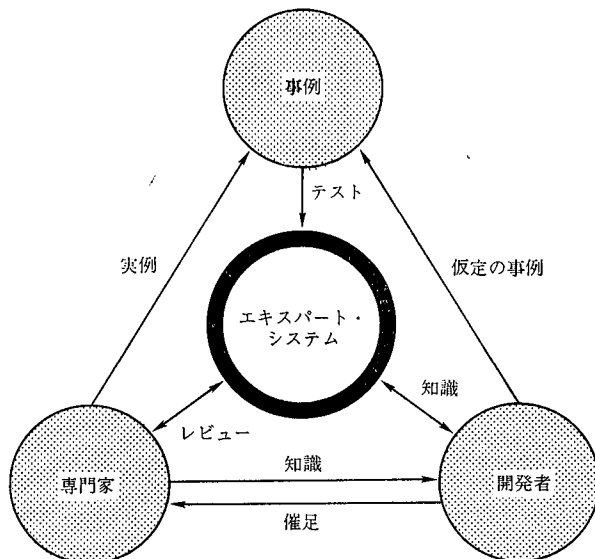


図 3 知識獲得

Fig. 3 Knowledge acquisition

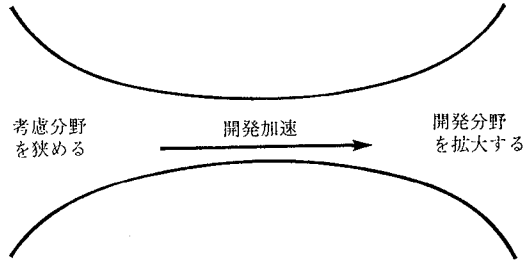


図 4 開発のベンチュリー効果
Fig. 4 Venturi of development

うことがときどきあった。SEATS は先達との論争に勝つようになりつつあった。専門家は、SEATS が彼の意思決定と一致することに満足した。

インターン期間の最後の日、SEATS の最終調整と、IJCAI '85 のデモの準備について話し合った。

図 3 に SEATS 開発での知識獲得のプロセスを示す。図 4 は、より狭く、具体的な専門知識に焦点を絞ることによって経験した“加速度と運動量”を示している。

6. SEATS の概要

SEATS の現状はどうであろうか。以下に、SEATS の機能と知識ベースについて述べる。

SEATS は、蓄えられた知識を特定の便の割引クラスに適用して、割引座席数を増加、減少あるいは現状維持するかどうかを決定する (図 5)。座席数の増加あるいは減少という結論を指示するような要因が弱まりつつあるときには、SEATS は“増減をほどほどに”という結論を出す。SEATS は曖昧な状況にも対処でき、そのような場合、割引座席の増

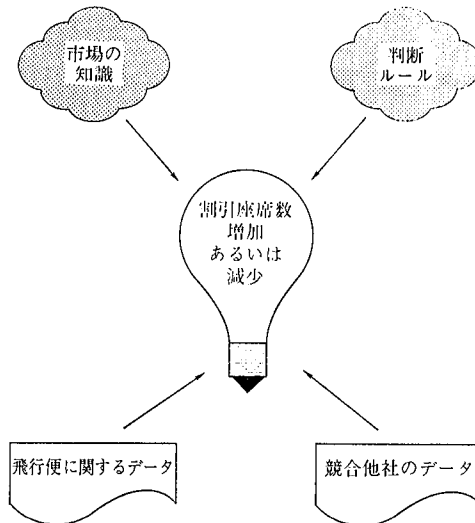


図 5 SEATS エキスパート・システム
Fig. 5 The SEATS expert system

加および減少の二つの結論を出す。現在のところ増加や減少の数量は決めていない。

このほか、SEATS の重要な機能として、どんな要因で結論づけたかを示すことが挙げられる。最終結論を導くのに使われた専門家のエンド・ルール*の簡単な説明が表示される(例“競合他社の座席がないから減らせ”)。このほか、主要な中間結論、たとえば“他社との競合が激しい”が表示される。これらの説明は専門家が SEATS の出した結論をレビューする時に必要である。SEATS の説明機能は、推論に使われたルールをグラフで表示するもの(システムによっては用意されている)より、専門家にわかりやすい。

6.1 SEATS の構造

SEATS は、専門家のルール、市場の知識、KEEMAP とのインタフェースとユーザーインタフェースからなっている。ルールは、“もし…ならば…である”(if-then)の形式で表される。現在、ほとんどのルールは、“増加”“減少”あるいは“ほどほどに”といった最終結論をもつエンド・ルールである。中間結論を出すルールは数個である(たとえば“競合他社の座席がある”という結論を導くルール)。

市場に関する知識には、乗客需要と競合がある。乗客需要は市場(たとえば Boston から Detroit への便)ごとに、程度(高い、中程度、少ない)、種別(任意旅行対強制旅行)、および時間的要因(時間、曜日、季節)で特徴づけられる。競合は、便ごとに“強い”、“同じ程度”、“弱い”で特徴づけられる。KEEMAP とのインタフェースは、各データ項目および問合せ方法に関する情報からなる。データ項目に関する情報には、レコード(つまりデータ行)内でのそのデータ項目の位置がある。問合せ方法に関する情報には、MAPPER システム内のどのレポート(ファイル)のどのデータ行(レコード)をアクセスするかが入っている。MAPPER システムから取り出すデータは、便番号、出発空港、行き先、出発日、出発時間、収容乗客数、全予約数、割引クラスの予約数、追加された割引座席数および便全体と割引クラスに対する過去の予約状況データである。図6に KEEMAP インタフェースと他システムとの関連を示す。

ユーザーインタフェースは、情報の表示およびシステム制御のためのグラフィック・イメ

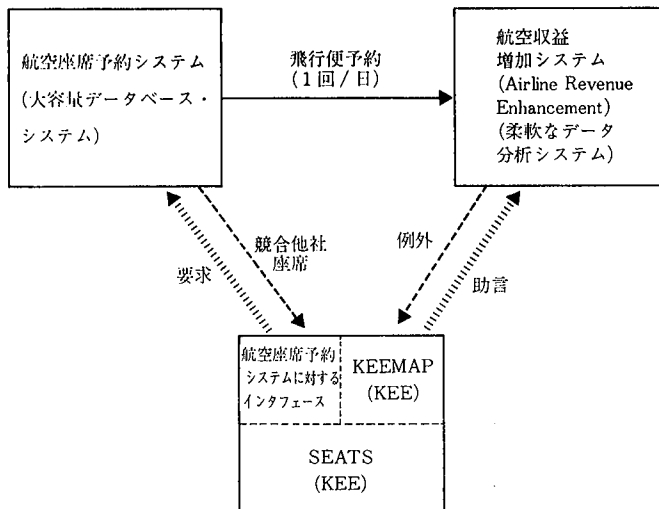


図 6 他システムとの接続

Fig. 6 Connecting to other systems

* エンド・ルールとは、専門家の最終的な判定を決定するもので、適用されるルールの木の末端に位置するものをいう。

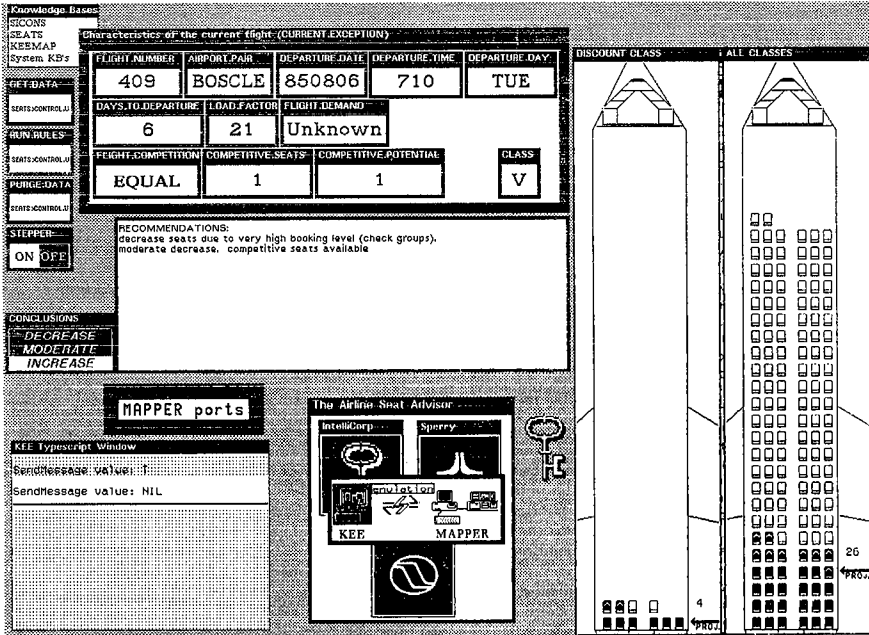


図 7 IJCAI '85 のために追加されたグラフィックス・インタフェース

Fig. 7 The graphic interface added to IJCAI '85

ージを含む。表示される項目には、処理中の事例データ、結論、それが導かれた背後要因がある。次の処理事例の取出し、専門家ルール適用（推論）指示、競合他社の料金および割引座席の有無の入力は、制御イメージをマウスで指示することによって行う。

このほか、IJCAI '85 出展のため、便全体および割引クラスに関する各種データ表示用に飛行機の胴体図が二つ追加された（図7）。この図では、推論に適用されたルールの名称およびそのルールで使われた要因が動的に表示される。MAPPER とのインタフェースは LISP マシンの絵のいろいろな部分を暗色で表示することによって表し、PC（パーソナル・コンピュータ）と MAPPER マシンで間合せがどう処理されているかを表している。

6.2 SEATS の知識ベース

上述のルールや市場に関する知識等はすべて KEE のユニットで表現されている。ユニットは、互いに クラス → サブクラス → メンバ の階層構造で関係づけられる。事実あるいは手続きに関する知識は別々のユニット、あるいは同一のユニットに適切に組織化できる。それぞれのユニットはスロットと呼ばれる属性をもつ。スロットには、事実、メソッド (LISP の手続き) あるいはルールが書かれる。ユニットとスロットには、KEE が自動的に作るものと開発者が作るものがある。すべてのユニットとスロットを修正できる。関連したユニットの集り（たとえば SEATS の全ユニット）を知識ベースという。

インターン・プロジェクト終了時での SEATS の大きさをユニット数で以下に示す (IJCAI 用のグラフィックスは含まれない)。

- ルール 27 ユニット (25 ルール)
- マーケット知識 38 ユニット
- KEEMAP インタフェース 38 ユニット (34 データ項目)
- 使用者インタフェース 32 ユニット (27 イメージ)

いくつかの LISP プログラムが作成されたが、それらは、ルールの起動、次に処理すべき事例の読出し、曜日計算、出発までの日数計算、市場に関する知識を処理対象の事例に適用すること等さまざまな機能を果たすものであった。

7. 知識表現

知識工学の核心は知識表現である。ある知識をうまく、使いやすくあるいは適切に表現するにはどうしたら良いか。いくつか考えられる方法は、ルール、手続き、事実、関係づけ、そしてグラフィックスである。これらの表現方法には、それぞれ長所と短所がある。ルールは柔軟性があり、手続き (LISP 関数) は実行が速く、構造化された事実は手早く作り上げることができる。

SEATS ではこれらの表現方法をすべて使っている。最初の選択は、どの方法が自然か (たとえば、専門家のエンド・ルール) あるいは適切か (たとえば、競合便を事実として表現する) の観点から行った。SEATS の開発が進むにつれ、知識ベースの内容も形式も徐々に変わっていった。

たとえば、柔軟さが重要な場合は、できる限りルールで表現した。しかし、場合によっては、この選択は不適切であることがあった。ある便の競合相手は、競合に関する知識を用いるルールで求めていたが、推論時、これらのルールが度々調べられることがわかった。そこで、これらのルールは LISP プログラムで置き換えられた。この結果、ルールの適用に要する時間が大幅に減った。

一般に初期のエンド・ルールの構造は“平ら”で、個別的だった。構造が“平ら”という意味は、ルールが他のルールの結論を参照せず、事実を参照していることを示す。これは、専門家から得られた知識がそのような直接的なルールだったことと、初期段階では一部の知識ベースしか作れなかったからである。開発が進むにつれ、ルールはより一般的にそして構造が深くなった。一つの例が競合他社の座席の有無に関するルールである。最初、このエンド・ルールは一つの事実を参照していた。一つ以上の要因から割引座席の有無を推論するルールが追加されたとき、このエンド・ルールは一般的な結論 (中間結論) を参照するように修正された。

また、将来のルールの進化について述べると、ルールはルール・クラスをもつように変更されるだろうことがいえる。現在、すべてのルールが判定の対象になっているが、これはルールがどのように適用されるかを評価するとき便利なためである。エキスパート・システムが十分成育したとき、ルールがクラス分けされ、それぞれ別々の推論に使うことができるようになるだろう。クラス分けされたルールはより管理しやすく、実行速度向上をもたらす。一つ一つのルールは、より狭い問題領域に限ることによって、より単純化される。

また、SEATS で取り扱う事実の多くは静的でないことも特筆すべきである。それらは、ルール、手続き、データベース・システムへのインタフェースを組み合わせることによって与えられる。一つの良い例は競合他社の座席の有無に関する知識である。この知識は、オンライン座席予約システム内のデータを入力しルールと手続きを用いて得られる。これは専門家同様に、エキスパート・システムも、また、いろいろなデータベースをアクセスする必要があることを示す一つの例である。エキスパート・システム内で正確なデータを保守・維持することは費用がかかるし、エキスパート・システムの環境は大量データ処理向きには作られていない。

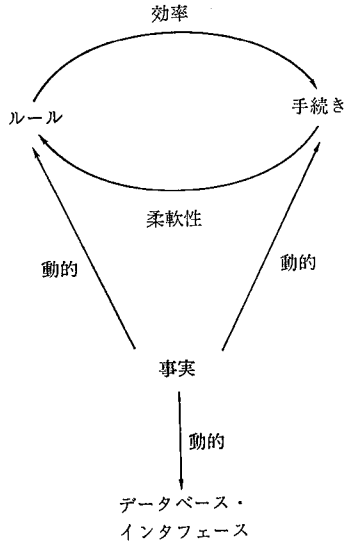


図 8 知識表現の変遷

Fig. 8 Knowledge representation evolution

周囲の状況を正確につかむことは費用がかかる。なお、SEATS とデータベース・システムの実現済みおよび将来実現可能性のあるインタフェースについては、前出の図6を参照されたい。

また、これまで述べてきた知識表現の変遷を要約すると図8のようになる。

このほか、SEATS 内のすべての知識が、現在使われている訳ではないことも指摘されるべきだろう。ある知識は、このシステムに関連があることがわかっているが、いまだにどう利用したら良いかわからない。別の知識は以前使われていたが、その後より良い形式に置き換えられた。しかし、使われていない知識をあまり早く捨てるべきではない。ひょっとして生き返るかも知れないし、あるいはそれが元になって別の発展があるかもしれない。

最後に、グラフィックスについて問題点を述べる。グラフィックスは適切に使えば非常に強力である。インターン期間の終わりでは、SEATS の使用者インタフェースは、専門家がレビューしやすいように考えられていたものの、情報はテキストあるいは数字で表示され、グラフィックスは使用されていなかった。専門家は主要な要因の相対的な強さをグラフィックスで表示しようとしたが、実現されなかった。上記のインタフェースと比較してみると、IJCAI '85 のために追加されたグラフィックス表現は、専門家でない一般観衆にとっては興味深いものとなった。ある航空会社で SEATS のデモを行ったとき、このグラフィックスを見た航空会社の人は座席数を得るため、座席のアイコン（絵）を数え出したくらいであった。

8. おわりに

SEATS 内のいくつかの知識は Northwest 航空の所有物である。競合他社のこの分野の方針を詳細に知ることができれば、競合上優位にたつことができよう。このことは主としてアプリケーションの性質により、従来のデータ処理システムでも同じことがありうる。しかしながら、エキスパート・システムの場合、その性質上、微妙な機密ともいべき専

門知識に触れることが多い。一つの解決策は、エキスパート・システム開発を社内だけで行うことである。組織の違いはいろいろあるだろうが、このやり方は適切かも知れない。しかし、開発によって得られる有用なものの共有は失われる。別のアプローチは分野固有のエキスパート・システム・シェルを開発することである。これらのシェルは多くの共通知識をもっていて、ある特定分野のエキスパート・システム開発に拍車をかけるだろう。SEATS の場合、主要な関心事はルールで使われる閾値であった（たとえば、ルールが使われるようになる搭乗までの日数）。これらの値はパラメタ化されることによって、微妙な知識を隠すことができよう。そうすれば、別の使用者はエキスパート・システムを自分に合うように変えて使うことができるだろう。

SEATS は将来どうなるか。改良の方向はいろいろある。どうすべきかは、SEATS あるいはその後継システムがプロダクション・ランで果たす役割で決まってくる、次にあげるものが代表的なものといえよう。

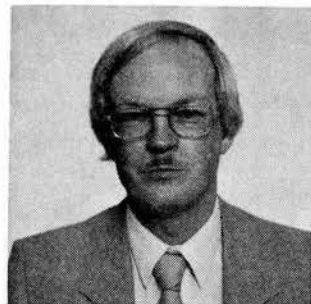
- ・処理したケースに助言を付けて ARE へ返す方式に変更
- ・座席予約システムでの座席制限の調整
- ・市場の監視
- ・専門家に対する助言者
- ・新しい専門家の訓練
- ・プロトタイプの改良による ARE への組み込み

しかし、これらの役割を果たすためには、使用者インタフェース、他システムとのインタフェース等いろいろな開発と共に、この分野の知識の獲得が必要である。

SEATS 開発経験の結果、いくつかのことがわかった。つまり、ある特定の分野においてエキスパート・システム利用の可能性がわかっただけでなく、エキスパート・システム構築の良い経験が得られた。また、IntelliCorp 社の KEE のようなソフトウェア開発システムが生産性に寄与することが判明した。さらに、他のデータ処理システムを拡張するためにエキスパート・システムが非常に効果があることがわかった。このほか、今後数々の役割を果たすようになるであろうエキスパート・システムの将来を垣間見ることができた。

執筆者紹介 (Robert T. Wilson)

St. Paul の St. Thomas 大学にて数学を専攻。Minnesota 大学の経営大学院を卒業。1968年に Sperry 入社以来、航空業務アプリケーションの SE サービスに従事。現在、航空開発支援センターに所属し、次世代航空旅客サービス・システムを開発中。



論文 SCULPTOR における境界切削工具経路の計算方法

Cutter Path Calculation which is Adopted by SCULPTOR System for Intersections of Surfaces

酒 井 喜 嗣

要 約 曲面の境界に沿って切削するための工具経路を算出する機能を開発し、複合曲面加工用 NC ソフトウェア SCULPTOR に組み込んだ。曲面の境界に沿った切削工具経路を求めるということは、工具を球状のボールエンドミルとした場合、複合曲面間に球を転がしてできる球の中心軌路を求めることと同じ問題である。この問題は、工具と形状の干渉チェックをいかに安定した方法で行うかが鍵である。筆者は実際に同種の問題を別の場で経験したが、計算の安定性確保の観点から問題が残されたままの状態であった。不安定の原因としては、工具経路計算方法が複雑であるとか、解が確実に求まる保障のない収束演算を用いている、などがあげられる。今回の開発においては、過去の経験を踏まえて安定性確保を最優先した工具経路計算方法を採用した。その結果、安定性確保の面において、目的どおり、かなりの成果を上げることができた。本稿では、過去に経験した手法と対比しながら、今回採用した切削工具経路計算方法について紹介する。

Abstract To generate a cutter path of a ball end milling tool on a surface boundary is a problem that calculates the locus of a sphere which rolls along the intersections of surfaces.

The collision check by a reliable method is the core of this problem.

We have developed and are using the offset geometry method and the polyhedral approximation method so far.

But those method has a flaw in the computational stability, when applied for complex cases.

We have developed the wire frame approximation method in order to solve the computational stability problem, and have implemented it in SCULPTOR which is a NC software for machining the sculptured surfaces.

This method approaches the problem by introducing a wire frame approximation model calculated from an original geometric model.

The author reports a comparison of those methods as well as the algorithm of the wire frame approximation method.

1. はじめに

最近の多品種少量生産傾向、金型の複雑化、精密化などに伴い、いかに効率よく精度のよい金型を作成するかが製品生産に対するリードタイム短縮の重要なポイントになっている。この問題に対する強力な道具として CAD/CAM システムに対する期待が寄せられており、製造業界に広く普及しつつある。SCULPTOR は、CAM システムに属する複合曲面加工用 NC ソフトウェアである。

今回 SCULPTOR に対して曲面の境界に沿って加工する機能である境界切削機能を開発した。境界切削とは、形状モデルを構成するある曲面群と別の曲面群との間を切削することを意味し、これら複合曲面間に球を転がしてできる球の中心軌路を求める問題になる(図1)。

SCULPTOR などの NC ソフトウェアに対しては、利用者から常に安定性が強く要求

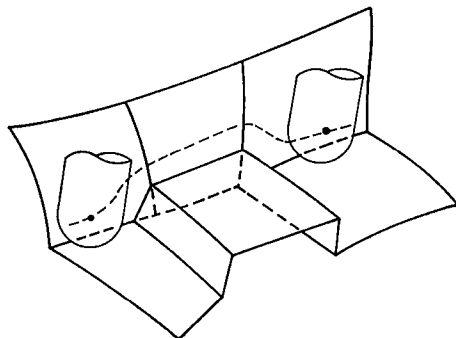


図 1 境界切削の意味

Fig. 1 The meaning of cutting along boundaries

されている。なぜならば、NC ソフトウェアの不具合による加工現場への NC データの供給の遅れが、直接加工現場の作業計画に多大な影響をおよぼすためである。そこで今回は、安定性を第一に考慮した切削経路計算のアルゴリズム（本稿で述べる方法）を採用した。一般にこの種の問題を解決するには、曲面のオフセット、曲面と曲面との相貫線、曲面への垂線の足などを利用する方法がしばしば考えられ、筆者も過去実際に経験したが、安定性確保の点で非常に苦労した。とくに図形処理演算で解が複数存在する場合、目的の解の一つを選び出す処理に苦労した。

筆者の知る限りでは、現在この種の問題に対する決定的なアルゴリズムは、確立されていないようである。本稿での方式では、形状モデルを直接曲面の表現式* で扱うことをやめ、いったんワイヤ・フレームで近似した（加工対象面をすべて線分で埋めつくす）モデルを作成し、そのモデルを用いて経路計算を行うことにした。これにより切削経路計算の段階では、線分だけを扱う単純なアルゴリズムになり安定化が図れた。本稿では、切削経路計算モデルの作成方法とそれを用いた切削経路計算方法を紹介する。

2. 過去に経験した方法

筆者が過去に同種の問題で経験した方法について、その概要と安定性確保の観点からの限界について述べる。

2.1 オフセット方式

オフセット方式では、以下の項目が入力として与えられる（図 2）。

- 1) 加工する境界を示す集合面 1 と集合面 2 (GA, GB とする)
- 2) 集合面 1 と集合面 2 に対する加工開始面 (A_1, B_1 とする)
- 3) 近傍点 P_N (加工開始点に対する近傍点)

このほか、以下の前提条件を設定した。

- 1) 集合面を構成する各曲面は、曲面の接続部分において接平面連続で滑らかにつながっている。
- 2) 曲面は、与えられた工具で全体が削れる。すなわち、工具半径分の面のオフセット**が可能である。

以上の外部仕様と前提条件から面をオフセットして相貫線を順次求め、連結してゆく方

* Coons のパラメトリック双 3 次式。

** 面を法線ベクトル方向に一定量移動させる操作。

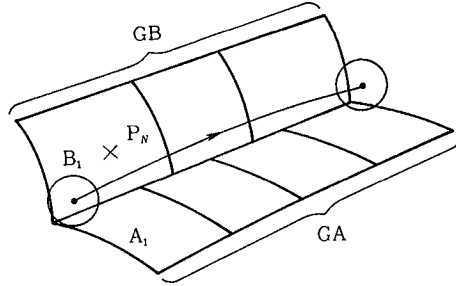


図 2 オフセット方式での入力情報

Fig. 2 Input information in an offset geometry style

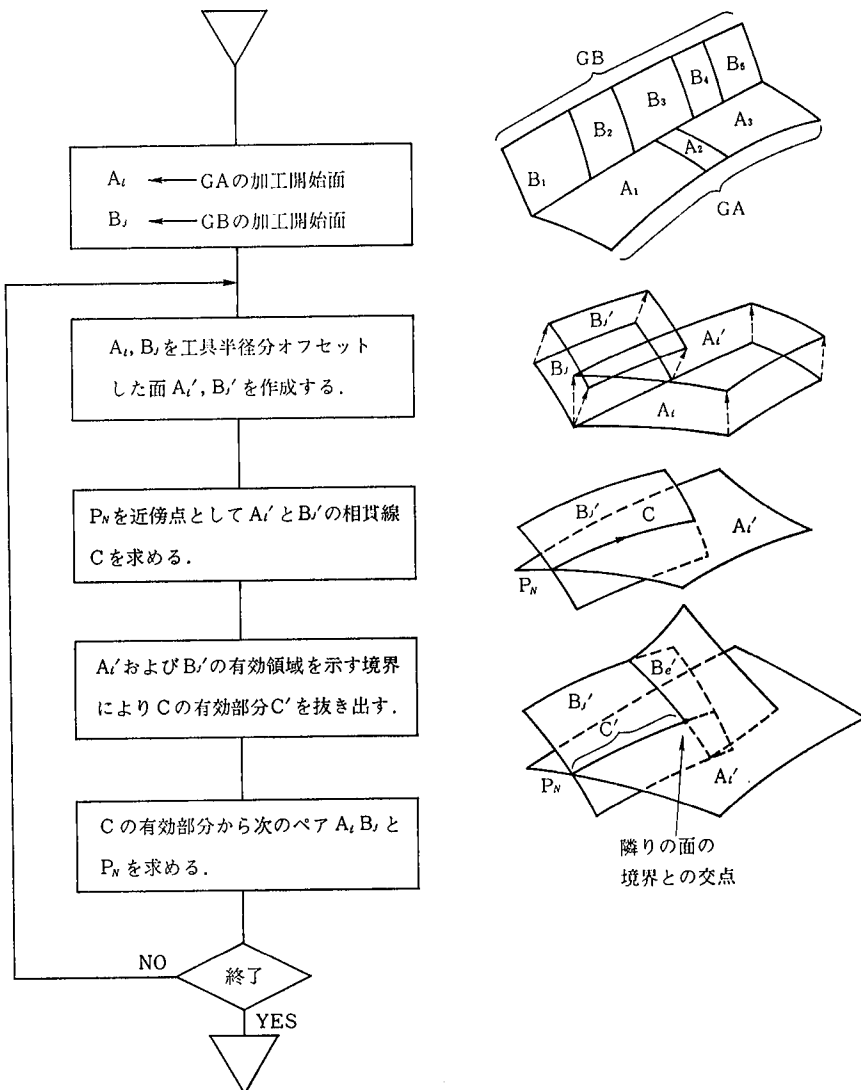


図 3 オフセット方式の処理概要

Fig. 3 Offset geometry algorithm

法を採用した。処理手順の概要を図3に示す。

オフセット方式は、曲面のオフセット、曲面と曲面との相貫線、曲線と曲線との交点計算が基本となっている。これらのルーチンは、日本ユニバックの図形演算パッケージ GEO-PACK を使用している。この方式による問題点および安定性を向上させるために苦労した点としては、以下の点があげられる。

- 1) 曲面のオフセットに関する問題……曲率変化の激しい曲面のオフセット面が、きれいにならなかったり、オフセットができない場合が発生した。相貫線が求まらない場合の原因は、ほとんどこの問題に起因している。
- 2) 相貫線計算に関する問題……開始面どおしについては、その指示として外部より近傍点を与えるが、それ以後はシステム内部で近傍点を求めており、この近傍点の位置を決定するのに苦労した。とくに相貫線が複数存在する場合、目的の一つを選択するために、近傍点を正確に求めるよう考慮した。

2.2 APT 方式

APT 方式は、代表的な NC ソフトウェアである APT で採用されている方式で、通常 ARELEM (Arithmetic Element) と呼ばれている部分の処理がこれに相当する。APT では、複合曲面間を一つのコマンドで切削することはできないが、単体面を組み合わせることで指示することにより、つまり使用者ががつぎつぎに乗り移る面を認識して指示し、かなり複雑な形状でも切削可能である (図4)。

APT 方式は、AMIND ループ、CENTER ループ、DELTA ループと呼ばれる三つの収束計算により組立てられている。AMIND ループは、ある点から曲面に対する垂線の足を求める。CENTER ループは、図5で示されているように2面間に接する工具の位置、あるいは3面間に接する工具の位置を求める。CENTER ループは、AMIND ループにより垂線の足を求めて工具を移動させながら面に接する位置を求める。

DELTA ループは、直前に求めた工具位置から切削方向にある適当な距離だけ離れた位置へ、工具を仮に移動させて、そこを初期値として CENTER ループにより工具位置を求め、CS 面 (Check Surface, 工具の移動を停止させるための面) までの切削経路を求める (図6)。APT は、ボールエンドミルのみならず種々の形状をもつ工具も対象としており、工具形状に依存しないアルゴリズムの必要性から、上記の三つのループにより構成されている。このため、工具と曲面の垂線の足を求めるルーチン (図7参照) が基本になっている。アルゴリズム自体は、任意形状の工具も扱え、プログラムの構造も単純化されて

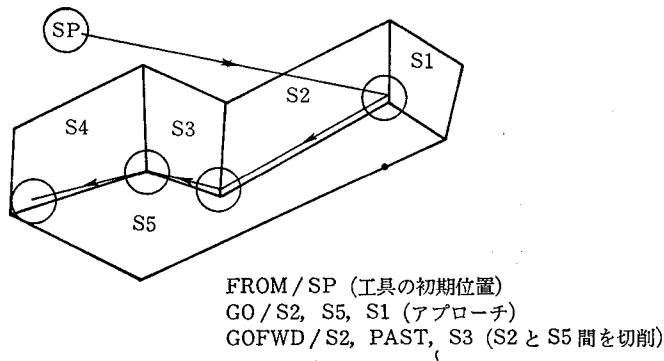


図4 APT による切削指示方法

Fig. 4 Cut instructions specified by APT

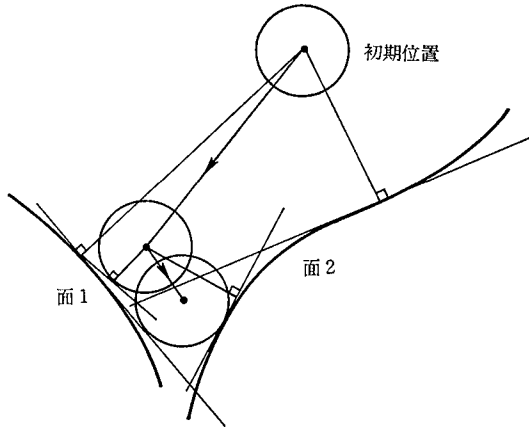


図 5 CENTER ループ
Fig. 5 CENTER loop

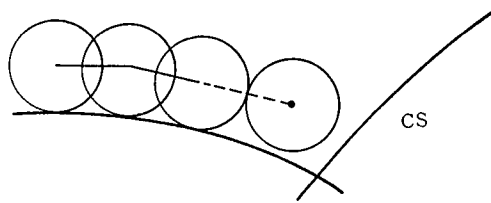


図 6 DELTA ループ
Fig. 6 DELTA loop

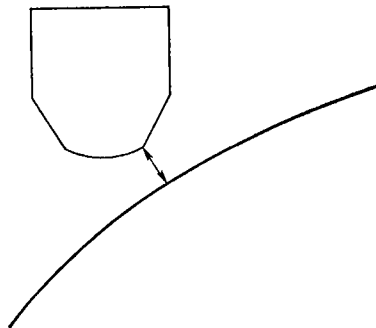


図 7 工具と面の垂線
Fig. 7 Perpendicular line between a cutter and a surface

いるが、安定性に非常に欠けている。なぜならば AMIND と CENTER ループで収束しないことがしばしば発生し、工具の初期値または切削方向を試行錯誤により決定せざるをえないことがある。

2.3 多面体近似による方法

形状モデル全体を多面体で近似した経路計算用モデルを作成し、そのモデルを用いて経路計算を行う。

- 1) 経路計算モデルの作成方法……曲面単位に有効領域内を多角形群で近似する。多面

体を構成する各多角形は，形状全体を平面上に投影した領域から決まる格子分割した地図の区画に登録される．各多角形は，その周りに存在する他の多角形と接続関係をもつ．すなわち辺隣りおよび頂点周りの多角形を認識できる構造になっている．多角形の接続関係は，後述の経路計算で多面体の断面計算で参照される．処理手順としては，まず曲面全体を直線近似した格子状の点列により三角形群を作成し，有効領域を示す曲面の境界が三角形群をどのように乗り移るか調べて，多角形および接続関係を創成する．最後に有効領域内にある多角形を認識して，それが通過する地図区画への登録処理を行う．

2) 経路計算アルゴリズム……経路計算は，前述の多面体モデルを対象として，次の二つの基本処理から組み立てられている．

- ① 多面体の断面計算
- ② 工具と多面体との干渉チェック

アルゴリズムの概要を図8に示す．

経路計算は，多角形と工具との干渉チェックを基本とした単純なアルゴリズムにより，

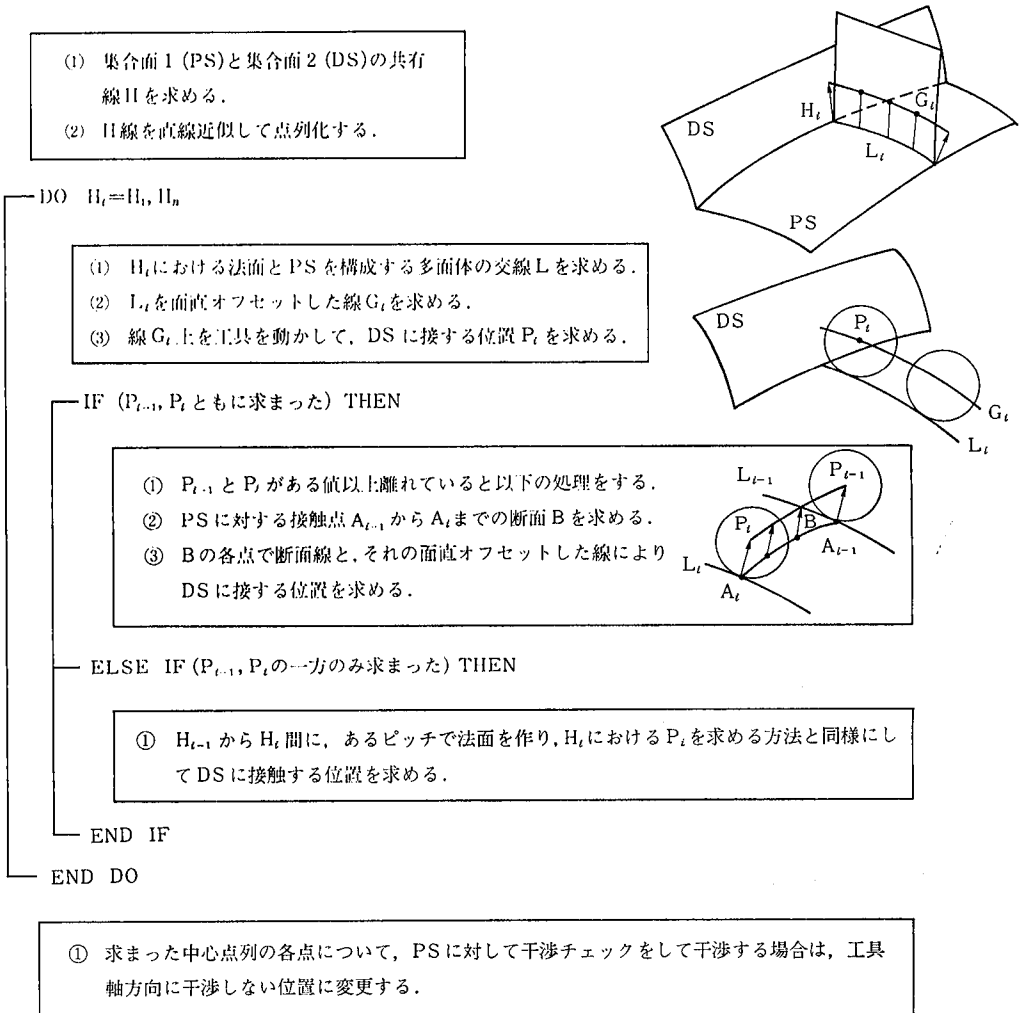


図8 多面体近似モデルでの経路計算アルゴリズム概要

Fig. 8 Cutter path calculation algorithm in a polyhedral approximation model

オフセット方式に比べて安定化が図れた。また形状モデルを多面体近似したモデルに変換することにより、ボールエンドミルのみならず、フラットエンドミル、創型工具に対する経路計算も容易に実現できた。この方式における問題点として以下のものがあげられる。

- 1) 多面体と平面の交線計算での問題……面積が許容誤差に近い三角形があり、交線計算の許容誤差の範囲の決定がむずかしい。
- 2) 精度上の問題……曲面を多面体で近似することにより、面法線ベクトルの変化が不連続になる。このため、面法線ベクトルの変化を考慮した、多面体近似法を検討する必要がある。

3. 今回採用した方法

SCULPTOR における形状モデルは、面-境界-頂点からなるデータ構造により表現されている。境界は面の有効範囲および面と面との接続関係を、頂点は境界と境界の接続関係を表している。図9に形状モデル例を示す。境界切削に対する入力情報としては、二つの集合面を与える。集合面は、形状モデルの部分集合である。以降与えられた集合面の一方をPS*, 他方をDS**, それ以外の面をCS*** と呼ぶ。境界切削の工具経路は、PSとDSの共有線を案内線としてPSとDSに接触しながら移動する球の中心軌跡として与えられる。途中でCSに干渉した場合、工具経路はCSに接触する状態で終了させる。図10に、ある形状(図のボス形状)を、PS, DS, CSのいずれかに指定した場合に作成される工具経路の違いを示す。本章では、まず従来の方法と今回採用した方法を比較した後で、今回採用した方法の詳細を紹介する。

3.1 従来の方法と今回採用した方法との比較

工具経路の計算が複雑になり、安定して解が得られにくい例として次のケースが知られている。これは、図11(a)のように断面が複雑に変化する形状に対し、球を転がした場合の軌跡を求めるケースである。この場合、図11(b)のように各断面付近で球の接触状態が複雑に変化してゆくため、断面①付近では、球の接触点は曲面内に存在するが、断面②~④の状態では、球の接触点は境界上に存在している。また、図12のように工具

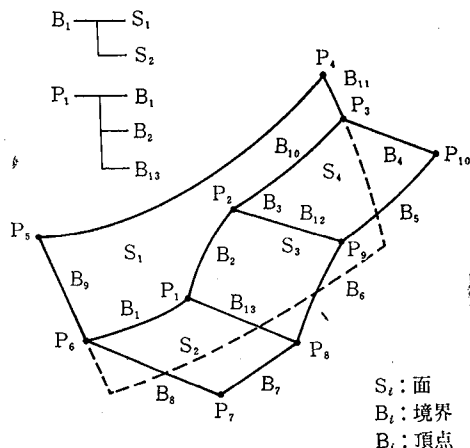
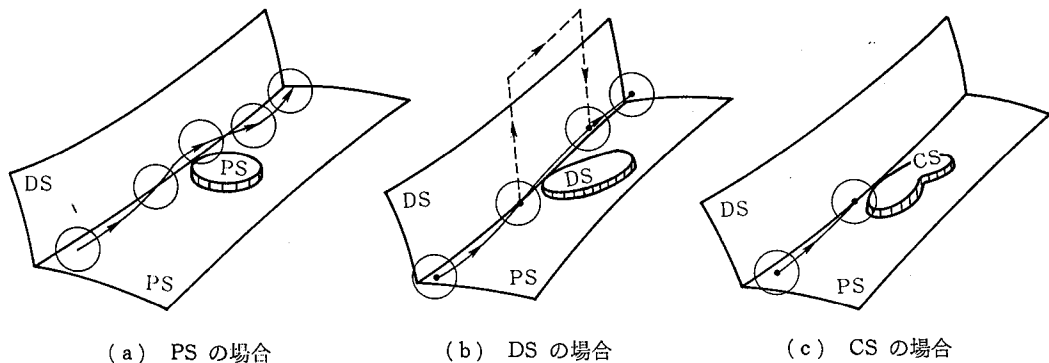


図9 形状モデル・データ構造例

Fig. 9 Structure of geometric model data

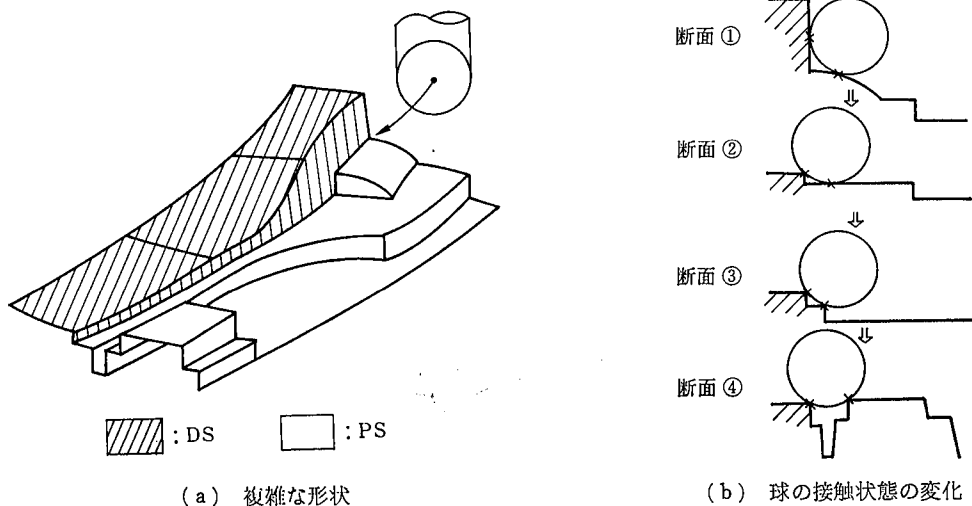
* 加工対象面 1, Part Surface.
 ** 加工対象面 2, Drive Surface.
 *** 工具移動を停止させる面, Check Surface.



(a) PS の場合 (b) DS の場合 (c) CS の場合

図 10 PS, DS, CS の違いによる工具経路

Fig. 10 Difference in cutter paths using a boss like shape as PS, DS, or CS



(a) 複雑な形状

(b) 球の接触状態の変化

図 11 複雑な軌跡の計算

Fig. 11 Intractable cutter path calculation

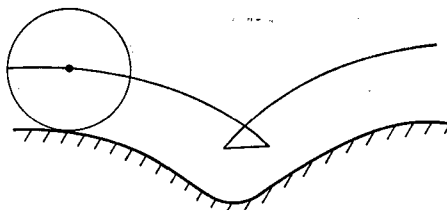


図 12 面がオフセットできない場合

Fig. 12 The case impossible to calculate an offset surface

半径以下の曲率半径の区間が、曲面内に存在している場合もある。これらの場合に対してオフセット方式と APT 方式では安定して解を求めることが困難であると考えられる。多面体近似による方法では、面の有効部分のみ多面体近似することにより、形状モデル全体が多面体の経路計算用モデルとして表現される。この方法の特長は、工具経路計図で、どの面と面が干渉するかなどといったことに関する考慮が不要になる点である。また、工具と形状の干渉計算は、平面を主体とする演算になり、工具経路計算の安定化が図れること

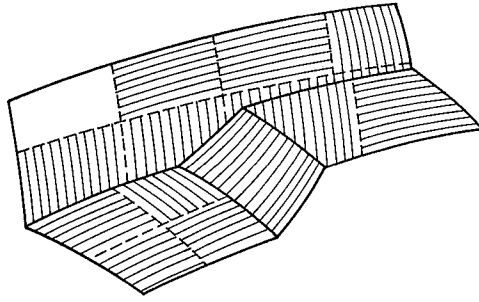


図 13 ワイヤ・フレーム近似モデル
Fig. 13 Wireframe approximation model

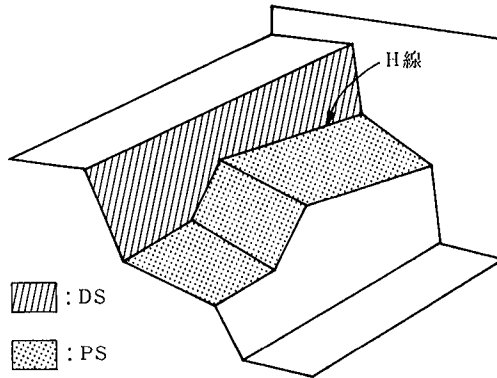


図 14 PS と DS の共有線 (H線)
Fig. 14 Shared line by PS and DS

も利点としてあげられる。今回採用した方法も、工具経路計算の安定化を重視しており、形状モデルから経路計算モデルを求めて、経路計算モデルを用いて工具経路計算を行うものである。ただし、経路計算モデルとしては、多面体の近似モデルと異なり、構成する曲面の有効部分を線分化したワイヤ・フレーム・モデルを用いている (図 13)。多面体近似モデルに比べて、モデル作成処理が単純になり、また近似による形状と元の形状との誤差が少なく、精度を保ちやすくなっている。工具経路計算は線分を主体とする演算で、任意の x, y の位置に対して球がワイヤ・フレーム・モデルに接する Z 値を求める処理の繰返しになる。

以降、経路計算モデルの作成法と経路計算方法について述べる。その際、形状モデルを構成する PS と DS の共有線を以後 H 線と呼ぶ (図 14)。

3.2 経路計算モデルの作成方法

経路計算モデルの作成手順は、以下のようになる。

- 1) H線からの格子地図の作成 (ステップ 1)
- 2) H線からの有効区画の決定 (ステップ 2)
- 3) PS 用区画データの作成 (ステップ 3)
- 4) DS と CS 用区画データの作成 (ステップ 4)
- 5) 区画データ・ファイルの作成 (ステップ 5)

次に各ステップの処理概要を述べる。説明の便宜上工具軸を Z 軸と仮定する。

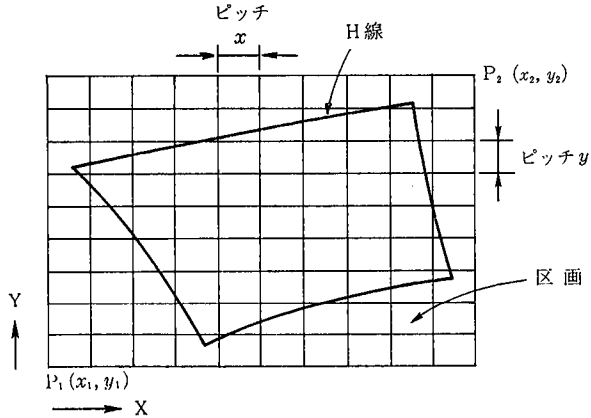


図 15 地図の作成

Fig. 15 Production of a map

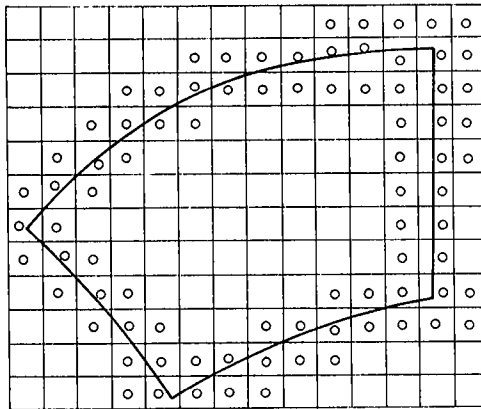


図 16 有効区画の決定

Fig. 16 Calculation of valid cells

- 1) ステップ 1: H線からの格子地図の作成……PS と DS の共有線 (H線) を求め、その x, y の最大値と最小値から格子地図の大きさを決める。格子地図の各区画の大きさは、初期値として工具半径と同じにする (図 15)。主記憶領域の制限から全区画数が 1000 を越えるときは、区画の大きさを変更する。任意の点が含まれる区画は、 xy 座標値から格子地図の左下隅の点とピッチから決まる。
- 2) ステップ 2: H線からの有効区画の決定……H線上に沿って工具を動かしたとき、工具は xy 平面上ではH線より工具径以上離れることはない。したがって、H線上にあるピッチで半径が工具径となる円を移動させたときに円と共通領域のある区画を有効区画とする (図 16)。
- 3) ステップ 3: PS 用区画データの作成……区画データは、その区画を通過する点列の情報を持ち、図 17 のような構造になっている。図形 id とは、その区画の領域と重なりをもつ面または境界の id を示す。P線 id とは、区画の領域と重なりをもつ面のあるパッチに対するパラメータ一定線および境界曲線を直線近似した点列の id を示す。範囲とは、P線の区画を通過する範囲 (点番号) をいう。

ステップ 3 の処理は、境界に対する処理と面に対する処理に大別される。境界に対する処理は、境界曲線を直線近似した P 線を求め、通過する区画に対して順次区画デ

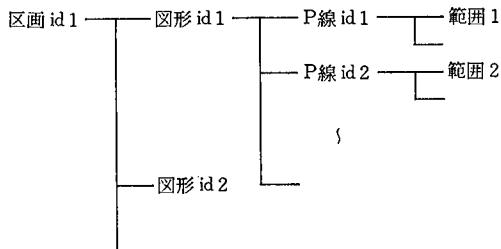


図 17 区画データ構造

Fig. 17 Sectional data structure

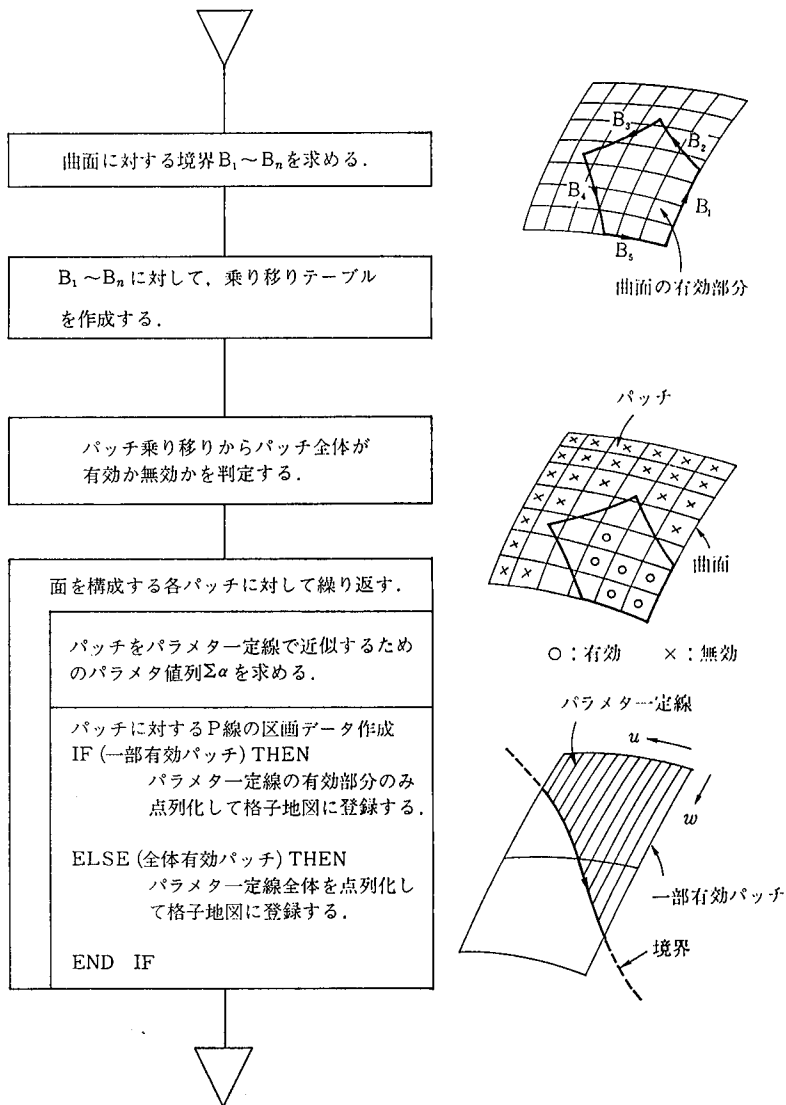


図 18 面のワイヤ・フレーム近似処理流れ

Fig. 18 Approximation algorithm of a surface by wire-frame model

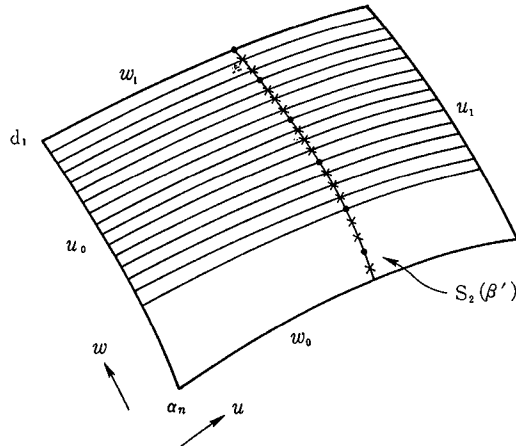


図 19 パラメタ列の求め方

Fig. 19 Calculation on a series of parameter

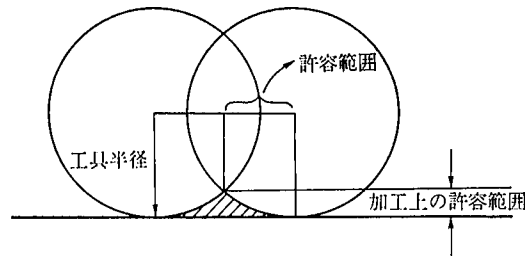


図 20 許容範囲の設定方法

Fig. 20 Calculation model of a tolerance

ータを作成してゆく。つぎに面に対する処理を述べる。まず処理に先立って面を含む xy 平面上の長方形と格子地図の有効区画との共通領域が存在するかを判定して、存在する場合のみモデル化処理を行う。図 18 に曲面に対する処理手順を示す。その中で工夫した項目について以下に簡単に述べる。

• $\Sigma \alpha$ を求める処理 (図 19)

パッチの縁をそれぞれ曲線として取り出して点列化する。(u_0, u_1, w_0, w_1) 4本のうち一番弧長の短いものを選択して u 方向、または w 方向のいずれのパラメタ一定線で近似するか決める。

u_0 または u_1 が最小 $\rightarrow u$ 方向で近似

w_0 または w_1 が最小 $\rightarrow w$ 方向で近似

近似する方向のパラメタ一定線を $S_1(\alpha)$ 、しない方向の一定線を $S_2(\beta)$ とする。 $S_2(\beta)$ の $\beta=0, 1/3, 1/2, 2/3, 1$ に対応する 5本のパラメタ一定線中弧長が最大のものを $S_2(\beta')$ とする。 $S_2(\beta')$ の点列よりパラメタ値列 $\Sigma \alpha$ を求める。その際、点間距離が許容範囲より大のときは、中間に許容範囲以内になるようにパラメタを追加する。許容範囲は、工具と加工上の許容誤差から決まる値で、図 20 に示される方法で設定する。

• パラメタ一定線と境界との交点計算 (図 21)

境界の各点列のパッチに対するパラメタ列 $\Sigma P_{u,w}$ を用いてパラメタ空間内で直線と線分との交点により求める。そのために 2 点間をパラメタ空間で直線で近似できるようにパラメタ列を決める。

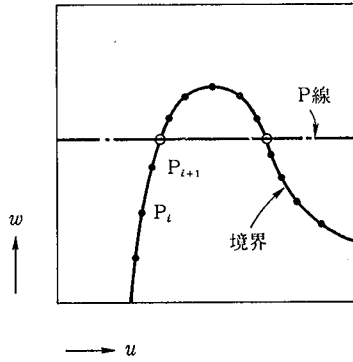


図 21 パラメータ定線と境界の交点

Fig. 21 Intersection of a constant parameter line and a boundary

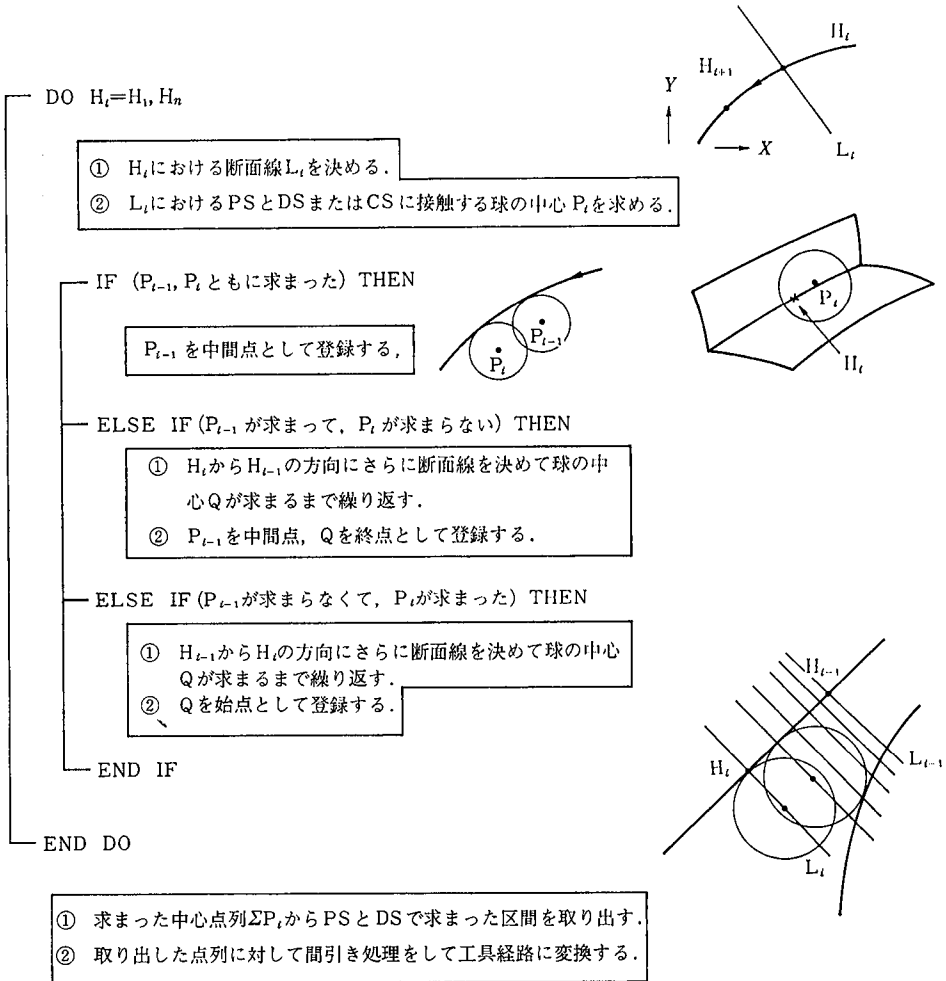


図 22 経路計算アルゴリズム概要

Fig. 22 Cutter path calculation algorithm

4) ステップ 4 : DS と CS 用区画データの作成……ステップ 3 とまったく同じ処理になるので説明を省略する。

5) ステップ 5 : 区画データ・ファイルの作成……経路計算の段階で経路計算モデルの検索効率を高めるためにステップ 4 まで作成された中間ファイル上のモデルから以下のファイルを作成する。

- P線ファイル: P線の点列データを含むファイル
- PS用区画ファイル: PSを構成する曲面と境界に対する区画データが区画単位に出力されたファイル
- DSとCS用区画ファイル: PS用と同形式でDSとCSを構成する曲面と境界に対するファイル

これらのファイルは、テスト・コマンドによりグラフィック・ディスプレイに表示できる。付図 1 に経路計算モデルの表示の例を示す。

3.3 経路計算方法

H線上の点を H_i としてアルゴリズムの概要を図 22 に示す。H線の点列は、図 20 で設定した“許容範囲×2”以下に点間距離がなるように作成されている。このアルゴリズムのポイントは、点 H_i におけるH線に対する断面線 L_i 上で PS と DS に接触する球の中心位置 P_i をいかに求めるかにある。以下に P_i の求め方について詳細を述べる。

L_i の端点を A, B とし, 工具中心を A から B に動かしたとすると, 途中接触点列が PS

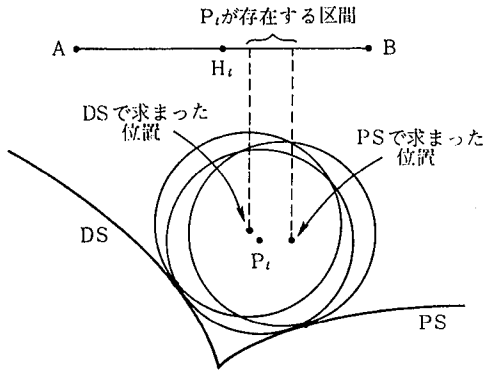


図 23 P_i の存在する区間

Fig. 23 Region where a spheric center is allowed to exist

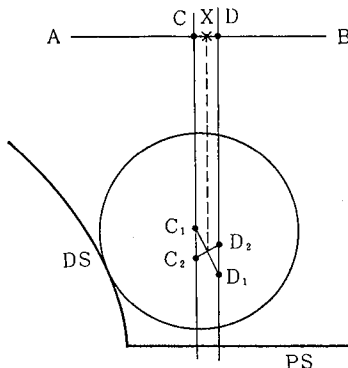


図 24 区間内の X 位置

Fig. 24 Calculation of the exact position of a spheric center

から DS へ、または DS から PS に変わった間に P_i が存在する (図 23). 実際の工具の進め方は、 H_i から両側に交互に移動させて接触点が変わった区間を求める。A から B に動かしても決まらない場合は、 P_i が存在しない、すなわち工具が入り込めない状態である。見つかった区間の端点をそれぞれ C、D とし、C、D において DS と PS に対する Z 値をそれぞれ C_1, C_2, D_1, D_2 とする。断面平面内で線分 C_1D_1 と C_2D_2 の交点により CD 区間上の点 X を求める。点 X において PS と DS に対して Z 値を求めて、その差が加工許容誤差内であれば P_i とする。接触点が面内にあるときは、交点の位置で P_i がほぼ求まる (図 24)。加工許容誤差以上離れている場合は、さらに CD 間を 2 分法により Z 値の差が加工許容誤差内になるまで繰り返す。ただし、例外のケースとして一方が垂直のときには収束しない。そこで C と D における Z の差が工具半径以上ある場合は、垂直面に近づける収束計算により P_i を求める。すなわち、どちらが垂直かを判定して、 xy 平面の距離が工具半径になる位置を CD 間を 2 分法で求める。 P_i を求める処理は、ある点 (x, y) に対する工具が形状に接触する Z 値を求める基本ルーチンから構成されている。つぎに、この基本ルーチンの処理手順を図 25 に示す。

4. 評価

処理速度および当初の目標とした安定性の面から今回採用した方法について評価する。

4.1 処理速度

表 1 に種々のモデルに対する処理時間を示す。また、各テスト・モデルに対する切削経路のハード・コピーを付図 2～5 に添付する。

処理速度について、他の同目的のシステムと同じモデルで比較することは困難であるが、筆者が経験した他のシステムと比べて余り劣っているとは思われない。なお効率面からの弱点として図 26 で示されているような簡単な形状モデルに対しては、PS と DS をオフセットして交線を求める処理に比べると、比較にならないほど時間がかかると推定さ

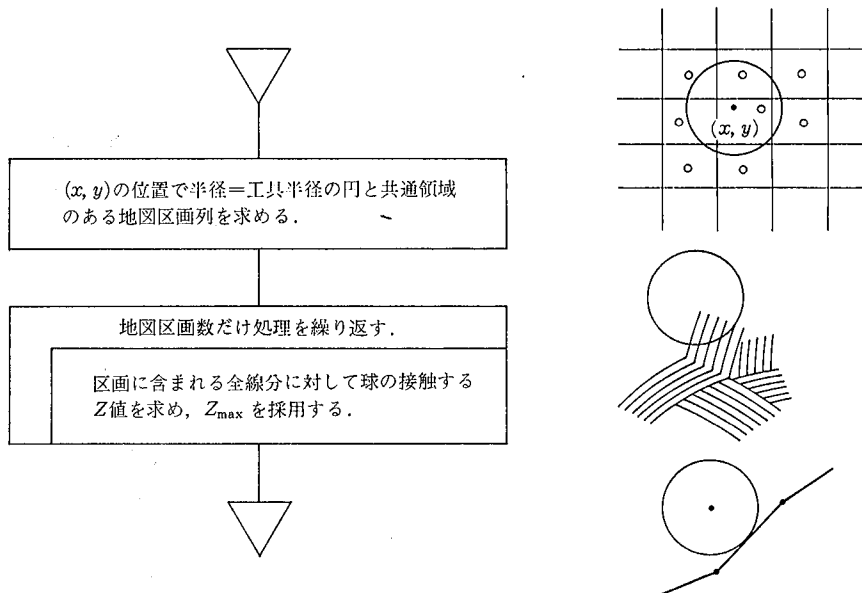


図 25 ある点における Z 値を求める処理

Fig. 25 Calculation of Z value at the (x, y)

表 1 処理速度

Table 1 Process time of test cases

(処理計算機: UNVIAC 1100/92)

	SUP(秒)	CPU(秒)	CL 点数	CPU/CL 点数	CL長(mm)	CPU/CL長
テスト 1	212	86	490	0.175	250	0.344
テスト 2	204	95	272	0.349	250	0.380
テスト 3	241	119	345	0.345	650	0.183
テスト 4	192	133	157	0.847	450	0.295

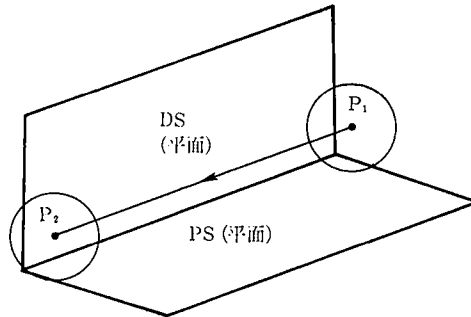


図 26 簡単な形状モデル

Fig. 26 Simple geometric model

れる。使用者は、なぜ時間がかかるかと疑問をもつと思われるが、残念なことに現アルゴリズムでは、工具の進む方向が簡単な形状なのか複雑な形状なのか認識する方法がない。認識する良い方法があれば処理速度向上の改善策に利用できるとと思われる。

4.2 安定性

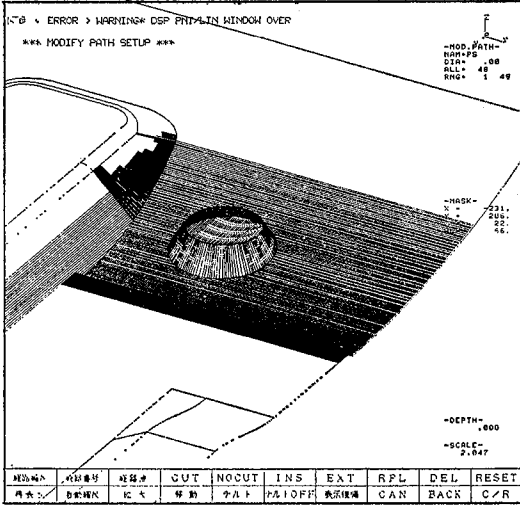
形状モデルを経路計算モデルに変換することにより、経路計算アルゴリズムは、単純になり十分安定性を確保できた。

5. 今後の課題

残された問題として効率改善がある。これは、今後中小型機にも SCULPTOR を提供する可能性があり、ある程度の効率改善を図ることが必要とされている。そして、中小型機でも短時間で工具経路が作成できることを目標にしている。

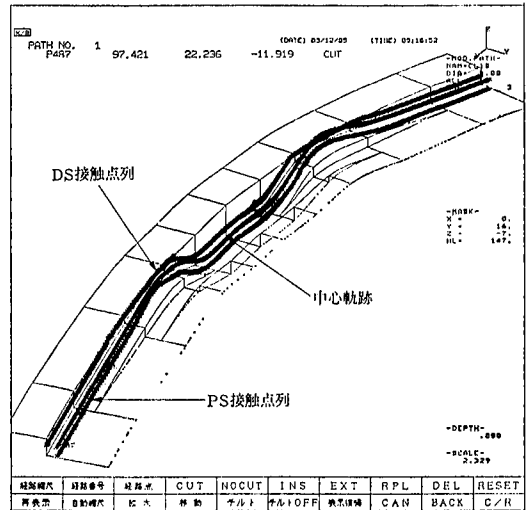
6. おわりに

評価の章で述べたように安定性は、ほぼ目的どおり達成できたが、今回採用した方法が最良の方法とは筆者もまだ思っていない。今後も手法的にも改良を続けなければならないと考えており、同様な問題に取り組んでいる方々からの御批判を仰ぎたい。最後にアルゴリズム検討段階で、助言していただいた CAM ソフトウェア開発課の方々に感謝する次第である。

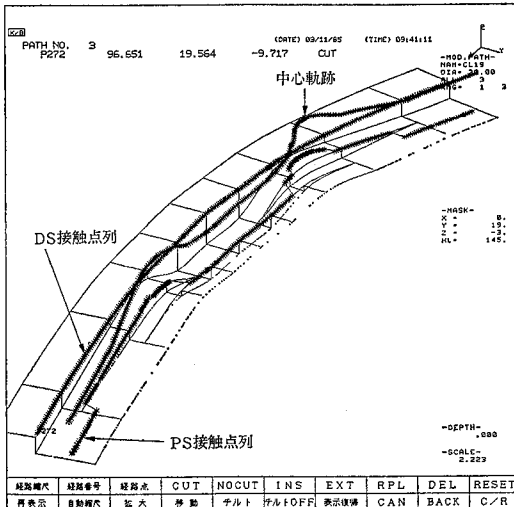


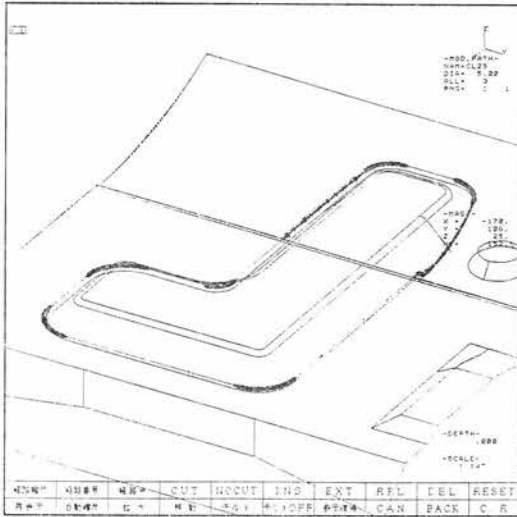
付図 1 経路計算モデルの表示例
App. Fig. 1 Cutter path calculation model

付図 2 切削経路の表示結果テスト 1
App. Fig. 2 Cutter path of Test 1

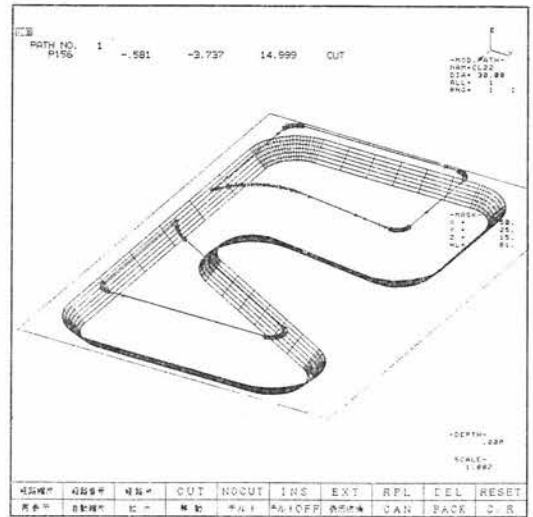


付図 3 テスト 2
App. Fig. 3 Test 2





付図 4 テスト 3
App. Fig. 4 Test 3



付図 5 テスト 4
App. Fig. 5 Test 4

- 参考文献 [1] NC 複合曲面加工システム SCULPTOR, 日本ユニパック, 483205317-0.
 [2] 図形演算パッケージ GEOPACK, 日本ユニパック, 483205408-1.
 [3] APT 1100 基礎編, 日本ユニパック, 483205313-0.
 [4] APT 1100 上級編, 日本ユニパック, 483205314-0.
 [5] APT 1100 応用編, 日本ユニパック, 483205315-0.

執筆者紹介 酒井 喜 嗣 (Yoshitsugu Sakai)

昭和 24 年生, 47 年早稲田大学工学部電気工学科卒業。同年日本ユニパック(株)入社, CAD/CAM システムの開発に従事, 現在に至る。



論文 広域ネットワークにおける高水準 NMS の開発**Development of a High Level Network Management System
to Operate a Large Scale Network**

井 上 隆

要 約 ネットワーク管理システムの目的は、ネットワークの運用コストの軽減、ネットワーク資源の有効利用、ネットワーク・サービスの高信頼化にある。このほか、コンピュータと人間とのよいインタフェースへの配慮も重要である。本システムの特徴として、時々刻々変わるネットワークの稼働状況を監視画面によって一目で把握できるよう工夫していることが挙げられる。筆者は三井物産(株)へのシステム・サービスを通じて、統合 OA システムを支えるネットワーク管理システム NMS (Network Management System) の開発を行う経験を得た。なお、同社の統合 OA システムは、全社的なもので商社業務遂行のための基幹ともいえるシステムである。

本稿は、同社での開発事例を通じてネットワーク運営上の問題を明らかにし、それを解決するためにはネットワーク管理システムに、どのような機能を備えていなければならないかを述べたものである。今後のネットワーク管理システムは、ネットワーク運営の一元化と自動運行、および運用管理システムの統合化を目指してゆかなければならない。

Abstract The author has an experience to develop a Network Management System (NMS) for Mitsui & Co. Ltd.

NMS is expected to solve the problems in operation of company-wide network which supports the Integrated Office Automation System (IOA) taking the key role in the company's business.

Namely, NMS was developed to economize the operation cost, make full use of network resources, and provide the reliable network services.

The considerations for the good human-computer interface is required in addition.

The feature of the system is a supervising screen which displays the current operative status of whole network resources on a network configuration diagram. Thus we can grasp network operations at a glance, and control them.

The paper describes the problems of a large scale network operations, and the required functions in NMS to solve them.

The future goal of NMS will be further automatization of network operations, and the integration of the EDP operations management system and NMS.

1. はじめに

高度情報化社会の進展とビジネス活動の広域化に対応して、企業内データ交換システムや公衆 VAN などの情報通信ネットワークの構築が活発に展開されている。これらの情報通信ネットワークの構築・運営では、広域に分散しているネットワーク構成機器類を、いかに高効率・低費用で運用・維持・管理できるかが鍵である。

本稿は、三井物産(株)におけるネットワーク管理システムの開発事例の紹介を通じて、ネットワーク・サービスおよび運用管理をどのように実現したかを述べたものである。

2. 統合ネットワークと SCC 開発の背景**2.1 経 緯**

三井物産(株)の統合 OA システムは、昭和 57 年から東京本店にホスト・コンピュータ

と多機能端末を配置する形態で稼働開始し、その後全国的なネットワークの構築と統合 OA の全社拡大および機能拡張が行われ、現在に至っている。このシステムは、担当者個別の OA ニーズと、部門や全社管理ニーズの充足のため、階層型の分散処理形態をとっている。

さて、このような背景のもとに統合ネットワークの構築と運用管理を一元化するシステム・コントロール・センタ (SCC)* が開発され、昭和 60 年 7 月から西日本地域 (大阪支店管下) が稼働開始し、さらに 61 年 2 月には東日本地域 (東京本店管下) を含め全社の統合ネットワークが稼働している。

2.2 ネットワーク構築のニーズと構成

2.2.1 ネットワーク構築のニーズ

同社における統合ネットワークに対する要求は、基幹システムおよびエンド・ユーザへのネットワーク・サービスとネットワーク運用管理の実現であり、具体的には次のとおりである。

- 1) 24 時間ノン・ストップの高信頼性ネットワークであること
- 2) 大量データ転送にたえられるネットワークであること
- 3) ネットワークの構成が柔軟であり、各種端末が接続できること
- 4) 各地域の端末より複数ホストを選択できること

2.2.2 ネットワーク構成

上記のニーズに対し、次のような考え方のもとに図 1 に示す全社的なネットワークが構築された。

- 1) ネットワーク・ノードは、通信回線制御システム DCP 40 (以下 DCP と略) で二重化し、通常はロードシェア形態**で稼働させ、DCP 障害時は片方の DCP に自動切換えを行う。
- 2) ネットワークはメッシュ形態をとり、DCP 間の幹線は専用線と DDX 回線交換によるバックアップをもつ。
- 3) ネットワークに接続され、全社共通のエンド・ユーザ・インタフェースとなる多機能端末として日本ユニバックの FL 6000、および大量の帳票をリモートで印書する装置として沖電気の DDP 80 を配置する。端末台数は FL 6000 サービス・ステーション***が約 70 台、ワークステーションが約 700 台、DDP 80 が 12 台の構成である。

2.3 ネットワーク運用管理の必要性

2.3.1 ネットワーク運用管理上の問題点

SCC のニーズが出てきた背景としては、ネットワーク運用管理に対する重視があげられる。

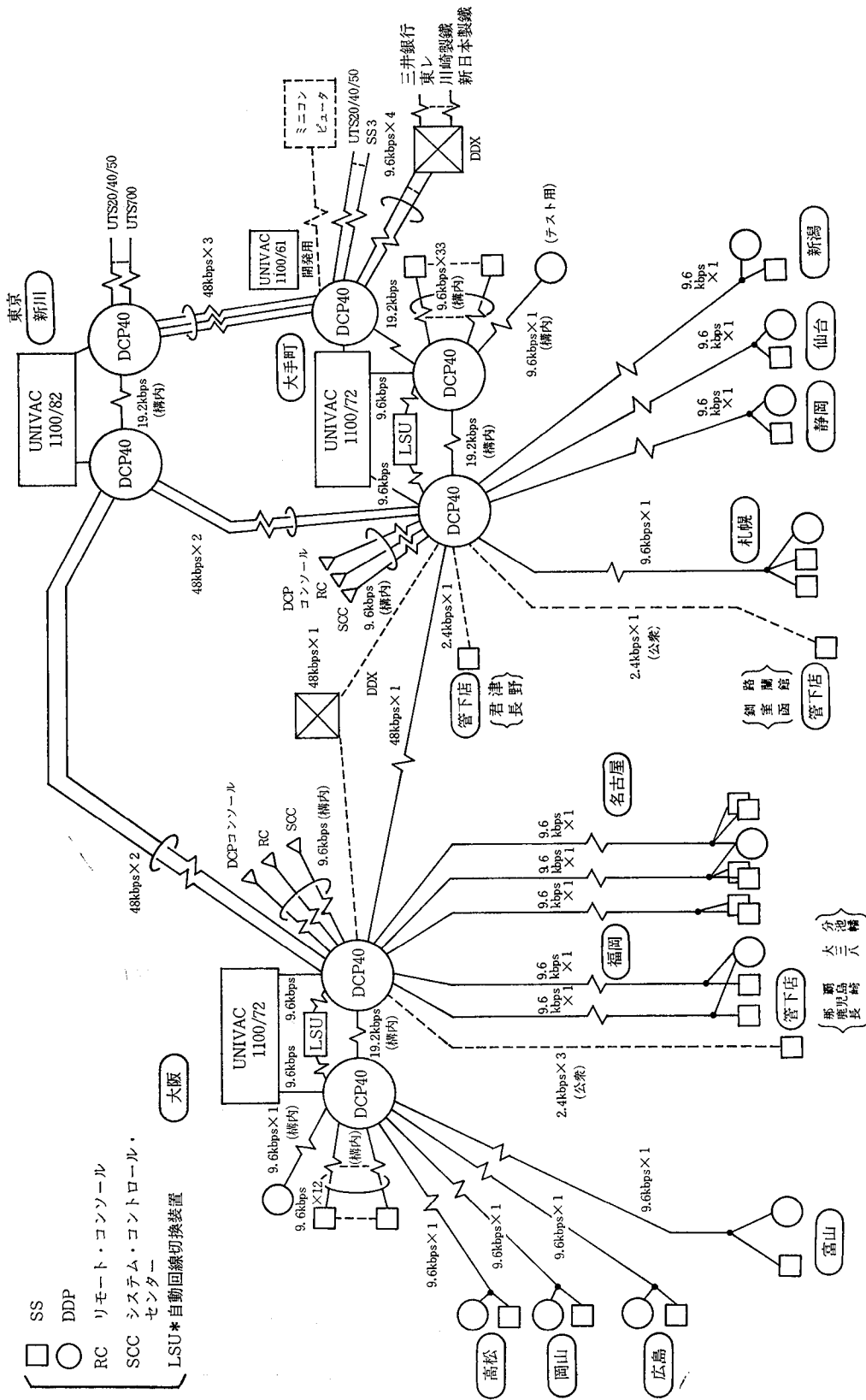
ネットワークを構成する機器とソフトウェア機能の高度化・複雑化およびネットワークの広域化・大規模化の進展などにより、従来のやり方ではその構築・運営上に次の問題が生じてきた。

- 1) ネットワーク構築・運営における投資の膨大化

* 同社ではネットワーク管理システムをシステム・コントロール・センタという。一般にはネットワーク・マネジメント・システム (NMS) の名称が用いられている。

** DCP を二重化構成とし正常稼働時は 2 台の DCP で全回線を分割し、負荷を平滑化する。この構成をロード・シェア・モードといい、相互にバック・アップを行う。一方、片方の DCP の障害発生時は、もう片方の DCP に回線を瞬時に自動切換えする。この切換え後、稼働中の DCP をオンライン・モードという。障害などで停止した DCP が立ち上がり、オンライン・モードの DCP をバックアップするようになった場合、この DCP をスタンバイ・モードという。

*** FL 6000 サービス・ステーションはターミナル・コンセントレータの機能を持ち、この下にワークステーションを 12 台まで同軸ケーブルに接続できる。



* LSU (Line Switch Unit)……回線の自動切換え装置で、DCP の自動切換えのために用いる。LSM (Line Switch Module) という。

図 1 ネットワーク・システムの構成

Fig. 1 Network system configuration

- 2) ネットワーク運用要員の確保と育成のむずかしさ
- 3) ネットワーク全体資源の状況把握のむずかしさ
- 4) 大規模ネットワークの運用管理のむずかしさ

これらを解決するためには、ネットワーク運営の一元化によって投資の軽減を図る必要があると考えられた。

2.3.2 SCC の目標

効率的なネットワーク・サービスと運用によるネットワーク運営への投資の軽減が SCC の目標である。この目標を達成するためには、以下の事柄を満足しなければならない。

- 1) 広域に散在するネットワーク構成機器のすべてを遠隔から集中監視・制御する。
- 2) ネットワーク構成機器を効率的に使用するために、ネットワーク全体での運用状況を正確に把握する。
- 3) ネットワークの監視・制御の集約化および監視要員の集中によってネットワーク全体の運営を少ない要員で実施可能とする。

大規模ネットワークでは、上記を満足するネットワーク管理システムが必須となる。

2.3.3 SCC の要件

SCC の具体的な要件は、次のとおりである。

- 1) SCC から統合ネットワークの稼働状況が一目で把握できるだけでなく、操作のためのネットワークの制御を行うマクロ命令* が用意されていること
- 2) ネットワーク稼働状況の統計情報を採取し、解析ができること。このほか課金処理もできること
- 3) 全社の OA 端末の電源制御が SCC より指示でき、さらに端末のヘルス・チェック** ができること
- 4) ホスト・コンピュータ上の自動運用管理システムと SCC が連動できること
- 5) ネットワーク構成の一元管理と構成情報の検索ができること
- 6) 遠隔地ネットワーク・ノード (DCP) の無人運行制御が行えること

3. SCC システムの考え方

SCC はネットワーク運用業務全般にわたってカバーする総合的なネットワーク管理システムであり、以下では、その基本的な考え方を述べる。

3.1 ネットワーク管理の階層化

ネットワークの運用形態は、ネットワークの形態、企業の組織、アプリケーションなどによって集中型か、分散型かが決まるため、SCC は管理領域を階層化できる必要がある。SCC は 3 階層の管理領域を用意しており、各階層に対応して異なる管理権限を与えている。また、ネットワーク上に複数個の SCC が存在できて、集中または分散のどちらの管理形態もとれる。

SCC は、次の 3 種に階層化される。

- 1) グローバル SCC……ネットワーク全体を管理し、ネットワーク内に 1 個存在できる。管理領域はネットワーク全体であり、管理権限とアクセス権*** は全ネットワークに対してもっている。

* 利用者向けの高水準のコマンドであり、複数個の命令を 1 個のコマンドで指示できる。コマンドの構文の自由度を高くするために SCC ではキーワード指定方式をとっている。

** 対象機器が正常稼働中か、障害によって停止中かを検索する機能をいう。

*** ネットワークを構成する各要素 (ホスト、ノード、回線、端末、データの流れる論理通信路など) について、状態の検知、状況の問合せ、状態の変更などの指示や制御を行う権限をいい、セキュリティ機能をもっている。

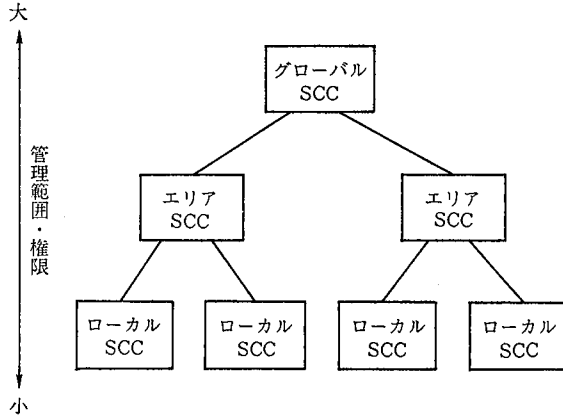


図 2 SCC 階層化の概念

Fig. 2 SCC hierarchy

- 2) エリア SCC……ネットワーク全体が管理領域で分割された分割後の部分ネットワークを管理する。グローバル SCC 下に複数個のエリア SCC が存在でき、管理領域はエリアとして割り当てられた範囲でネットワークの管理権限とアクセス権をもつ。
- 3) ローカル SCC……エリア SCC の管理領域が再分割された管理領域でのネットワークを管理する。エリア SCC 下に複数個存在でき、管理領域はローカルとして割り当てられた範囲でネットワークの管理権限とアクセス権をもつ。

このような SCC の階層化の概念を図 2 に示す。

同社では図 3 に示すように、東京本店のグローバル SCC からの集中管理を行っている

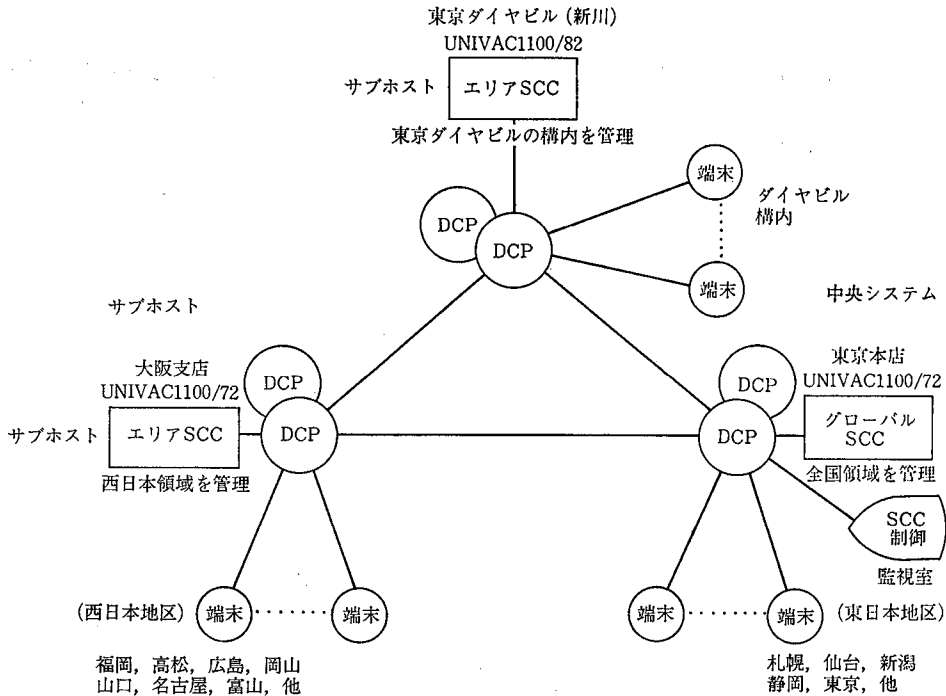


図 3 SCC の管理領域

Fig. 3 SCC hierarchy in Mitsui & Co.

表 1 ネットワーク運用業務
Table 1 Network management jobs

業務の分類	概 要
障 害 監 視	ネットワークの円滑運用を維持するための異常状態発生時の早期検出
診 断 ・ 試 験	障害発生時の診断および復旧時の稼働試験 機器増設の際の稼働確認試験
稼 働 監 視	ネットワークの立上り、停止および稼働中の状態把握
運 用 統 制	ネットワークの立上げ、DCPバックアップ形態の指示、幹線の切換え、 トラフィック規制などネットワーク全体の運用の設定と維持
計画・運営管理	統計情報によるネットワークの評価最適化・構成管理

が、エリア SCC も存在し、分散管理も行えるようにしてある。

3.2 ネットワーク運用業務

ネットワークを運営する上でのネットワーク管理者の業務は表 1 に示すものがあり、SCC はこれらの業務に対応する機能をもっている。なお、これらの業務の遂行に必要な SCC の機能は表 2 に示される。SCC はネットワーク運用機能として運用業務全体をカバーしている。

SCC の備えていなければならない機能を図 4 に示す。これらの機能は、現行の業務分類と必ずしも一致していない。

3.3 SCC の管理対象

SCC の管理対象は次のとおりである。

- 1) ネットワークに参加している UNIVAC 1100 ホスト・コンピュータ
- 2) ネットワークを構成する DCP
- 3) 回線の自動切換え装置 (LSU)
- 4) ネットワークを構成する回線 (幹線, 端末回線)。(回線には専用線・公衆回線・DDX 回線を含む)。
- 5) ネットワークに参加している端末

このように、すべてのネットワーク構成要素を管理対象としている。

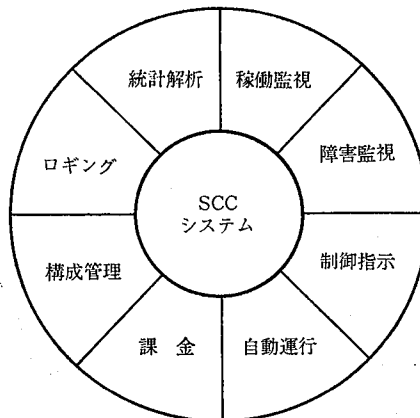


図 4 SCC の備えていなければならない機能
Fig. 4 Required functions for SCC

表 2 ネットワーク運用業務と SCC 機能の対応

Table 2 SCC's functions corresponding to network management jobs

業 務	SCC機能	備 考	
障 害 監 視	障害検知・表示ベル鳴動	SCCコンソールへの表示とベル鳴動による監視者への通知	
	障害情報のロギングと検索	SCCコンソールからの検索	
診 断 ・ 試 験	端末ヘルス・チェック	コマンド指示	
	ホスト・ヘルス・チェック	コマンド指示	
	遠隔回線診断	コマンド指示	
稼 働 監 視	ネットワーク・モニタ監視	SCCネットワーク・モニタへの自動表示	
運 用 統 制	端末電源オン/オフ制御	コマンド指示	
	DCPと端末の稼働時間設定	自 動	
	DCPのバックアップ制御	自動とコマンド指示の両方式	
	幹線の切換え	自動とコマンド指示の両方式	
	ネットワーク・ログおよびネットワーク統計採取の指示	コマンド指示	
	ユーザ運用コマンド登録他、運営システムとの連動	自動とコマンド指示の両方式、プログラム・インタフェース	
計 画 運 営 管 理	ネットワーク構成登録	MAPPER 画面より入力、ネットワーク定義プログラム	
	のネットワーク統計	ネットワーク稼働状況	ネットワーク統計情報の自動収集と解析・編集
		DCPのCPU/メモリ使用率	ネットワーク統計情報の自動収集と解析・編集
		回線トラフィック量	ネットワーク統計情報の自動収集と解析・編集
		ネットワーク障害情報	ネットワーク統計情報の自動収集と解析・編集
		SCCコンソール・ログ	ネットワーク統計情報の自動収集と解析・編集

4 SCC の機能

4.1 SCC システムの構成

SCC は UNIVAC 1100 コンピュータ上に存在し、SCC 端末を通してネットワークの監視・制御を行う。また、ホスト・コンピュータ上の運用管理システムなどからもネットワークの制御が可能である。

SCC システムの構成を表 3 に示す。

SCC 端末は、日本ユニバックの UTS 50 のカラー・グラフィック 端末を使用しているため、表画面を SCC ネットワーク・モニタ、裏画面を SCC コンソールとして使用することも可能である。SCC システムの概念図を図 5 に示す。

SCC がネットワークの監視・制御を行うためには、ネットワーク・ノードである DCP のネットワーク制御プログラム (TELCON*) との会話が必要であり、SCC は TELCON の各種コマンドや障害検知機能を利用している。広域に配置されているホスト・コンピュータ、DCP、端末などのネットワーク構成要素の監視・制御のためには、セッションと呼ぶ論理通信路を SCC と管理対象機器の間に設定する必要がある。このような論理通信路によって各機器の立上り、停止、障害、コマンド指示による制御ができる。図 6 にこれらの論理通信路を示す。

4.2 ネットワーク稼働監視

広域に散在するネットワーク構成機器を 1 箇所集中監視を行うには、監視パネル盤による方法が考えられる。しかし、この方法では、ネットワーク構成変更柔軟な対応がで

* ネットワーク・ノードである DCP にロードされるネットワーク制御プログラムの名称である。

表 3 SCC システムの構成

Table 3 Functional structure of SCC system

SCCシステム	SCCプログラム
	・ネットワーク管理システムのプログラム
	ネットワーク・データベース
	・ネットワーク構成情報
	・リカバリ・ファイル
	ネットワーク稼働情報ログ
	・ネットワーク統計情報
	・ネットワーク・エラー情報
	・SCCコンソール・ログ
	SCCコンソール/ベル鳴動装置*
	・ネットワーク制御指示
	・ネットワーク障害情報の表示
	・ネットワーク障害情報の検索
	・緊急障害時のベル鳴動
	SCCネットワーク・モニタ
	・グラフィック画面によるネットワーク稼働監視

きないうえ、監視パネル盤が大きくなる、表示に制限があるなどの問題がある。

SCC では、UTS 50 端末を用いてネットワーク監視盤をグラフィック化し、視覚的な稼働監視を行う。この端末をネットワーク・モニタといい、複数台の端末をネットワークに接続することによって、複数箇所からネットワークの稼働監視ができる。

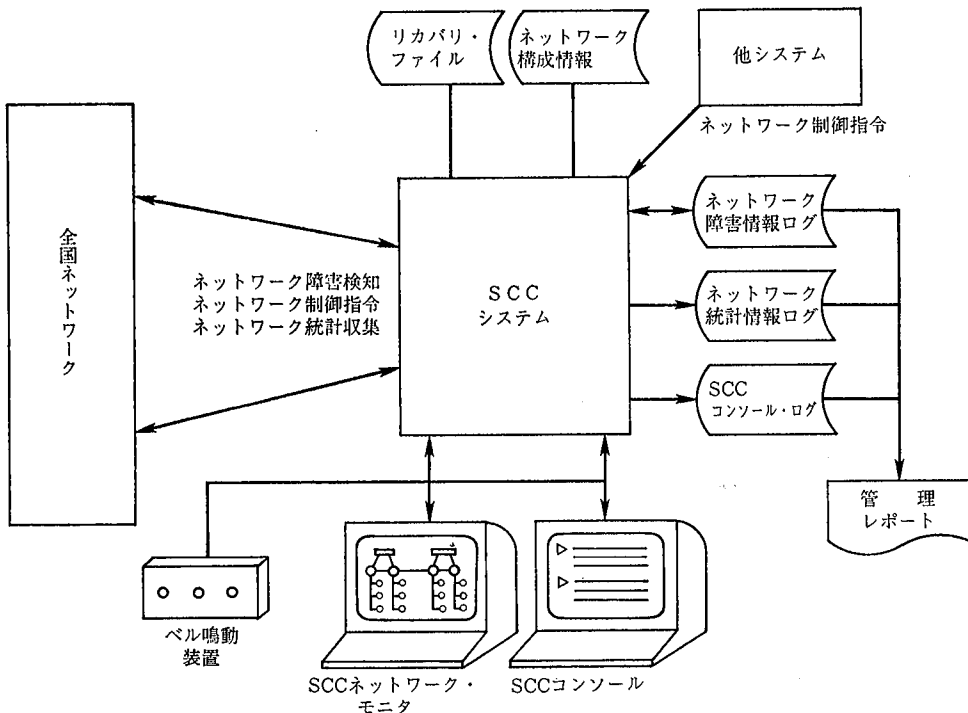


図 5 SCC システム概念図

Fig. 5 General concept of SCC systems

* SCC コンソール端末に接続され、SCC からベルを鳴らすことのできる装置である。音色や音量などを調整できる。

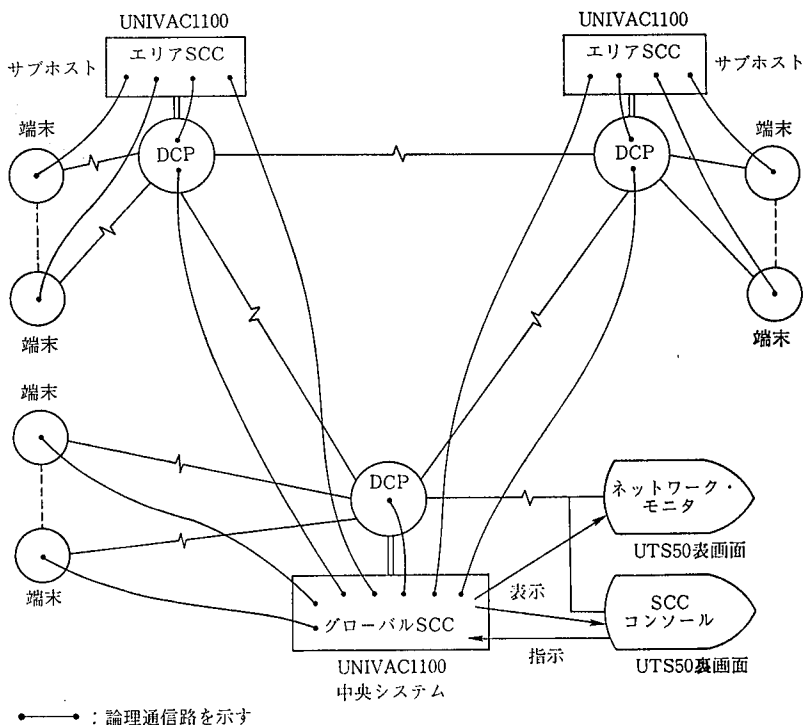


図 6 グローバル SCC から見た監視・制御の論理通信路

Fig. 6 Logical communication paths of supervision and control, viewed from the global SCC

4.2.1 グラフィック化の考え方

監視パネルをグラフィック化するに当たって、次の点を考慮しなければならない。

- 1) ネットワーク図を自由に描画できて、しかもネットワーク描画情報を SCC システムの外部より登録できるようにする。
- 2) 検知されたネットワークの稼働状態をネットワーク図の対応する箇所、その稼働状態を表す色で表示する。
- 3) 緊急障害時はネットワーク図の下に、対象地区名と障害情報を表示する。
- 4) 二重化 DCP のバックアップ・モードをネットワーク図上に表示する。

4.2.2 監視画面のレイアウト

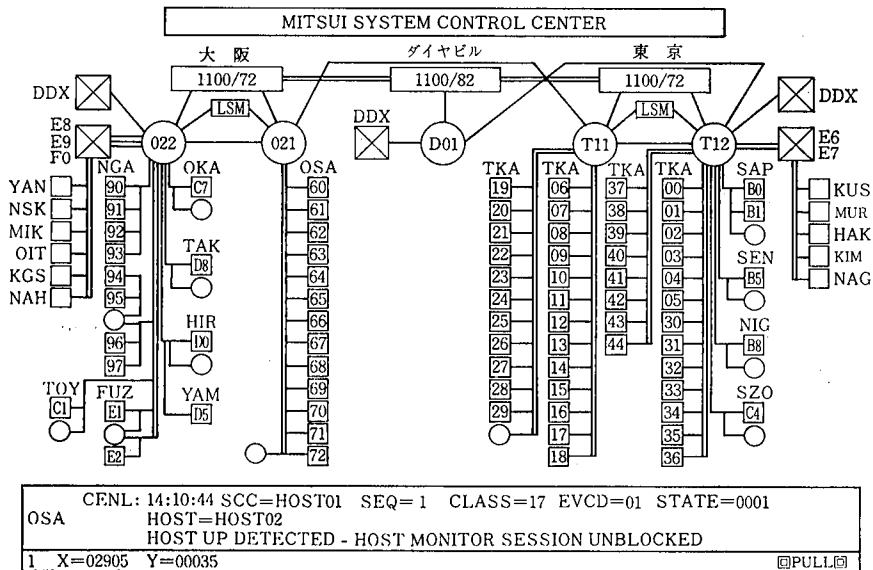
ネットワーク・モニタは、UTS 50 表画面のグラフィック・モードを使用しており、その監視画面は、次の二つの領域から構成される。

- 1) ネットワーク図の描画領域……この領域にネットワーク図を描画し、ネットワーク構成機器の状態変更に応じて状態を表す色を表示する。このようにすることによってネットワークの稼働状態が視覚的に把握できる。
- 2) カレント・イベント領域……この領域に緊急障害時の地区名と障害内容を表示する。なお、ネットワーク描画の例を図 7 に示す。

4.2.3 稼働監視の対象

ネットワーク・モニタ端末より監視できる事象は、表 4 に示すように詳細に表現される。たとえば、ホスト、DCP、端末などの立上りや障害による停止などの事象が発生すると監視画面の対応する部分が事象を表す色に変化する。

同社における SCC の監視画面が種々の稼働状態に応じて変化し、いかにリアルに稼働



なお、上図の監視画面は東京本店のグローバル SCC の画面である。ここで、
 ○: DDP 80 端末
 □: FL 6000 サービス・ステーション (SS)。この SS 下にワークステーションが 10~12 台接続されている。□内の数字は SS の識別番号を示す。
 3文字で示された略語は端末 (SS および DDP 80) の設置されている各支店と営業所の地区を示すアドレスである。

図 7 監視画面の例

Fig. 7 An example of supervising screen

表 4 監視画面に表現できる事象

Table 4 Status displayable on the screen

監視対象

ベル鳴動対象

対象	表示図の色	赤	緑	黄	白	表示文字
ホスト・コンピュータ		停止	稼働	—	初期	
DCP		停止	稼働	障害	初期	
L S M (回線切換え装置)		停止	稼働	障害	初期	
トランク回線		切断	接続	障害	初期	
端末回線		切断	アップ スタート	障害	初期 ダウン/ストップ	
端末		停止	電源オン 稼働	障害	初期 電源オフ	
公衆回線, DDX-C回線		—	接続	障害	切断	
DCPのバックアップ・モード		—	—	—	—	LOAD SHARING ONLINE STANBY LIMBO

状況を表しているかを付図 1 から付図 4 までに示す。

4.3 ネットワーク障害監視

ネットワークからの障害を SCC が検知すると、その内容を警告メッセージとして SCC コンソールに自動表示する。障害内容によって、緊急の場合はネットワーク管理者の介入を要求するためにベル鳴動装置のベルを鳴らす。ベル鳴動装置の設置により、通常は SCC

表 5 障害警告メッセージ形式

Table 5 The form of disorder warning message

CENL	時:分:秒	通知元名	SEQ=通知番号
	EVENT=状況種別	HOST=ホスト名	
	DCP=DCP名,	LINE=回線名	
	DEVICE=端末名		
	状況を示すメッセージ		

によるネットワークの無人障害監視を行う。障害情報はすべてファイルに自動蓄積されるため、SCC コンソールより検索可能である。

4.3.1 SCC コンソールのモード

SCC コンソールには、次のようなモードがある。

- 1) 障害警告の自動表示モード
- 2) 障害情報の検索モード
- 3) 制御コマンド指示モード

通常、コンソールは自動表示モードであり、障害が発生すると障害情報を表示する。コマンドを入力する時は、メッセージ・ウェイト・キーの押下げによりコマンド指示モードにして入力を行う。障害情報検索コマンドを入力すると検索モードとなり、全面表示を行う。

4.3.2 障害警告の表示

SCC がネットワークより検知する障害情報には、次のようなものがある。

- 1) ネットワーク構成機器の立上り・停止・障害
- 2) 各種論理通信路（セッション）の接続・切断
- 3) ネットワーク幹線の経路変更
- 4) DCP のバック・アップ・モード状況

これらの情報は SCC コンソールに、表 5 の形式で表示される。

4.3.3 ネットワーク障害検知

ネットワーク構成機器の障害検知は、表 5 のような方法で行っている。

- 1) ホストの稼働・停止……ホスト間の論理通信路によりホストが稼働すると SCC へ稼働開始を報告する。ホストの停止は論理通信路の切断検知で判断する。
- 2) DCP の稼働・停止・障害……DCP と SCC 間の論理通信路により、DCP の障害は DCP より SCC へ通知される。DCP の稼働・停止は論理通信路の接続・切断によって判断する。
- 3) LSU の稼働・停止・障害……上記の 2) と同じ方法による。
- 4) 回線の接続・切断・障害……DCP が接続・切断・障害を検知し、DCP と SCC 間の論理通信路を用いて、障害状況を SCC に送信する。
- 5) DCP のバックアップ状況……DCP は、二重化 DCP のバックアップ状態を自動的に SCC に送信する。このほか、ネットワーク管理の指示で変更した場合も DCP は状態変更通知を SCC に送信する。
- 6) 端末・DCP・ホストのヘルス・チェック……各対象機器と SCC の論理通信路を使用し、コマンドの指示で SCC がヘルス・チェックを行う。

4.3.4 障害情報の検索

SCC の制御コマンド指示によって、障害情報の保管ファイルより障害情報の検索が行

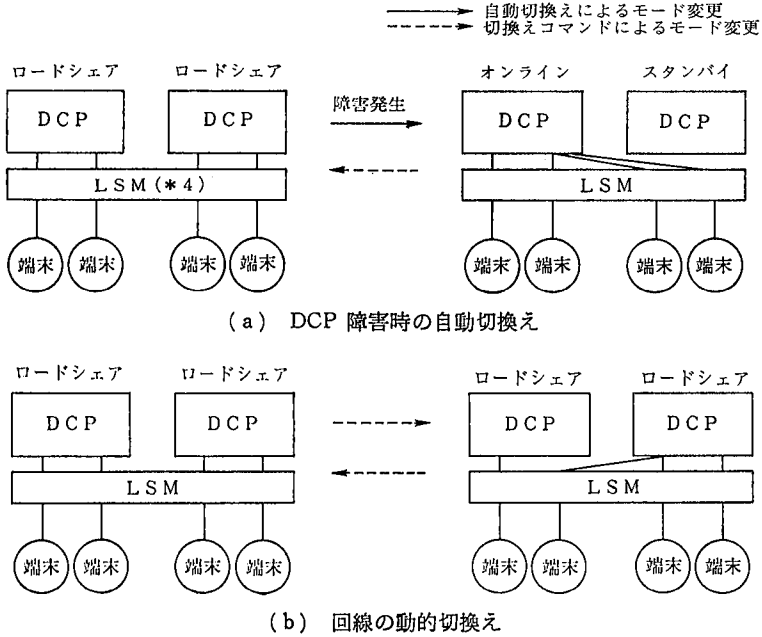


図 8 DCP の障害による自動切換え

Fig. 8 Automatic switchover against the disorder of DCP

える。検索指示により、SCC の障害警告の表示モードが検索モードとなり、検索条件を満たす情報を取り出して、画面単位に編集表示する。

4.3.5 二重化 DCP の自動切換え監視

二重化 DCP の場合、TELCON が、停止した DCP の回線をバックアップ DCP の方へ自動切換えする。このとき、監視画面とコンソールの両方にバックアップ・モードを表示する。また、SCC からの DCP バックアップ・モード指示による切換えも同様である。バックアップ・モードの変更を図 8 に示す。

4.4 ネットワーク制御指示

ネットワーク制御のための高水準コマンドが準備されているため、ネットワークのアクセス権に応じて各管理領域にコマンド指示が行える。また、専門スキルをもっていない人にもネットワーク制御が可能ないようにコマンドはすべてマクロ化しており、1 コマンド入力だけで制御できる。SCC のコマンド一覧を表 6 に示し、代表的なコマンドについては次に述べる。

4.4.1 遠隔回線診断コマンド

SCC より各地に散在する回線および DCP のライン・モジュールの診断を行う。このような診断は、TELCON の診断コマンドでも実施できるが、専門的なスキルを必要とするうえ、1 回線の診断は約 10 数個のコマンドを会話形式で入力する必要がある。SCC では 1 個のコマンド入力だけで診断可能である。

4.4.2 ヘルス・チェック・コマンド

SCC より各ホスト、DCP、端末のヘルス・チェックの試験を行う。

- 1) ホストのヘルス・チェック……各ホストに SCC が存在するため、コマンド入力された SCC が他 SCC と会話し、チェックする。
- 2) DCP のヘルス・チェック……各 DCP の TELCON とコマンド入力された SCC が

表 6 SCC コマンド一覧
Table 6 SCC command list

コマンド名	機 能
ABT	BTE/INV/XQT コマンドのキャンセル
BTB	遠隔回線診断
CHK	FL 6000, DDP-80 のステータス問合せ (端末のヘルス・チェック)
HLP	コマンドの利用者援助機能
HTH	ホストのステータス問合せ (ホストのヘルス・チェック)
INV	ネットワーク障害情報の検索
LINS	バックアップ・モード DCP の初期構成/カレント構成表示
LOG	障害情報/統計情報/コンソール・メッセージの各ロギング制御
LSWT	バックアップ・モード DCP の回線切換え
RDS	DCP/回線/LSM のステータス問合せ, 自動問合せ (DCP のヘルス・チェック)
SCC	SCC システムの始動/停止
SDT	DCP の日・時設定, 自動設定
UDT	ネットワーク描画図の色変更
XQT	SCC の各種コマンド/TELCON コマンドの登録列実行や, 端末電源オン/オフ, その他ユーザ運用コマンド

会話し, チェックする.

- 3) 端末のヘルス・チェック……端末側にヘルス・チェックのプログラムを組み込み, SCC から指示で端末のチェックを行う. たとえば, 東京本店の SCC から大阪管下の端末でもチェックできるが, 管理権限の関係により逆はできないようにしている. ヘルス・チェックができる端末は, FL 6000 と DDP 80 端末である.

4.4.3 障害情報検索コマンド

4.3.4 項に述べた, 障害情報を検索するコマンドである. 検索条件は次のように指定できる.

- 1) 条件指定なし……保管されている障害情報のすべてを対象とする.
- 2) 時間指定……指定された検索開始・終了の月・日・時刻で検索する.
- 3) 機器名指定……指定された DCP, 回線, 端末などの名称で検索する.
- 4) 2) および 3) の混合指定

4.4.4 回線切換えコマンド

二重化 DCP の自動切換え以外に, SCC からのコマンド指定によってバックアップ・モード変更や特定回線の切換えの制御, および回線がどの DCP に接続されているかを表示する.

- 1) DCP バックアップ・モード変更……4.3.5 項に述べた各モードを SCC からのマクロ・コマンドで変更する.
- 2) 回線の動的切換え……マクロ・コマンドによってネットワーク稼働中に回線を切り換えることができる. その例を次に示す.
 - ・DCP x の回線すべてを DCP y へ切り換える.
 - ・DCP x の特定回線を DCP y へ切り換える.
 - ・DCP x を初期構成に戻す.
- 3) 回線の構成管理……ある DCP に接続されている回線, 特定回線がどの DCP に接続されているかを, マクロ・コマンドで表示できる.

4.4.5 ユーザ運用コマンドの登録

SCC に準備されているコマンドと TELCON コマンドなどを自由に組み合わせるユーザ独自の運用コマンドを SCC に登録できるため, 柔軟な運用コマンドが作成できる.

4.4.6 ホストの運用システムとの連動

ネットワークの制御は、ネットワーク管理者が SCC のコンソールより各種のコマンドを指示することによって行うが、本システムではこれを一步進めて無人運用とするためのインタフェースをもっている。すなわち、ネットワーク管理システムとホスト・コンピュータの自動運管システムとを連動させることによって、ネットワークとアプリケーション・システムの運用を統合することができる。これはジョブ制御言語 (JCL) に各種コマンドを複数個設定し、この JCL をプログラムから起動させることによって行う。このほか、ユーザ・コマンドの登録機能の JCL によるコマンド起動を組み合わせた柔軟な運用システムも構築できる。

4.5 ネットワーク統計

ネットワークの稼働状況の把握やネットワーク・リソースの使用状況の統計的な把握はネットワークの最適化、ネットワーク機器の増設計画、ネットワークの保守などに必須であり、これらの情報を週単位または月単位など自由に保管しておき必要に応じて取り出せることが必要である。また、基礎資料がとれるだけでなく、ネットワーク管理者向けに解析した、管理レポートの作成も必要とされる。

4.5.1 ネットワーク統計の管理

SCC のネットワーク稼働に関するログは、次の三つのファイルが各々トグルにもっており、ファイルが一杯になると自動的にスワップすると同時に、マージ・ファイルに出力する。このマージ・ファイルに統計情報が保管され、解析プログラムによって管理レポートが作成される。

- 1) ネットワーク情報障害ログ……ネットワークの全構成機器の障害情報をロギングする。
- 2) ネットワーク情報統計ログ……ネットワーク統計情報として、以下の情報をロギングする。
 - ・回線入出力のメッセージ数
 - ・回線入出力の文字数
 - ・DCP の CPU 利用率
 - ・DCP のメモリ利用率
- 3) SCC コンソール・ログ……SCC コンソールの入出力メッセージのすべてをロギングする。

4.5.2 ネットワーク統計の解析・編集

ログ・ファイル中のネットワーク統計情報は解析プログラムによって処理され、管理レポートが作成される。

- 1) ネットワーク稼働状況
 - ・DCP 稼働状況リスト
 - DCP の稼働時間・稼働率・障害時間
 - ・回線稼働状況リスト
 - 回線稼働時間、エラー件数、エラーの種類
- 2) DCP 統計
 - ・DCP の CPU 利用率リスト
 - DCP の CPU 利用率の最大および最小平均値、閾値を越えた数
 - ・DCP のメモリ利用率リスト

DCP のメモリ利用率の最大および最小平均値、閾値を越えた数

- 3) 回線トラフィック統計
 - ・各回線ごとの入出力メッセージ数, 入出力文字数, 回線の使用率の最大および最小平均値

5. ネットワーク管理システムの今後の課題

SCC の今後の課題として図 4 に示す機能構成のうちで次のものが残されている。

- 1) 構成管理
 - ・ネットワーク構成機器の各種情報を SCC コンソールより検索できる。
 - ・上記情報の管理と SCC の処理のためのネットワーク・データベースを充実させる。
- 2) 自動運行
 - ・遠隔ホスト (分散コンピュータなど) と DCP の中央からの立上げおよび停止指示。なお, この指示は, SCC から公衆回線を通して無人化運転機器 (SFUC* と RCM** の統合機器) に指示され, 立上げのためのブート (boot) を行う。
 - ・ホストおよび DCP などのネットワーク・プログラムの集中管理と自動転送および自動入換え
 - ・ネットワーク・システム全般の自動運行制御による無人化の実現
- 3) 課金処理
 - ・課金の尺度や計算式の概念の確立
- 4) 監視画面の多重化
 - ・現行 SCC の監視画面は, 1 画面表示であり, 規模がさらに大きくなった場合に UTS 50 画面上に表現できない。この問題を解決するには管理領域や地区別に監視画面を選択できることが望ましい。

当初は, 上記の機能もその構想に入っており, 概要設計まで行ったが, 途中より削除された。これらの機能を実現することは技術的に可能であるが, 開発量が大幅に増えるので, 次のフェーズで開発するものとした。今後, ネットワークの分散化と広域化に伴って, これらの機能が要求されてくるだろう。このほか, ネットワーク管理システムの使いやすさ, 高度なマン・マシン・インタフェースも要求されよう。

なお, 上記 4) については, 現在開発を行っており, 62 年中には稼働予定となっている。

6. SCC による効果

2 章で述べたネットワーク運用に対する問題は, SCC の開発によって集中管理形態がとれるようになり, 専門知識を必要とせず少ない要員で運用可能となったことによって, 解決した。また, ネットワーク障害の早期発見と診断機能, バックアップの自動切換えなどにより, ネットワーク・サービスの高信頼性を達成できた。このほか, 全ネットワークの稼働状況を監視画面から一目で把握できるため, ネットワークと人間とのインタフェースが大幅に向上した。

7. おわりに

企業のインフラストラクチャともいえるべきネットワークを支えるのがネットワーク管理

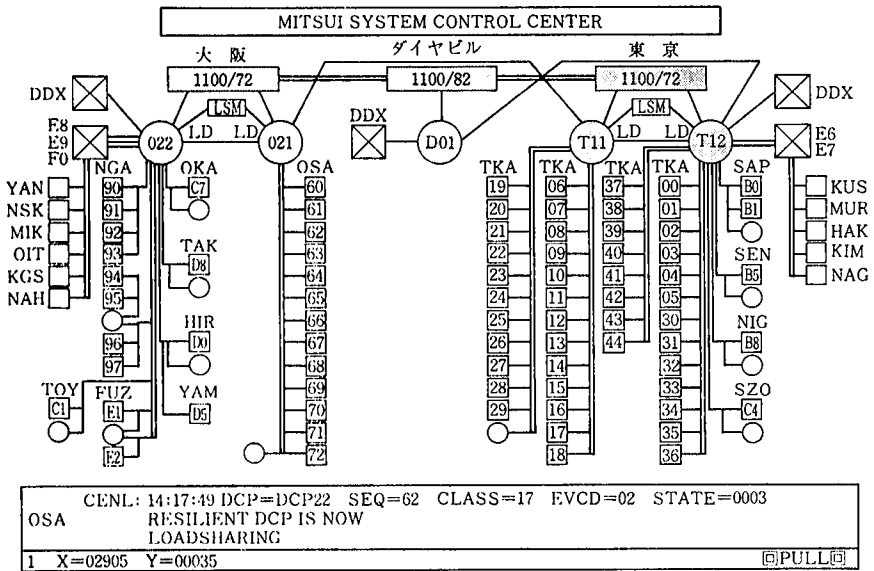
* 日本ユニパックの無人化支援機器のことで, System Facility Control Unit の略称

** 遠隔 DCP 電源のオン/オフ制御機器

システムであり、高信頼性と高品質のネットワーク・サービスを行うことがその目的である。今後は、集中運用を中心としたネットワーク管理の追求、つまりネットワークの自動運行制御による無人化とホスト・システムの運用管理との統合に取り組んでゆきたい。

今回のシステム開発に当たり、三井物産(株)情報システム管理部をはじめ三井情報開発(株)技術開発部の方々の御協力をいただいたことをここに付記し、感謝の意を表します。

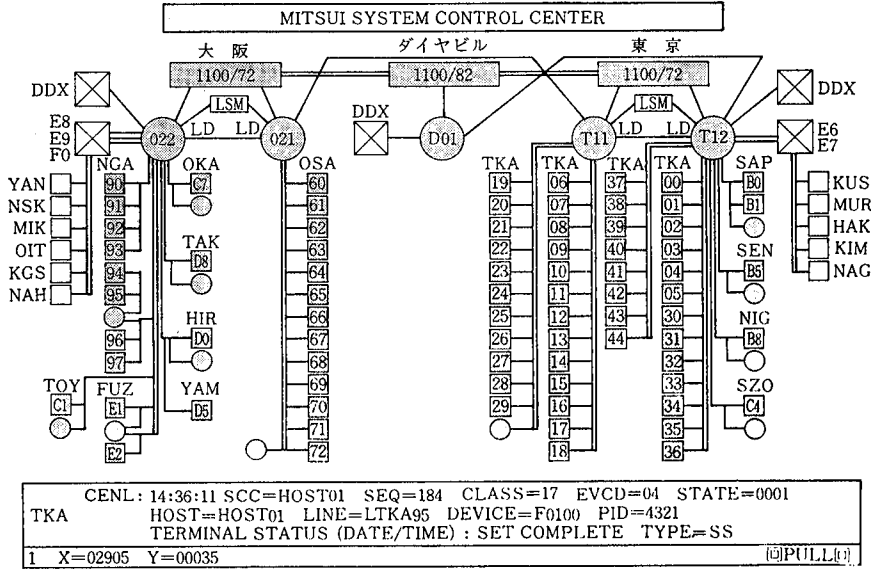
■ 監視画面の例



付図 1 ネットワーク立上げ終了後の監視画面 (東京本店 SCC)

App. Fig. 1 Supervising screen after the network is activated

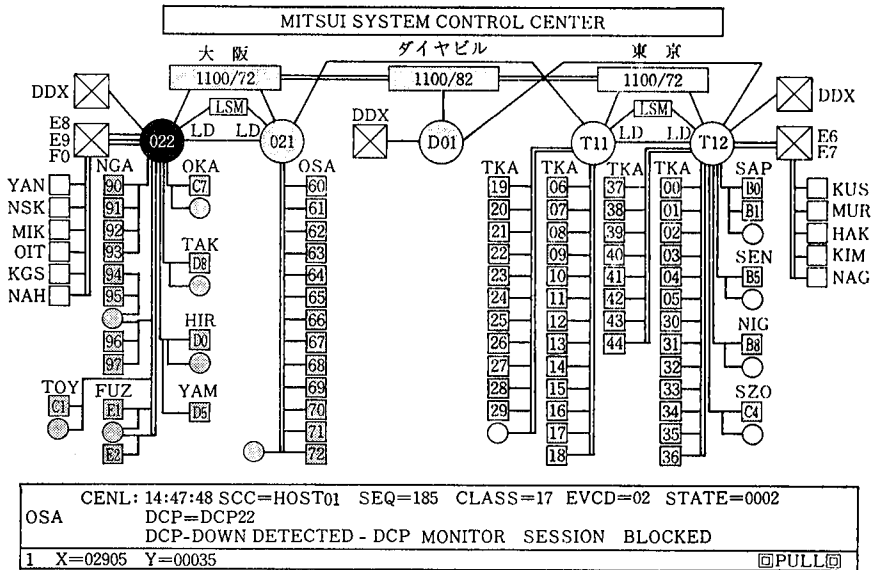
- (1) 東京本店
 - ホスト 1100/72 稼働 (緑色で表示)
 - DCP 40 No. 11 稼働(緑色), ロードシェア状態 (LD表示)
 - DCP 40 No. 12 稼働(緑色), ロードシェア状態 (LD表示)
 - LSM 稼働 (緑色)
- (2) 東京ダイヤビル
 - ホスト 1100/82 稼働 (緑色)
 - DCP 40 No. 01 稼働 (緑色)
- (3) 大阪支店
 - ホスト 1100/72 稼働 (緑色)
 - DCP 40 No. 21 稼働 (緑色)
 - DCP 40 No. 22 稼働 (緑色)
 - LSM 稼働 (緑色)
- (4) DCP 間の幹線すべて接続完了 (緑色)
- (5) 全端末が電源オフ状態 (白色)
- (6) 立ち上がっている DCP には, SCC から自動的に日付・日時・時間が設定される。



付図 2 端末電源オン指令後の監視画面 (東京本店 SCC)

App. Fig. 2 Supervising screen after the turn-on the terminal command was issued

- (1) 付図 1 の後 (ネットワーク立上げ終了後) SCC より端末電源オン指示
西日本端末は大阪支店 SCC より端末電源オン指示
東日本端末は東京本店 SCC より端末電源オン指示
- (2) 全端末が (緑色) となり、電源がオンとなったことを示している。
- (3) このとき、端末にホストの時間がセットされる。



付図 3 DCP 障害停止後の監視画面 (東京本店 SCC)

App. Fig. 3 Supervising screen after the disorder occurred and automatic switchover was done

- (1) 大阪支店 DCP 40 No. 22 停止 (赤色)
DCP 40 No. 21 と No. 22 間の幹線切断 (赤色)
- (2) DCP 40 No. 22 が停止し、自動切換えによって DCP 40 No. 22 の端末と回線が DCP 40 No. 21 に接続され稼働している。
- (3) バックアップ状況: DCP 40 No. 21 オンライン状態 (オン表示)

論文 光ディスク媒体の信頼性試験に関する考察

Evaluation Method for the Archival Life of Optical Digital Data Disk

大石 完一

要約 光ディスク・メモリは、大容量低廉かつ長期保存可能なメモリ媒体として期待されているが、開発されて日が浅いために信頼性に関する実績がない。

筆者は、光ディスク媒体が劣化する因子を明らかにし、その抽出方法を検討した。その結果、①高温高湿加速試験、②腐食ガス加速試験、③温湿サイクル試験、④硬度試験、⑤衝撃試験、によって比較的短期間で光ディスクの寿命の見極めが可能であることがわかった。

Abstract This study makes clear the factors to shorten the archival life of Optical Digital Data Disk (OD³) and proposes the test methods to evaluate its life.

In conclusion, acceleration tests will be the best method to estimate long term life of OD³.

The paper recommends a temperature/humidity cycle test, disk surface hardness test, and acceleration test under the circumstances of corrosive gases in order to estimate the life of optical disk.

The author calculates its life by extrapolating the Arrhenius' equations which describe oxidization of a recording surface and deterioration of optical properties in a disk plate.

1. はじめに

高度情報化社会では、膨大な情報を処理し保存利用するために、記録容量が大きく取扱いが容易で、かつ低廉な記憶装置の出現が強く望まれている。光ディスクは、このような要求を満たす新しい記憶装置として注目を集めており、実用化段階に入りつつある。

光ディスクは、磁気記憶装置に比べて、次の特長がある^[1]。

- 1) 記録密度が 20~50 倍高く、小型で大容量である。
- 2) 保存寿命が長く、10 年以上期待できる。
- 3) 高密度にもかかわらず、媒体の交換が容易にできる。
- 4) ヘッドと媒体との間の空隙を十分もった、非接触の記録再生ができる。
- 5) “ゴミ”や“ホコリ”に影響されにくい。

反面、光ディスクは、次のような短所もある。

- 1) アクセス時間と転送速度が遅い。
- 2) 自由な書換えができない*。
- 3) ビット誤り率が 10^{-6} 程度と低い**。

このような性質から、光ディスクの用途は膨大な情報の長期保存が期待される。光ディスクに記録されたデータの長期保存性については、開発されて日が浅いため実績データがないが、ユーザに対しては保証する必要がある。

追記光ディスクの心臓部に当たる記録膜に用いられている材料である Te 系アモルファスは、温度と湿度（以下では温湿度と略す）によって寿命が左右される性質があり、寿命時間の逆数 (λ) と温度の間には、Arrhenius 則が成立することが知られている^[3]。

* 光ディスクには追記形と書換え形の2種がある。追記形は、再配置による書換えはできるが、消去できない。また、書換え形は、重ね書きができない。書換えをするには、トラック全周を消去後にあらためて書き直す必要がある。

** 誤り訂正符号方式の採用によって 10^{-12} 程度になる。

$$\lambda = \text{定数} \cdot \exp\left[-\left(\frac{E}{kT}\right)\right] \quad T: \text{絶対温度}$$

そこで、メーカー各社とも Arrhenius 則法による高温高湿度加速試験結果にもとづいて、常温で使用したとき、10年以上の寿命があるといっている^[2]。

しかしながら、実際に長期間にわたって使用したり保存したりしたときの寿命が、このように単純な温湿度要因だけで見極められるだろうかという疑問がある。すなわち、光ディスクは記録膜上の約 $1\mu\text{m}$ の穴の有無を光ビームの反射の強弱によって読みとるが、使用環境中には腐蝕性ガスや塵埃などがある。これらと長期間にわたる温湿度変化などの相乗作用によって起こるディスク基板の透明度の劣化も光反射を阻害する因子となりうるし、通常の取扱いや輸送などで受ける衝撃による基板の狂いなども影響因子となりうると考える。

光ディスクの互換性の統一化を図る目的で、国際的には ISO/TC 97/SC 23*、国内的には通産省の委嘱機関である光ディスク標準化委員会で、機械的・物理的特性や記録様式の他に寿命を見極める加速試験法の標準化の検討が進められており、筆者もその一員である。寿命に関しては、各種環境ストレスによる影響を多角度から検討した上で、媒体の寿命を見極めるべきであるとの筆者主張が認められた。光ディスク媒体の経時的劣化因子をさぐることによって、実際に近い寿命を推定できる標準的測定法を検討する機運が生まれた。

本稿は、光ディスク媒体（追記形）の劣化因子とその確認方法を検討した上で、実状に近い寿命時間を短期間で推定する加速試験方法について述べたものである。

2. 光ディスクの構造

光ディスク媒体の記録膜には、①低い光エネルギーで記録可能な高感度性、②結晶粒界や組成の不均一による媒体雑音が少ない (S/N 比の大きな) こと、③記録ピット形状がきれいにできること、④高分解能、⑤長期にわたる化学的・物理的な安定性などの条件が必要である。このために追記形では Te 合金のアモルファス薄膜が用いられている。± $0.1\mu\text{m}$ のトラッキング精度が得られるように、媒体には図 1 のトラック案内溝 (groove) がスパイラル状に設けられているものが多い。

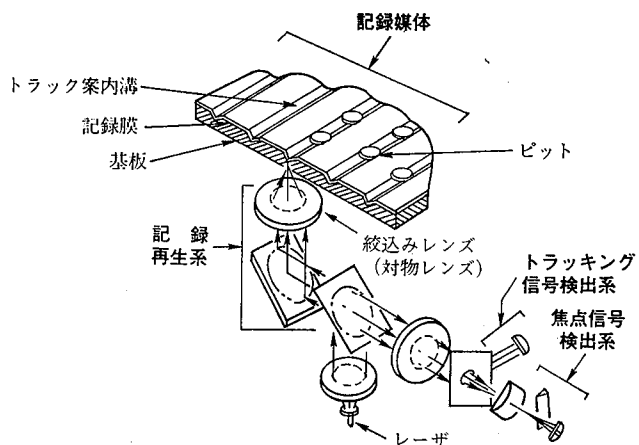


図 1 光ディスクの基本構成

Fig. 1 Mechanism of optical disk

* International Organization for Standardization TC97/SC23 (光ディスク標準化分科会)

光ディスク・ドライブの光学ヘッド系は図1のように、①記録再生系、②焦点信号検出系、③トラッキング信号検出系から成り立っている。

記録は、1個の半導体レーザによって高出力でパルス発振させ、記録膜約に1 μ mの穴(ピット)を形成する。このピットの有無をビット“1”と“0”に対応させる。

再生は、半導体レーザを低出力で連続発振させてピットの有無を記録膜面の光反射の強弱によって検出する。

レーザ光は、ディスク基板表面により2mm程度のところに設けられた対物レンズによって、記録膜上に1 μ mの光ビームを形成している。

レーザ・ビームの焦点は、記録膜面にある案内溝上の所定の位置に、常に正確に結ばれるように対物レンズの位置を制御する必要がある。この制御信号は図1の焦点信号検出系およびトラッキング信号検出系によって作り出され、対物レンズ駆動系にフィードバックされる。したがって、ディスク面に回転時の振れが多少あっても、レーザ・ビームは記録膜上の所定の位置に $\pm 0.1\mu$ m以内に常に焦点が結ばれるよう自動制御されていなければならない。

一方、光ディスクのビット誤り率は、磁気ディスクや磁気テープよりかなり低く $10^{-4}\sim 10^{-6}$ 程度しか期待できないのが実状である。そのために、光ディスクの大容量記録媒体としての長を生かして、多数の誤り訂正符号を設けて、ソフトウェア手法の助けを借りて、システム的には 10^{-12} 以下のビット誤り率を実現させている。

3. 光ディスク媒体の劣化要因と確認方法

3.1 信頼性を維持するための要素

光ディスクは、塵埃や腐蝕性ガスが浮遊している自然環境で長期保存したり、日常の空調の始動・停止時や媒体の機器への着脱時に生じる温湿度の急変などによって、たとえば表1のような許容範囲であっても環境ストレスを受ける。この中で長期にわたって記録媒体のリード/ライト信頼性を保証する必要がある。このためには、これらの環境下においても、記録膜上の記録ピット形状に変化がなく、かつディスク基板上から照射したレーザ・ビームの光反射率に変化なく安定でなければならない。すなわち、媒体上では三つの要素が長期にわたって維持されなければならない。

- 1) 記録膜の光学特性が変化なく安定している。
- 2) 基板の光学特性が変化なく安定している。
- 3) 基板の機械特性が変化なく安定している(変形や傷など)。

表1 光ディスク媒体の環境条件

Table 1 Environmental conditions of optical disk medium

項 目	(単 位)	使用時	保管時	輸送時
温 度	($^{\circ}$ C)	10~50	5~50	-20~50
相対湿度	(% RH)	10~80	10~90	10~90
最大温度勾配	($^{\circ}$ C/時間)	10	10	15
瞬時温度急変許容値	($^{\circ}$ C)	10	10	10
最大湿球温度	($^{\circ}$ C)	29	29	
大 気 圧	(kPa)	75~105	75~105	75~105
習熟時間または放置許容時間	(時間)	24		2週間
塵 埃	(Class)	1,000,000 NO ₂ : 1.0 以下 SO ₂ : 1.0 以下 O ₃ : 0.5 以下		
腐蝕性ガス許容値	(ppm)			

3.2 劣化する因子と確認方法

1) 記録膜……Te を主成分とする記録膜は、酸化によって光吸収率が減少し、反射条件が乱れたり^[4]、S/N 比が低下する^[5]性質がある。この結果、ビット誤り率の増加や記録感度の低下が現れる。図 2 のように S/N 比とビット誤り率との間には相関関係があるとの報告もされている^{[6][7]}。

記録膜の酸化は、密閉状態では進行しにくいといわれているが^[10]、10 年以上保存した記録データの品質を保証するためには、信頼性を見極めが必要である。製造時の空気混入や基板接着部分の接着剤のピンホールや劣化、基板材料の吸湿などによって徐々に酸化が進む可能性があると考えられる。

Te 系アモルファスの酸化の進行速度は、一般の半導体と同様に低温低湿下では遅く、高温高湿下では加速される性質があり、その加速速度との間には一定の規則 “Arrhenius

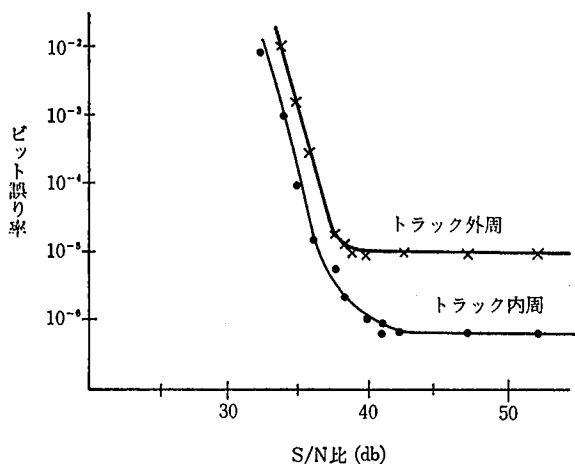


図 2 S/N 比対ビット誤り率

Fig. 2 S/N ratio vs. bit error rate

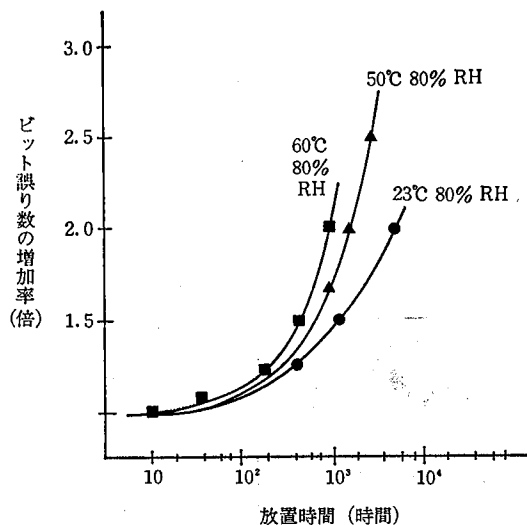


図 3 ビット誤り率の変化

Fig. 3 Change of bit error rate

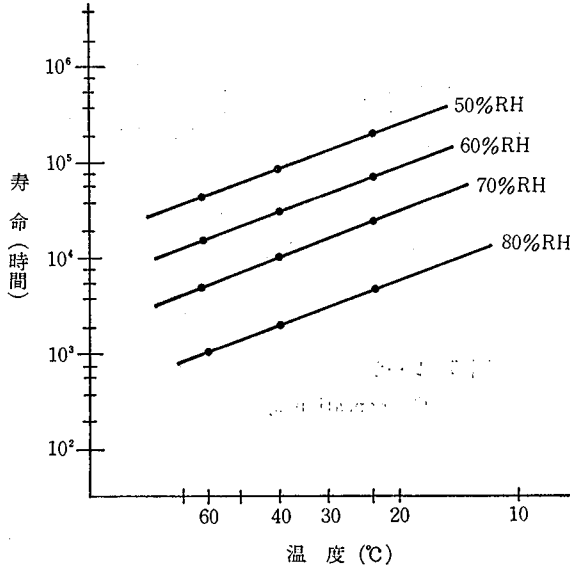


図 4 ビット誤り 2 倍増時点の Arrhenius プロット

Fig. 4 Arrhenius plots at the point where the increase of bit error rate amounts by 2 times

則” が適用できることが知られている^[9]。図 3 は、高温高湿下でビット誤り数の増加率の経時特性を調べたデータ例である^[9]。このデータを付図 1 の Arrhenius 加速係数曲線にあてはめると、ビット誤り数が 2 倍となった時点を生寿命とすれば図 4 のように、60°C で相対湿度が 80% RH の環境下で 10³ 時間で寿命に達したディスクは、25°C で相対湿度 50% RH の環境下では 1.5 × 10⁵ 時間使えることになる。したがって、記録膜のみの長期信頼性の確認には、高温高湿下での加速試験が有効である。

2) ディスク基板の光学的特性の劣化……大気中に含まれている腐蝕性ガス(表 2) にディスク基板が侵されると、屈折率や透明度など光学的特性が変化し、リード/ライト信頼性が損われることになる。このため長期間においても基板が変質しないかどうかの見極めが必要である。

表 2 大気中の腐蝕性ガス量

Table 2 Corrosive gases in the air

	一日平均 (ppm)	最大値 (ppm)	メーカー許容値 (ppm)
NO ₂	0.06	0.1	1.0
SO ₂	0.04	0.1	1.0

(84 年度東京都心の値)

一般的に物質の腐蝕の進行速度は、腐蝕性ガス濃度がある程度までは濃くなるほど、また温度が高くなるほど、加速される性質がある^[11]。したがって、これも記録膜の酸化の加速と同様に Arrhenius 則によって加速係数が掌握できるので、腐蝕性ガスによる基板への影響の評価が比較的短時間で可能となる。

加速テスト環境条件としては、通常設計者がとるであろう設計余裕を考慮して、メーカー仕様上限の +20パーセントを限度として考えたい。表 2 に東京都心における大気中の腐蝕性ガス量実測データとメーカー提示の許容値の例を示す。この表から大気中に含まれている腐蝕性ガス量は、メーカー提示許容値の 1/20 前後であり、また表 1 から光ディスクの通常の使用温度は、許容上限温度の 1/2 前後であることがわかる。したがって、少なくとも

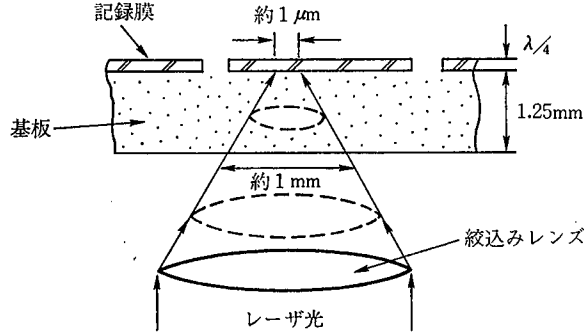


図 5 レーザ・ビームの記録膜への絞込み

Fig. 5 Compensation system of laser beam

通常使用状態に対し、ガス濃度で約 20 倍、温度で 2 倍強の条件での加速ができる。

記録膜に結ばれる 1 ビットのビーム径は $1 \mu\text{m}$ と小さいが、図 5 のように基板表面では約 1 mm となるので基板表面にゴミが付着してもその影響は少ないと言われている^[11]。またシステムでは、1 セクタ当たり 30 バイトの誤り訂正が可能なので^[12]、1 セクタ当たりで数ビットにわたって大きなゴミが並ばない限り読取り不能とはならない。細かな浮遊塵埃が温湿度の変化などによってディスク表面に付着堆積すれば、当然のことながら、分解などの光学的特性が低下して読取り不能になる。これは清掃によって回復できる^[8]。この場合、むしろ清掃などによってディスク表面に擦り傷がつくと、光学的特性の変化をきたし媒体寿命に影響をおよぼす原因となる。すなわち、ディスク基板の表面硬度の強弱も寿命を左右する因子となる。

3) ディスク基板の機械的特性の劣化……レーザー・ビームによって記録膜上のピットの有無を正確に読み取るためには、記録膜上でレーザー・ビームの焦点が常に一定に結ばれている必要がある。すなわち、ディスク回転時に対物レンズから膜面までの距離が一定でレーザー・ビームが常にグループ上にいる必要がある。これらを保つ精度については、ディスクの平面性、ドライブと媒体のハブ結合性、ドライブ・モータの回転の安定性、光学ヘッドの機械特性など、相互の総合特性によって決まるものである。システム的には、ディスク基板の振れ（3 次元的に）が数 $100 \mu\text{m}$ P-P 以下であるという前提（規格案の段階）^[12]で自動位置制御がされている。したがって、ディスク基板の経時的機械特性としては、許容された環境ストレス下で、3 次元的な歪が規定値を逸脱していないことの確認が必要となる。

基板の経時的機械歪は、温湿度変化の環境ストレスやディスクの取扱い（日常操作・輸送など）による機械的ストレス（衝撃）の繰返しによって、蓄積されるものである。次の場合には、これらのストレスによって機械的歪を受けやすい。

- ① 温湿度膨脹係数が 2 軸で異なる基板材料を用いた。
- ② 温湿度膨脹的にみて基板と相性の悪いハブ材料を用いた。
- ③ ハブ取付け構造の不適合。
- ④ 基板貼り合わせ用接着剤の耐久性不良。

これらの機械的歪は、温湿度の熱衝撃を加えた時に顕著に現れる性質がある^[11]。したがって、温湿度サイクルによる熱衝撃を与えてこれによって生じた歪量を測定することによって評価できると考える。この場合、温湿度変化勾配を大きくするほど加速できる性質がある。加速試験条件としては、図 6 のように、メーカー仕様の温湿度上限値と下限値の間

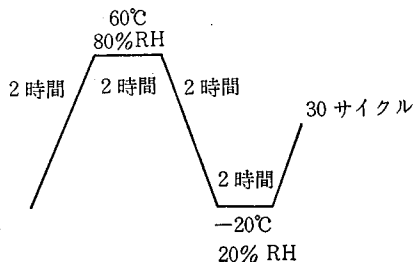


図 6 温湿度サイクル条件

Fig. 6 Temperature/humidity cycle conditions

を結露しない最大条件で変化させることが適当と考える。

温湿度サイクル試験によって、同時にディスク・カートリッジの歪量についても評価する必要がある。この場合の検討項目は、シャッタ開閉やディスク回転に障害のないことの確認となる。

耐衝撃性については、どこまでを保証しなければならないかという問題で見解が分かれるが、光ディスクではデータの長期保存性が重要であり、保管中に誤って落とした場合でも記録データの読み出しができるだけの耐衝撃性が最低限必要と考える*。

ディスクの衝撃性については、低温環境になるほど弱くなる性質がある。しかし、裸のディスクを誤って落とすケースは、通常の見出し時の環境 (20°C 前後) が普通であるという考えから、20°C 下で 150 cm の高さからの落下に耐えることの確認で十分であると考え。また、輸送時には低温にさらされることがあるが、梱包などで耐衝撃性を増強できるため、この確認を行えばよい。

4. 寿命を見極めるための加速試験

前章の光ディスク媒体個々の劣化因子とその確認方法にもとづいて、媒体の長期信頼性を短期間で見極める加速試験について総合的に検討する。

1) 寿命を見極めるパラメタ……光ディスク媒体の劣化は、総合的にはリード/ライト・エラー、すなわちビット誤り率の増加として現れる。ビット誤り率は、具体的数値として表現できる利点がある反面、測定に長時間を要すほか、偶然性を伴う欠点がある。

ビット誤り率の増加は、物理的に光反射率の減少、S/N 比の低減に起因して起こるものと考えるので、これらの物理量の変化度合で捉えたほうが確である。

劣化のうち、基板の光学的劣化および記録膜の酸化の場合には、静特性としての光反射や S/N 比でとらえることができる。

機械的変形の場合には、動的な光反射や S/N 比を測定すればとらえることができるが、動的垂直方向の振れ (axial runout) および動的水平方向の振れ (radial runout) によってとらえたほうが確である。

寿命を決めるスレッッシュホールドは、各規準許容量を越えた時点とすることが妥当と考える。

光ディスクについては、実績が少なく相互関係が明らかになっていない点が多いため、現在のところ各種データから判断せざるをえない。将来的には、測定パラメタを少なくしうると思われる (たとえば、ビット誤り率を S/N 比に置き換えるなど)。表 3 にこれらの

* 光ディスクは、取扱い中の指紋やゴミ付着、基板の保護の目的から密閉構造のカートリッジに収容されている。したがって、落下させた場合、カートリッジの破損があっても、基板の破損や変形さえなければカートリッジだけ交換すれば記録データは読み出せる。

表 3 寿命を見極めるためのパラメタ
Table 3 Parameters used in estimating
the life of optical disk

ビット誤り率
反射率
S/N 比
動的垂直方向の振れ
動的水平方向の振れ
カートリッジの歪
目視検査 (外観上の歪, ヒビ割れなど)

表 4 光ディスク信頼性試験概要
Table 4 Reliability tests of optical disk

試験項目	目的	試験条件	加速係数	試験パラメタ				
				BER	Lev	S/N	Ref	TIR
高温高湿加速	記録膜酸化	60°C 80% RH 2,000 時間	100	○	○	○	○	
腐蝕ガス加速	基板変質	60°C NO ₂ 1 ppm SO ₂ 1 ppm 1,000 時間	基板材質により変わる	○	○	○	○	
温湿度サイクル	基板の変形 カートリッジ変形	60°C 80% 2 H / 2 H $\sqrt{\frac{2 H}{2 H}}$ / 30サイクル -20°C 20%	—				○	○
硬 度	基板表面硬度 (耐研磨性)	アルミナ 5 μm 100 gr 重 600 回	—			○	○	
衝 撃	耐久牲	150 cm 落下 20°C (各方向)	—			○	○	○

BER=ビット誤り率, Lev=記録信号レベル, S/N=S/N 比, Ref=反射率, TIR=変形量

パラメタを示す。

2) 寿命加速試験……加速試験は、反応速度論で単一の素過程を考えた時に適用できるので、単独では各種環境ストレスが幅渡する環境下での信頼性評価にはならない。そのため、表 4 に示すように多数項目のテストを通して総合的に判断せざるをえないと考える。これも光ディスクについての実績が少ないために起こるもので、将来的には、試験項目の統合や削減ができると思われる（たとえば、高温高湿加速試験と腐蝕ガス加速試験の統合）。

5. おわりに

光ディスク媒体の劣化因子を明らかにし、その確認方法を検討した。

その結果、次の加速テストによって光ディスク媒体の長期信頼性を見極めが可能であることを見出した。

- 1) 高温高湿加速試験
- 2) 腐蝕ガス加速試験
- 3) 温湿度サイクル試験
- 4) 硬度試験
- 5) 衝撃試験

以上、光ディスクが劣化する因子とその抽出方法の机上検討結果から光ディスク媒体の長期信頼性を見極める試験方法の考察を行った。現在、筆者が参画している光産業技術振

興協会の“光ディスク標準化委員会”では通産省の委嘱を受けて光ディスク媒体の寿命試験法の標準化のための試行テストを行うべく準備中である。

参考文献 [1] 三橋慶喜, ほか, “光ディスクの基礎と展望”, オプトロニクス, Vol. 5, No. 7.
 [2] 角田義人, ほか, “コード情報の記録が可能になった大容量光ディスクファイル装置”, 日経エレクトロニクス, Vol. 330.
 [3] 半導体ハンドブック, 半導体ハンドブック編纂委員会編, オーム社, 1977.
 [4] 光ディスク・メモリ用材料に関する調査報告, 日本電子工業振興協会, 57-M-180.
 [5] 溝淵靖夫, ほか, “光ディスクメモリ”, 電子通信学会誌, Vol. 68, No. 4.
 [6] 川久保, ほか, “光ディスク信号評価”, 信学技報 MR 84-39.
 [7] W. Benette, データ伝送, ラテイス (丸善), 1978.
 [8] 大石完一, ほか, 光ディスク装置評価報告, テクメモ 1985-6.
 [9] 斎藤哲男, ほか, “光ディスク媒体の加速試験法”, 信学技報 S59.
 [10] 山下, ほか, “Te 低酸化物による光ディスクの信頼性”, 信学技報 CPM 81-68.
 [11] 北川賢司, 信頼性工学入門, コロナ出版社, 1985.
 [12] ISO/TC 97/SC 23, N 28 Draft proposal for OD³, 1985.

付録 1. Arrhenius モデル

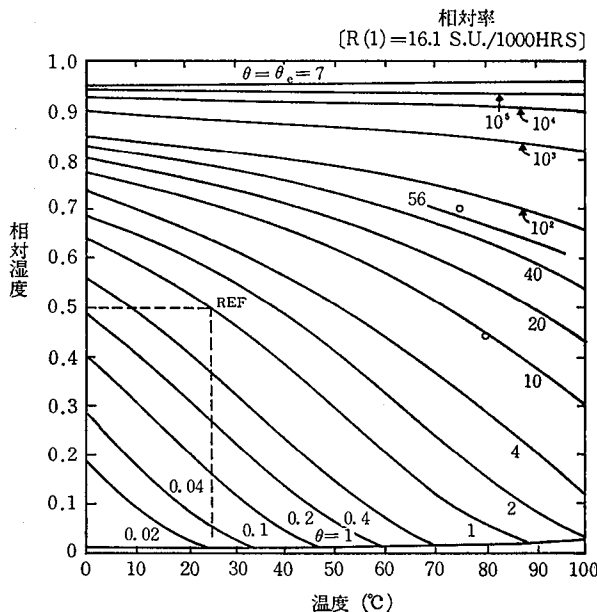
材料の酸化や腐蝕などの反応速度と温度との関係について 1889 年に Arrhenius が提出したモデルである。ここで, 反応速度定数 λ は

$$\lambda = A \exp\left(-\frac{E}{kT}\right)$$

で表現される。

なお, k は Boltzman 定数, E は活性化エネルギー, T は絶対温度, A は比例定数 (反応条件固有の) を表す。

酸化や腐蝕などのマイクロレベルにおける材料の物理化学的変化は, 製品の特性パラメタの変化と密接な関係にある。したがって, 製品の寿命は特性パラメタの値, すなわちマイクロレベルにおける物理化学的変化量が限度を越えたときにくると考えられる。このことか



付図 1 Te の Arrhenius プロット (温度対湿度)

App. Fig. 1 Arrhenius plots of Te

ら製品の寿命 L と温度ストレス T との間にも上の Arrhenius の関係式が成立することが導き出せる。

$$\ln L = A + \frac{E}{kT}$$

基準状態における寿命 L_N 、反応速度定数 K_N 、温度 T_N とすれば、寿命の加速係数 A_L は

$$A_L = \frac{L_N}{L} = \frac{K}{K_N} = \exp\left[-\frac{E}{k}\left(\frac{1}{T} - \frac{1}{T_N}\right)\right]$$

となる。これが寿命と温度ストレスとの関係を示す Arrhenius モデルである。

Arrhenius の反応速度論を進展させ、温度以外の湿度、電圧、機械的応力などのストレスの影響を取り扱った関係式も提案されている。すなわち、寿命 L は

$$L = A \cdot B \exp\left(\frac{E}{kT}\right) \cdot \exp(-\alpha \cdot RH) \cdot V^{-n}$$

ここで、 RH は相対湿度、 V は電圧、 A, B, α, n は定数を表す。

執筆者紹介 大石 完一 (Kan-ichi Ohishi)

昭和6年生。昭和30年日本大学第一工学部電気工学科卒業。33年日本ユニパック(株)入社、フィールド・サービス、磁気記録関連の調査・研究などを経て、周辺機器の信頼性評価担当として現在に至る。またこの間、ISO/TC 97/SC 11, 同 SC 23 および磁気テープ、フレキシブルディスク、光ディスクのJIS化などの標準化専門委員会委員として標準化活動に従事。現在、ハードウェアプロダクト2部主任研究員。ハードウェア入門(共立出版)、などの著書(共著)がある。電子通信学会員、情報処理学会員。



論文

UNIVAC 2200/200 シリーズのハードウェア技術

The Hardware Technology of UNIVAC 2200/200 Series

蛭子 斌 博

要約 UNIVAC 2200/200 シリーズは、新世代 CMOS VLSI (CMOS-III) の採用によって価格性能比の向上と占有容積の縮小を実現した汎用中型コンピュータ・システムである。

そのシステム構成は、Sバスを中心とした3階層バス構造を採用しており、基本筐体当たり最大2個のIP (Instruction Processor), 2個のMSU (Main Storage Unit) および10個の入出力チャンネルを搭載できる。

また、IPには6種のカスタム・デザインによるCMOS-III VLSIチップからなる1100チップ・セットを採用することによって、1ボードCPU (Central Processing Unit) を実現している。このほか、SSP (System Support Processor) を内蔵した新しいIOP (I/O Processor) を開発し、これに容量172MBの5¼" ウィンチェスタ型内蔵ディスクを最大8台まで接続可能にしている。

また、本シリーズはコンパクトな設計になっており、これらのモジュールがすべて1m³の筐体内に収められている。そして、これらを実現させたのは、NPF (New Power Family) と呼ばれる電源供給システムと1.2μm Nウェル2層金属CMOS-IIIプロセス技術である。

本稿は、UNIVAC 2200/200 シリーズのシステム構成、IP (1100チップ・セット)、入出力チャンネル、実装技術、CMOS-III 素子技術について紹介するものである。

Abstract UNIVAC 2200/200 series is a new midframe computer system which realizes fully competitive cost/performance and the reduced size by adopting the new generation CMOS (called CMOS-III) technology.

The system is built on a three level bus architecture, and has the capability of configuring up to two IPs (Instruction Processor), two MSUs (Main Storage Unit), and ten I/O channels in a single cabinet.

IP is the 1st single-board CPU (Central Processing Unit) implemented with a 1100 Chip-Set consisting of six customdesigned VLSI chips (CMOS-III).

The additional feature of the system is the new IOP (I/O Processor), in which the SSP function is incorporated supporting up to eight 172 MB Winchester disk drives.

All these modules are fitted into a 1m³ cabinet by utilizing the advanced technology of the NPF (New Power Family) and 1.2μm N-Well Double-Layer Metal CMOS-III.

This paper describes the characteristics of Sperry 2200/200 series such as the system architecture, IP (1000 Chip Set), I/O channels, packaging and CMOS-III technology.

1. はじめに

UNIVAC 2200/200 シリーズは、CMOS VLSI を全面的に採用した商用として初の1ボードCPUを実現したシステムで、その素子技術はMinnesota州EaganのSperry社*半導体工場が開発された新世代CMOS (CMOS-III) である。

一般に、商用コンピュータ・システムの価格性能比は、中央処理装置 (CEC, Central Electronic Complex: IP, MSU および筐体を含む) で年率23パーセント、周辺装置で年率10パーセントの割合で低下するといわれている。2200/200 シリーズにおいても、発表時

* Sperry社はBurroughs社との合併によって、1987年1月1日よりUnisys社として新発足した。

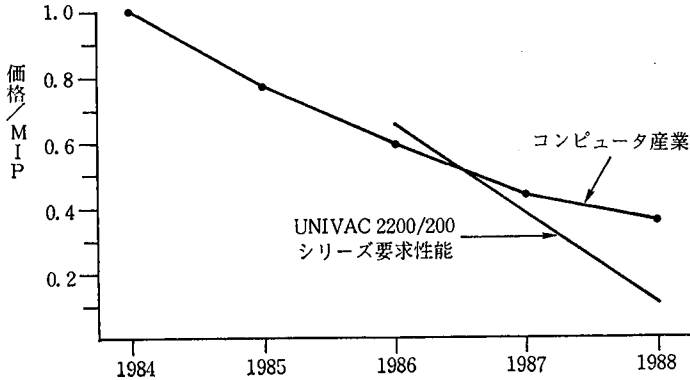


図1 コンピュータ産業の価格性能比曲線

Fig. 1 Industry cost/performance curve

点はもちろん、そのライフ・サイクル全搬にわたって、この曲線の下側に位置するシステムであることが要求される (図1)。

新しい機能をそなえ価格性能比において、十分な競争力をもったシステムを短期間の内に実現させるために 2200/200 シリーズの開発に当たっては、次のようなアプローチがとられた。

- 1) 従来シリーズ 1100 のアーキテクチャと完全な互換性を維持し、ソフトウェアに対する影響を最少にする。
- 2) CHAPARRAL システムで開発された S バス (System Bus) を中心としたシステム構成を採用する。
- 3) 新たに 6 種 7 個の CMOS-III VLSI チップからなり CHAPARRAL IP の 2.5 倍の性能をもった 1100 チップ・セットを開発し、これを用いた 1 ボード IP を実現する。
- 4) 周辺装置分野における開発と製造の費用低減のために業界標準となっている周辺装置を積極的に採用し、これを 1100 アーキテクチャのもとで動かす IOP およびアダプタ類を新たに開発する。
- 5) 通信能力の強化のために新たに PLM (Programmable Line Module) と呼ばれる内蔵型の 1 ボード通信プロセッサを開発し、これを IOP のもとで動作させる。
- 6) CMOS-III VLSI, 256 kB DRAM を用いた SIP (Single Inline Package), NPF (New Power Family) などの新しい技術を採用し、コンパクトな実装を実現する。

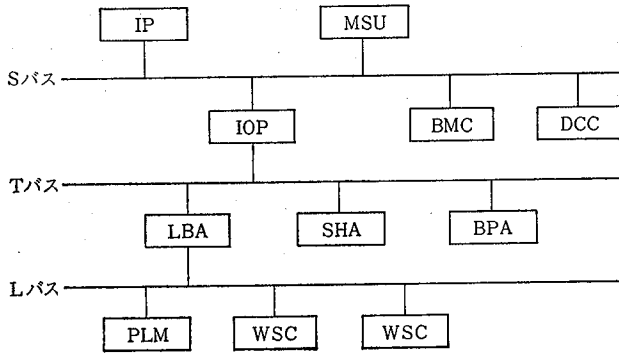
本稿では、このようなアプローチで開発された 2200/200 シリーズのハードウェアの特徴について紹介する。

2. 2200 シリーズのシステム構成

図2に 2200/200 シリーズのシステム構成を示す。

2200/200 シリーズは、CHAPARRAL で開発された S バスを中心としてシステムを構成している。この S バスに IOP を介し T バス (Transfer Bus) と、さらにこの T バスに接続された LBA (L-Bus Adapter) を介して L バス (Line Module Bus) を接続する、3 階層バス構造がとられている。

一般にバス構造を有するシステムは構造が簡潔で構成の柔軟性があり、さらにケーブル類による接続が少ないため信頼性も上がる、などが長所としてあげられる。しかし、その反面いくつもの資源が共通のバスを使用するため、バス上でアクセスの競合が発生し、そ



- | | |
|---|--|
| IP : 中央処理機構
(Instruction Processor) | MSU : 主記憶機構
(Main Storage Unit) |
| BMC : ブロック多重チャネル
(Block Multiplexer Channel) | IOP : 入出力処理機構
(I/O Processor) |
| LBA : 通信制御アダプタ
(Line Module Bus Adapter) | DCC : ディスク・チャネル制御機構
(Disk Control Channel) |
| BPA : 低速入出力チャネル
(Byte Peripheral Adapter) | SHA : SCSI (ANSI X3 T9. 2/82-2)
ホスト・アダプタ
(SCSI HOST Adapter) |
| PLM : 内蔵型通信制御機構
(Programable Line Module) | WSC : ワークステーション制御機構
(Workstation Controller) |

図 2 2200/200 シリーズのシステム構成

Fig. 2 System configuration of 2200/200 series

れによりシステムの効率へ少なからず影響を与えるという問題も合わせもっている。2200/200 シリーズのシステム構成においては、このSバスの効率がシステム全体の効率に大きな影響を与えるので、このバスの競合による効率低下の問題を次のような方法で解決している。

まず、バスに接続されている装置がバスのアクセス権を得る方法としては、分散同時評価方式 (Distributed Simultaneous Evaluation Scheme) を採用している。これは、各装置に固有の優先度を与え、競合が生じた場合、個々の装置が自身で与えられた優先度に従いアクセス権が得られたかどうかの判断を行う方式である。各装置に優先度の判断を委ねることにより各装置の回路は多少複雑となるが、要求を出してからバスのアクセス権を得るまでの時間は短縮され、Sバスの場合1サイクル (108 nsec) で行えるようになっている。データは1サイクルで1語移送でき、さらにバス要求サイクルとデータ移送サイクルとを並行して動作させることを可能にしたことによって、最高 9.26 M語/sec (36 MB/sec) の移送速度が実現されている。

しかし、バスがいくら高速であってもある一つの装置へ要求が集中した場合、装置側が動作中の状態となり、要求が受け付けられないという状態が発生する。これは、とくにMSUにおいてIPやIOPなどからの要求が競合する場合に生じ、タイミングによっては特定の装置からの要求が長時間拾われないという事態が生じる可能性もある。これを解決するには多重バスの考え方を採用すればよいが、制御が複雑となり費用も増大する。2200/200 シリーズにおいては、MSUが動作状態 (たとえば別の装置からの読み出し要求を処理中) である装置からの要求を拒否した場合、次にその装置からの要求を最優先で受け付けるという機能 (Busy Queue Control) をMSUに設け、この問題を解決している。

また、2200/200 シリーズのIPはキャッシュ・メモリを有しており、そのためIPによ

るバス利用率はキャッシュ・メモリをもたない IP に比べて低く、バス上でのアクセス競合の機会が非常に少なくなる。これによって共通のバス上で最大四つの IP、四つの MSU および IOP, BMC, DCC などの Sバスを利用する 10 個の入出力装置が動作できる。

3. IP (Instruction Processor)

IP の中心は、1100 アーキテクチャと完全な互換性をもち、226 種の基本モード命令および 243 種の拡張モード命令を実行する 1100 チップ・セットである。

この 1100 チップ・セットは 2200/200 シリーズのみならず、他のプロダクトにも採用できるように汎用性をもった設計となっている。

図 3 に IP のブロック図を示す。図中 で示している部分が 1100 チップ・セットである。

基本プロセッサは、C/I (キャッシュ・インタフェース, Cache/Interface) チップ, ALU (演算制御, Arithmetic Logic Unit) チップ, D/C (命令制御, Decode/Control) チップ, AGU (アドレス制御生成装置, Address Generation Unit) チップの四つで構成され、これに EIS (拡張命令セット, Extended Instruction Set) チップと M/D (乗除算, Multiply/Divide) チップの 2 種類を加えるとフル構成となる。

つぎに各チップの機能を簡単に説明する。

- 1) C/I チップ……C/I チップは、4K 語の容量をもつセット・アソシアティブ・キャッシュ・バッファの制御およびチップ・セット外部とのインタフェースの二つの機能をもっている。

4K 語のキャッシュ・バッファは 1024 セットからなり、1 ブロック/セット、4 語/ブロックの構成をもっている。この 4K 語のバッファが 1 個の C/I チップで制御

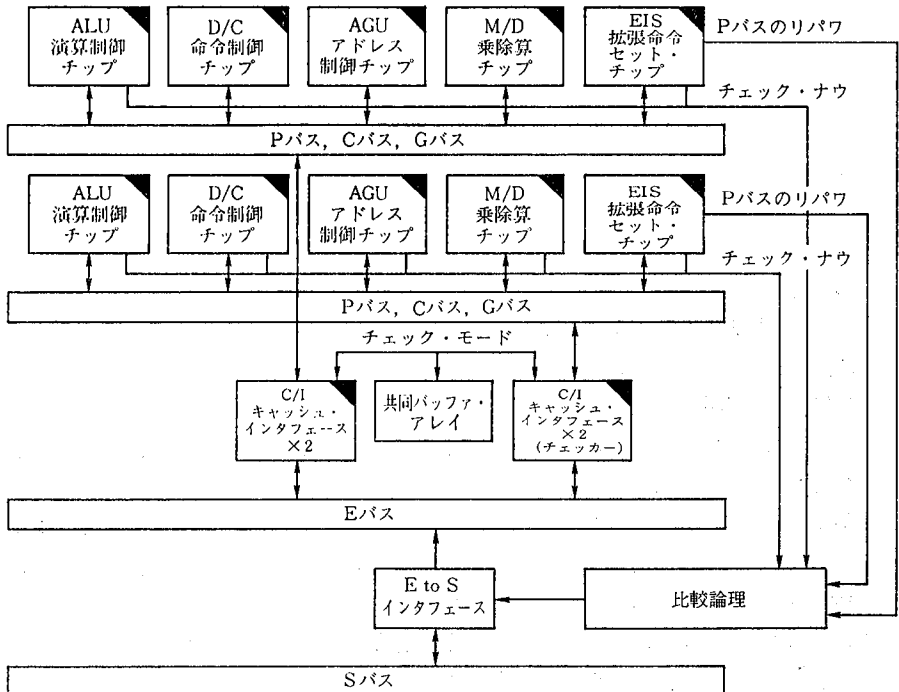


図 3 IP の構成

Fig. 3 Instruction Processor block diagram

され、チップ・セット当たり最大4個まで接続できる。最大構成においては4ブロック/セット、16K語のキャッシュ・バッファとなる。複数ブロック構成の場合、どのブロックを使用するかのリプレースメント・アルゴリズムは、Paired LRU (Least Recently Used) という方法を用いている。

2200/200 シリーズの IP ではこの C/I チップを2個 (キャッシュ・バッファ=8K語) を搭載している。複数の C/I チップによる構成の場合、その中の一つがマスタ C/I チップ、その他がスレーブ C/I チップとして動作する。マスタは、Eバス (External Bus) を経由して MSU にデータを書き込めるが、スレーブは読込みのみで書込みは許されない。マスタとスレーブの切換え、あるいは C/I チップのダウン指定 (キャッシュ・テグラデーション) は、SSP (System Support Processor) より動的に行える。

チップ・セットと外部とのインタフェースは、ローカル・モードとシステム・モードの二つのモードが選択できる。ローカル・モードは、単一プロセッサ構成の小規模システムに用いられ、Eバスを介し MSU および IOP と接続できる。

2200/200 シリーズのように多重プロセッサ構成のシステムでは、Sバスを介して接続される必要がある (システム・モード)。この場合、EバスとSバスをつなぐ E to S インタフェース (二つの CMOS-III ゲート・アレイで構成) が用意されている。

- 2) ALU チップ……ALU チップは、10進数データとビット列の演算および CALL や GOTO などの特殊な命令を除いたすべての 1100 シリーズ命令の演算を実行する。ALU は、大きく次の四つの部分から構成されている。

① 制御記憶/マイクロエンジン

シリーズ 1100 の命令を実行する 30ビット 512語のマイクロ命令が格納される。ROM部分と、これを実行するマイクロエンジンからなる。どのマイクロ命令から実行を開始するかは、後に述べる D/C チップより指示される。

② アキュムレータ、マルチプレクサ、ALU 等からなるメイン・データ・パス

③ 浮動小数点演算における指数部分の演算を実行する指数部データ・パス

④ GRS (General Register Stack)

- 3) D/C チップ……シリーズ 1100 の命令語は D/C チップで解読される。D/C チップは ALU, AGU, M/D および EIS に対し各々のマイクロ命令の開始アドレスおよび命令の実行に必要な種々のデータ (レジスタ番号, イミディエイト・オペランド等) を与え、命令の実行を制御する。D/C チップは、これら以外に AGU チップから送られてくる割込み要求の優先度制御、あるいはカンタム・タイマの計量などの機能をもっている。

- 4) AGU チップ……AGU チップは、シリーズ 1100 アーキテクチャにおけるアドレス変換を実行するチップで、制御記憶/マイクロエンジン、データ・パス、レジスタ・スタックおよびハードウェア・シーケンサの四つの部分から構成されている。AGU チップでは、アドレス変換の機能と同時に 1100 アーキテクチャ (拡張モード) において最も複雑な命令の一つである CALL や GOTO 命令の実行も行われる。なお、アドレス変換に使われる 32個のベース・レジスタは、レジスタ・スタック内に存在する。

ハードウェア・シーケンサは、1100 チップ・セット全体の順序制御を行う部分である。1100 チップ・セットは、4フェーズ/1サイクル (108 nsec) のクロックを用いている。各チップは、その基本機能を2フェーズで完了するように設計されており、

表 1 ストア命令の実行順序
Table 1 Store instruction sequence

サイクル	GRS に 関連する操作	P バス		その他の操作
		データの内容	データの動き	
4 (一つ前の命令語) のサイクル		命 令 語	C/I→AGU, ALU, D/C	
5 (一つ前の命令語) のサイクル	X _x を読み込む			
		X _x	ALU→AGU	
1	R _i を読み込む A _i を読み込む	増加された X _x	AGU→ALU	オペランド・アドレス の生成
2	増加された X _x を書き込む			次の命令語のアドレス の生成
3		次の命令語アドレス	AGU→C/I	キャッシュ・バッファ に対し、次の命令語の 読み込み要求
4		オペランド・アドレス 次の命令語	AGU→C/I C/I→AGU, ALU, D/C	キャッシュおよびメモ リへの書き込み要求
5	次の命令語の X _x を読み込む	オペランド・データ 次の命令語の X _x	ALU→C/I ALU→AGU	

1 シーケンス (1 サイクル) の前半と後半で二つの異なった動作が可能である。

大部分の命令は 5 シーケンスで完了するが、複雑な命令の場合、あるいは命令実行途中でキャッシュのヒット・ミスや割込みなどが生じた場合は、5 シーケンス以上を要する。どのシーケンスで何を行うかはチップごとに決められており、AGU が有するシーケンス・カウンタによってチップ間の同期がとられる。

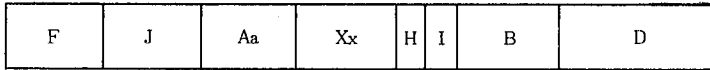
- 5) EIS チップ……136 ビットで 576 語の制御記憶に内蔵されるマイクロ命令により、29 種類の 10 進数命令およびビット列命令を実行するチップである。EIS チップはマイクロ命令の開始アドレスを D/C チップより受け取り、ALU (アドレス生成) および AGU (オペランド・フェッチ) と同期して動く。
- 6) M/D チップ……2 進数、および浮動小数点データの演算は ALU でも実行するが、M/D チップはこれを高速に実行する装置である。このチップは、浮動小数点演算において単精度 (36 ビット) の演算を 1 シーケンスで、倍精度 (72 ビット) の演算を 2 シーケンスで実行する能力をもっている。

M/D チップもマイクロ命令で制御されているが、容量は小さく 21 ビット 64 語である。マイクロ命令の開始アドレスは D/C チップより指示される。

以上、説明してきた 6 種のチップは、Pバス、GバスおよびCバスの 3 種類のバスに接続される。Pバスはデータのやりとりを行うバスで、2 フェーズで 1 語のデータを移送できる。Gバスは、D/C が ALU, AGU, EIS, M/D にマイクロ命令の開始アドレスを送る場合など、他のチップの制御シーケンスを開始させるのに使用される。Cバスは本来の意味でのバスではなく、チップ間の制御信号の集りである。

この 3 種のバスを使いチップ間の同期をとりながら、シリーズ 1100 の命令が実行される。

表 1 にストア命令の場合の各チップ間の動きを説明する。



- F/J : 命令コード
- Aa : GRS 内レジスタの指定
(ストア命令の場合、ストアされるデータは Aa にある)
- Xx : Uオペランド・アドレスを修飾するインデックス・レジスタの指定
- B : ベースレジスタの指定
- D : オペランド・アドレス
(ディスプレイメント部分)

図 4 命令語の形式 (拡張モード)

Fig. 4 Instruction format (Extended mode)

なお、図 4 は拡張モードにおける命令語の形式である。図 3 に示したとおり 2200/200 シリーズの IP では、この 6 種 7 個 (C/I チップは 2 個) の 1100 チップ・セットを 2 セットもつ二重化構造を採用している。二重化によるチェックは、チェック・モード (Check Mode) およびチェック・ナウ (Check Now) と呼ばれる 2 種類のチェック方法を用いて行われる。チェック・モードとは、いわゆる二重化チェックのことをいう。この場合、2 セットの 1100 チップ・セットはキャッシュ・バッファを共有する以外独立して動作し、同時に同じことを行う。このとき、一方のチップ・セットをマスタ、他方をチェッカと呼ぶ。両者の演算結果の比較検査は、チェッカに指定された側の C/I チップで行われ、異常が検出された場合は MSU への書込みは停止される、マスタ/チェッカの指定は SSP より切り換えられるようになっている。これでデータの完全性は保障されるが、7 個のチップのうち、どれが故障したかの判断はできない。この判断を行うためには各チップごとにその動作をモニタする必要がある。この機能がチェック・ナウである。チェック・ナウでは、各チップを結んでいる Pバス、Gバスおよび Cバスの状態を 2 フェーズ (フェーズ 2 および 4) ごとにチップ・セット間で比較する。バスを駆動しているチップは、必ず一度に 1 であるから、これによりどのチップ・ペア (どちらかは限定できない) で誤動作を起したかの検出が可能となる。

4. 入出力チャネル

2200/200 シリーズの入出力チャネルとしては、磁気テープ装置、日本語印書装置など高速の周辺装置が接続されるブロック多重チャネル (BMC: Block Multiplexer Channel)、ディスク専用のチャネルであるディスクチャネル制御機構 (DCC: Disk Controller Channel)、主に低速の周辺装置を接続するための低速入出力チャネル (BPA: Byte Peripheral Adapter)、SCSI インタフェースをもつ内蔵型ディスクや 1/4" カートリッジ・テープなどを接続する SCSI ホスト・アダプタ (SHA: SCSI Host Adapter) およびワークステーション制御機構、内蔵型通信制御機構を接続するための通信制御アダプタ (LBA: L-Bus Adapter) が接続される。BMC と DCC は、Sバスに接続され、直接 IP や MSU とインタフェースをとるよう設計されているが BPA, SHA, LBA は IOP (I/O Processor) のもとで Tバスに接続される。なお、各アダプタの制御や、IP と MSU とのインタフェースは IOP によって行われている。

以下では、2200/200 シリーズの中で IP と並んで複雑な構造をもっている IOP について主に説明する。

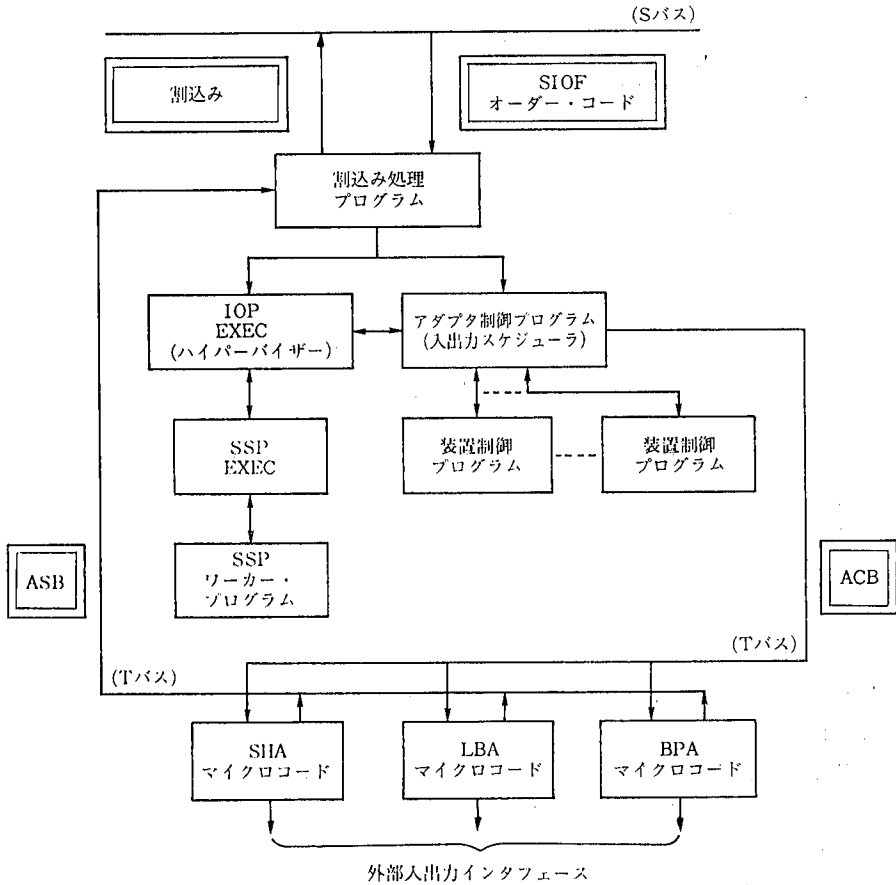


図 5 IOP ファームウェアのブロック図

Fig. 5 IOP firmware block diagram

IOP の開発に当たっては、次の三つのポイントが必須条件とされた。

- 1) SCSI インタフェースをもった内蔵型ディスク、あるいは小型システムの分野で使われている、より価格性能比の高い周辺装置を接続し、シリーズ 1100 入出力アーキテクチャの下で動作させる。
- 2) 1 MIPS 当たり 100 入出力/秒の性能を満足させる。
- 3) SSP の機能を合わせもつ。

IOP およびアダプタは、マイクロプログラムによって制御されており、マイクロエンジンとして 8MHz バージョンの Z80 H を用いている。マイクロコードの容量は IOP では ROM 部分に 16KB、RAM 部分に 512KB、アダプタでは ROM 部分のみで 16KB である。

IOP およびアダプタのマイクロコードの構造を図 5 に示す。OS 1100 からの SIOF (Start I/O Fast Release) オーダー・コードによる入出力要求は、割込み処理プログラムを経由して各装置制御プログラムへ渡される。ここで各アダプタに対応した ACB (Adapter Control Block) と呼ばれる入出力制御パッケージが作成され、これがアダプタ制御プログラムにより Tバスを経由して各アダプタのマイクロコードへ渡される。

そして、各アダプタのマイクロコードは ACB に指定された情報に基づき実際に入出力インタフェースを駆動する。つぎに入出力完了の割込みは、これと反対の向きにまず各ア

アダプタにて ASB (Adapter Status Block) と呼ばれるステータス・パッケージが作られ、Tバスを經由して割込み処理プログラムから各装置制御プログラムへ渡される。ここで、1100 入出力アーキテクチャに従った形式に変換され、Sバスを經由して OS 1100 へ報告される。

実際のデータ移送は、マイクロコードの介入なしに各アダプタの入出力インタフェースからアダプタ→Tバス→IOP→Sバスを經由して MSU に至るまで、ハードウェアだけで制御される、バスにより行われる。これにより、マイクロコードに依存せず高速のデータ移送ができるようになっている。このバスの中では、Tバスの移送速度が一番低く、IOP 全体の移送速度は、これにより押えられる。

Tバスは、Sバスの2倍の1サイクル 216 nsec (4 フェーズ) で動作する。

Tバスは、Sバスと異なり IOP 内にバス・アービタを有しており、バスのアクセス権を得るまでに2サイクルを要する。さらに、データをどこへ送るか (またはどこから取ってくるのか) についての情報 (MSU アドレスまたは IOP RAM アドレス) を送るのにもう1サイクル必要で、データを送るまでに都合3サイクルを費やすことになる。しかし、データは1サイクルで1語 (4あるいは4.5B) 送ることができ、4語連続して送られる。これによりTバスは最高 10.58~11.9 MB/sec の移送速度が達成でき、最大五つのアダプタが並行に動作するのに十分な能力を有している。またバスの競合から発生しうるデータ・オーバーランの問題もアダプタ側に十分なバッファ (4 KB) を設けることによって解決している。

マイクロコードとは独立したハードウェア・バスによるデータ移送と入出力スケジューラによる入出力要求の並行動作の制御により、IOP は上に述べた当初の目標の1.5倍以上の性能を達成している。

IOP のもう一つの特徴は IOP ハードウェア上で SSP ソフトウェアが並行に動作することである。SSP はシステムの初期化、監視、障害発生時の回復および自動診断などのシステム制御機能を有している。2200/200 シリーズでは、IOP に SSP で要求されるハードウェア機能を追加、IOP 上で SSP ソフトウェアを動かすことにより、SSP の機能を実現している。

SSP ソフトウェアを IOP 上にもってきた理由は、システムの初期化に必要なファイルあるいはコンソールが IOP のもとにあり、システムの初期化時に都合が良いのと、SSP 専用のハードウェアを減らすことによりシステム全体の信頼性が上げられるためである。

SSP ソフトウェアを同時に動かすことによる IOP の性能への影響は、無視できる程度である。図5において、SSP EXEC は IOP EXEC からみて一つのユーザ・プログラムの位置にあり、スケジューラと装置制御プログラムが動く合間を縫って動くようになっている。SSP が IOP に接続されている周辺装置をアクセスする場合、入出力要求は IOP EXEC を介しスケジューラに渡され、以後 OS 1100 からの要求と同様の経路で制御される。ただし、この場合、各アダプタはデータのやりとりを MSU とではなく、IOP の RAM と行う。

5. パッケージング

図6に 2200/200 シリーズの筐体の様子を示す。

図2に示したように 2200/200 シリーズは、Sバス、Tバス、Lバスの3階層のバス構造になっているが、この三つのバスは10層からなる 44 cm×44 cm の大きさの一枚のバ

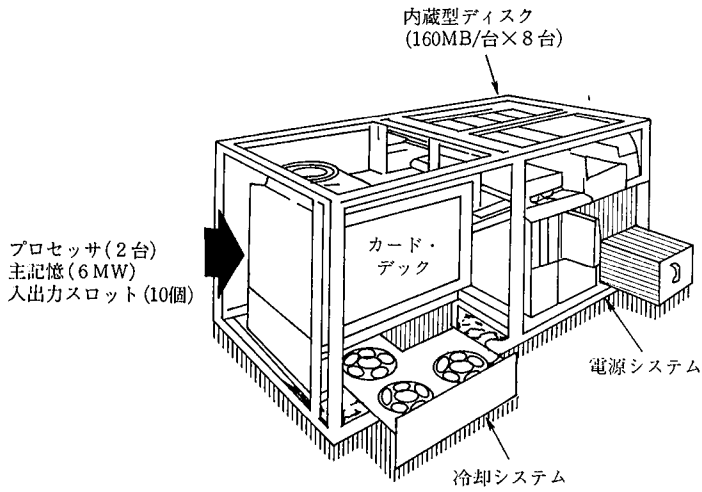


図 6 筐体の構成

Fig. 6 Cabinet components

表 2 バス・モジュール

Table 2 Bass module

バス	スロット数	モジュールの大きさ	モジュールの層数	入出力ピン数
Sバス	17	16.7"×13.8"	12	360
Tバス	5	10"×9.3"	10	240
Lバス	8	10"×7.0"	10	240

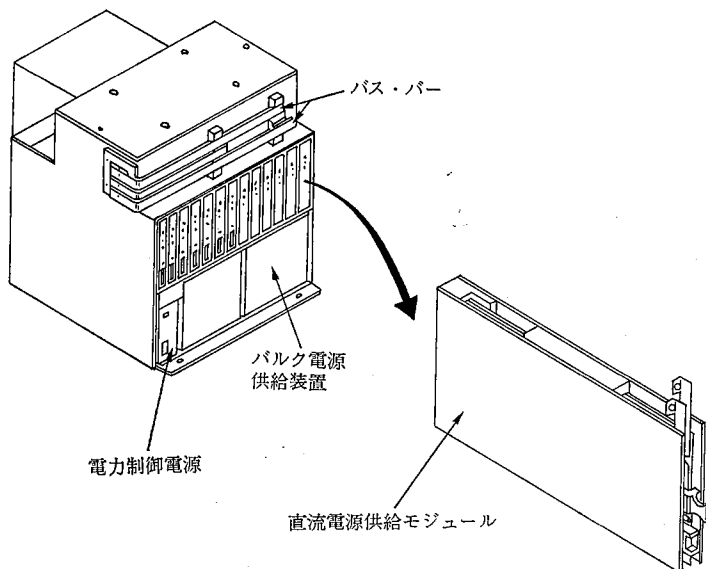


図 7 電源供給システム

Fig. 7 Power supply system

ック・パネルで構成されている。

この1枚のバック・パネルは、表2に示した構成で各バスのモジュールが挿入される3次元実装をとっている。

バス・モジュール間の信号のやりとりは、クロック信号も含めすべてバック・パネルを通して行われ、信頼性を高めている。

図6に示した筐体図の右下部分には電源部分である。

2200/200 シリーズでは、NPF (New Power Family) と呼ばれる新しい電源システムを開発した。

NPF では、まずバルク電源供給装置 (Bulk Power Supply) と呼ばれる電源装置で 200~240V (±10パーセント) で 50/60 Hz (±10パーセント) の商用電源を 50 kHz の高周波パルスを用い 350 V の直流に変換する。これを直流電源供給モジュール (DC/DC Module) と呼ばれる電源装置により 200 kHz の高周波パルスを用い、バルク電源供給装置から供給される 350V の直流から2V, 5V, 12V の各直流電源を作り出している。

表 3 電源供給モジュール
Table 3 Power supply modules

	出力電圧 (DC-V)	最大電流 (A)	一つ当たりの供給電力 (W)	個数
バルク電源供給装置	350	—	2000	2
2V直流電源供給モジュール	2	75	150	3
5V直流電源供給モジュール	5	50	250	7
12V直流電源供給モジュール	12	20	240	2

図7は電源供給システムの図を、表3はその構成内容を表している。200kHzの高周波を使うことにより、各直流電源供給モジュールは、幅=1", 高さ=7", 奥行=14"の大きさで済んでいる。また、電力変換効率もバルク電源供給装置と直流電源供給モジュールを合わせて88パーセントという高効率を達成している。

電源供給システムの ARM 機能については、バルク電源供給装置は二重化、直流電源供給モジュールは冗長構成が採られており、仮りに一つのものに障害が発生しても中断なく電力の供給が継続できるようになっている。

図6の右上奥には 172 MB (アンフォーマット) の容量をもった 5¼" ウィンチェスタ型の内蔵型ディスクが8台収納されている。

以上述べてきたすべてのモジュールが、幅 122 cm 高さ 94 cm 奥行 79 cm の筐体の中に収められている。通常これだけのものを 1 m³ 弱の筐体に収納した場合、発熱量が大きな問題となるが、2200/200 シリーズにおいては CMOS-III VLSI 技術を採用することにより、この問題を解決している。

CMOS-IIIについては次項で詳しく述べる。

6. 素子技術

2200/200 シリーズにおいて新たに採用された技術のうち、一番特徴的な CMOS-III について若干説明を試みる。表4に CMOS 技術の概要を示した。Sperry 社の技術もほぼ同様である。

CMOS は、低消費電力ということから VLSI に適した技術である。しかし、反面 ECL

表 4 CMOS 技術の発展

Table 4 CMOS technology generations

	第 2 世代 (CMOS-II)	第 3 世代 (CMOS-III)	第 3.5 世代 (CMOSIII-A)	第 4 世代 (CMOS-IV)	第 5 世代 (CMOS-V)
最 小 寸 法 (μm)					
ゲート長	2.2	1.2	1.1	0.8	0.5
金属間隔	9-13	5-8	4-7	2-4-8	2-2-4-8
論理の複雑性 (ゲート数)					
ゲート・アレイ	1 K	16K+	16K+	50K+	100K
ストラクチャード・ カスタム	—	50K	50K	200K	400K
ゲート当たりの 遅延時間 (nsec)	2.5	1.5	1.2	0.8	0.5
実 現 の 時 期	1981	1984	1986	1987	1989

表 5 1.2 μm プロセス技術Table 5 1.2 μm process technology

プロセス・ステップ	パラメタ	数 値
Nウェル	深 さ	3.0 μm
フィールド酸化層	厚 さ	5000 Å
ゲート部酸化層	厚 さ	250 Å
ゲート部	厚 さ 抵 抗 NMOS 長さ PMOS 長さ	2000 Å 50 ohm/sq. 1.2 μm 1.5 μm
接 点	寸 法	2.0 \times 2.0 μm
第 1 金属層	間 隔	5.0 μm
層間接続部	寸 法	2.0+2.0 μm
第 2 金属層	間 隔	8.0 μm

などのバイポーラ技術に比べて処理速度に難点をもっている。処理速度の問題を解決するには、比例縮小効果として知られているように 1 個のトランジスタの寸法さらにトランジスタの間隔を縮小すればよいが、単に縮小したのでは短チャネル効果と呼ばれる閾値電圧の低下やソースとドレイン間のパンチ・スルーなどの現象がきわだって現れてくるようになり、これに対する対策が非常にむずかしくなってくる。

今回 2200/200 シリーズにおいては、この問題を解決し 1.2 μm N ウェル二層金属 CMOS-III プロセス技術を開発した。

表 5 にプロセス技術の概要を示す。

1100 チップ・セットの 6 種のチップは、すべてカスタム・デザインであるが、回路に応じてストラクチャード・セミカスタム(マクロセル・ライブラリ)、ストラクチャード・カスタムおよびフル・カスタム 3 種の設計方法を併用している。たとえば RAM や ROM のようなメモリ・セル、あるいは入出力バッファなどはフル・カスタムで設計されているが、データ・パスのようにチップごとに異なるが、共通性をもった部分はストラクチャード・カスタムを採用するなど、回路の特徴に合わせ最適な手法を選択している。

表 6 に各チップのゲート数および信号ピン数を示す。

これだけ集積度の高いカスタム・デザインによる VLSI を開発するには、CAD の利用

表 6 チップのゲート数とピン数

Table 6 Transistor and pin counts

チップ種類	信号 ピン数	トランジスタ数		
		記憶部	制御/データ・ パス部	合計
C/I	192	115K	26K	141K
AGU	140	116K	47K	163K
ALU	170	106K	53K	159K
D/C	176	52K	23K	75K
EIS	122	97K	48K	145K
M/D	119	—	103K	103K
合計		486K	300K	786K

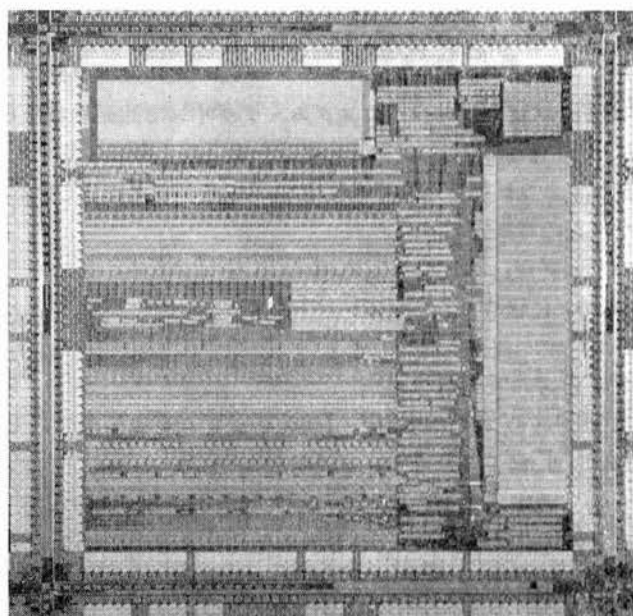


図 8 ALU

Fig. 8 ALU

が不可避である。1100 チップ・セットの開発においては、機能レベルの設計からトランジスタのスイッチング・レベルの設計に至る各レベルの設計データ・ファイルを統合して扱える階層的設計言語と、それに対するシミュレータを新たに開発した。

論理設計の検証は、通常実機上で動作する設計検証ルーチン (DVR, Design Verification Routine) を機能レベルの設計データ・ファイルを使ったソフトウェアのシミュレータ上で動作させ、各レベルごとに正当性のチェックができるようにしている。さらに論理設計ファイルとチップ配置ファイルの間の整合性の検証、配置後のチップのタイミング解析などをすべて統合的に取り扱えるようになっており、開発期間が飛躍的に短縮された。

また、チップのテストビリティについてもレベル・センシティブ・スキャンセット (Level Sensitive Scan/Set) 技術の採用によって、外部から Scan/Set パスを使い主な記憶部やラッチ類がアクセスできるようになっている。さらに、試験データ自動生成ソフトウェアを使用し、障害発見率の高い試験データの生成も可能となっている。

図 8 に ALU チップの拡大写真を示す。

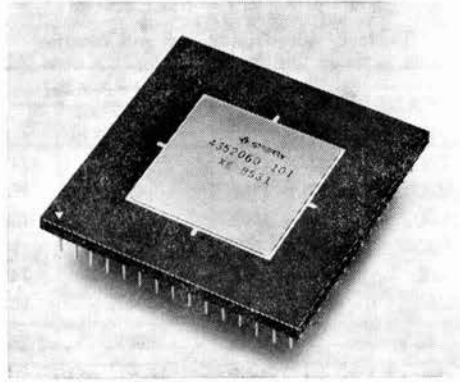


図 9 チップ・セットの PGA パッケージ
Fig. 9 PGA package of a chip-sets

2200/200 シリーズにおいては、カスタム・デザインで開発された 6 種の 1100 チップ・セット以外に、12 種類の 10K ゲート・アレーおよび 1 種類の 6K ゲート・アレーを採用しており、これにより低消費電力で高性能なシステムを実現している。図 9 はチップ・セットのパッケージの写真である。

373 mil² のチップが、224 ピンの PGA (Pin Grid Array) パッケージ (ゲート・アレーは 139 ピン PGA) に収められている。

7. おわりに

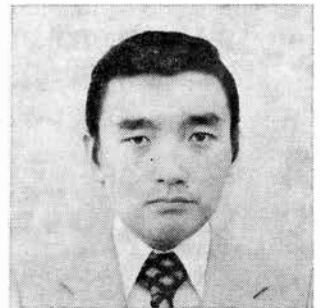
2200/200 シリーズのシステム構成、1100 チップ・セット IP、入出力チャンネル、実装技術および CMOS-III 素子技術について説明してきた。しかし、何と云っても最大の特徴は、1100 チップ・セットとその実現を可能にした CMOS-III の素子技術にある。

コンピュータを構成する素子に要求される条件には高速なスイッチング・タイム、高集積度、そして低消費電力の三つがあげられる。微細加工技術により処理速度の問題を解決した CMOS VLSI は、その本来の特徴である高集積度・低消費電力という長所を生かし、中規模以下の汎用システムにおける素子技術の中心になるものと思われる。

今回新たに導入された UNIVAC 2200/200 シリーズがこの流れの先駆的役割を果たすものと期待している。

執筆者紹介 蛸子 斌 博 (Yoshihiro Ebiko)

昭和 45 年同志社大学工学部電子工学科卒業。同年、日本ユニパック(株)入社。主として、UNIVAC シリーズ 1100 および 2200/200 シリーズのハードウェア・プロダクトの開発と支援に従事。現在、ハードウェア・プロダクト・サポート 1 部に所属。



文章推敲支援システム

Japanese Proofreading
Assitant System

宮本 義昭

Y. Miyamoto

1. はじめに

日本語ワープロが普及したおかげで、誰にでも文章がきれいに作成できるようになった。しかし、現在のワープロは文章を「よい文章」にする作業を支援していない。このため次のステップとして、ワープロ等の文章作成機器に文章の推敲作業を支援する機能を組み込むことが求められている。

では、推敲作業を支援する機能とは何か。また、そのようなシステムができたとして、どのような使い方をしたらよいのか。未解決の問題が山積している。

現在、暗中模索の状態ではメーカーや大学において実験システムの試作が進んでいる。それらのシステムの機能はまちまちであり、システムの名称も「文章推敲～」とか、「文章訂正～」とかいろいろある。本稿では、それらのシステムを総称して「文章推敲支援システム」と呼ぶことにする。

文章推敲支援システムの研究・開発は始まったばかりなので、まだその機能は不十分である。このため、残念ながら本来の意味での推敲というレベルには達していない。つまり、現在のシステムの解析機能は文章の形態素解析のレベルであり、意味解析のレベルには至っていない。

現在のシステムの主な機能は、文章を推敲するときにヒントとなる情報を利用者に提供することである。これらの情報をもとに文章自体を手直すのは、あくまでもシステムの利用者である。システムが文章の言い換えや代替表現によって文章を自動的に修正するわけではない。

本稿では、メーカーや大学で開発中の文章推敲支援システムの概要・機能・動向を紹介する。また、その具体例として、日本ユニパックの文章推敲支援システム MONJO および JPROOF を例としてとりあげる。

2. 文章推敲支援システムの概要

文章を推敲する作業は、

- 1) 文章を解析・検討する作業
 - 2) 文章を修正する作業
- の繰り返しである。

2)の文章を修正する作業はワープロの編集機能で行う。2)に対して1)の文章の解析・検討作業を支援するのが文章推敲支援システムである。文章推敲支援システムは、ワープロ等で作成した文章を解析し、その結果を表示することで、文章の作成・校正を支援するシステムである。

具体的な文章解析の機能を紹介する前に、一般的な文章推敲支援システムの対象・解析方法・機能について述べる。

2.1 対象

文章推敲支援システムは「仕事の文書」を対象にする。会社で作成する文章は文学作品ではない。仕事場で作成するのは企画書・報告書・仕様書・マニュアルなどの文章である。『理科系の作文技術』^[1]の著者である木下氏の言葉を借りれば「仕事の文書」ということになる。

2.2 解析方法

文章推敲支援システムは文章の客観的なデータをもとに文章を解析して、文章を書く心得に違反している部分を浮き彫りにする。

文章の客観的なデータは四つに大別できる。

- 1) 統計情報……計量的に表すことができるデータ（例：文の長さ、文の数、単語の数）
- 2) 文字情報……文字面より得られるデータ（例：誤字、送り仮名の過不足）
- 3) 文法情報……文法的な解析により得られるデータ（例：係り受け関係、受動態文の検出）
- 4) 用語情報……文章内で使用している単語のデータ（例：使用単語の一覧表）

2.3 機能と効果

文章推敲支援システムは、文章の特徴を抽出して表示するものである。利用者は、システムの表示内容をもとに文章の作成・校正を能率的に行うことができる。

また、文章推敲支援システムの副次的な効果として、複数の人間が文章を分担して書く場合に文章の均質化を支援することも期待できる。

3. 文章推敲支援システムの動向

文章推敲支援システムの研究は米国 AT & T 社 Bell 研究所の WWB (3.1 節参照) に始まった。日本でも、現在までに約 10 のシステムが開発され

表 1 文章推敲支援システム

Table 1 Japanese proofreading assistant systems

形態情報を使うシステム	・九州大学牛島研究室の「推敲」(3.3 節参照) ・東京大学の建石らの日本語 Diction と Style (3.4 節参照)
文章を内部形式に変換して処理するシステム	・ICOT (新世代コンピュータ開発機構)の校正・校閲エキスパート(3.5 節参照), ・日本 IBM の CRITAC (3.6 節参照)
構文解析を行うシステム	・シャープの OANERS (3.7 節参照)
音川による読み合わせを行うシステム	・NTT の REVISE (3.8 節参照)
パソコンのワープロ・ソフト	・エー・アイ・ソフト「創文」(3.9 節参照)
基礎的な研究	・電子協の「推考用辞書」(3.10 節参照)

ている。各システムを分類すると表 1 のようになる。

各研究機関の文章推敲支援システムの概要を個別に紹介する。

3.1 WWB^{[2][3]}

UNIX のもとには、英語の文章を作るためのツールが豊富にある。たとえば、文章を構成するツールとしては有名な runoff が使用できる。また、英単語の綴りを検査するプログラムとしては spellcheck もある。

このほかに、UNIX の開発元である AT & T 社 Bell 研究所内では、文章の質の向上を援助する文章推敲支援ツール WWB (Writer's WorkBench) を利用している。

WWB は表 2 のようなシステム体系をもっている。style のような統計情報を表示する機能が多いのがこのシステムの特徴である(表 3)。表示する情報の中には、「読みやすさの指標」も含まれている。ここでは、例として Kincaid 指標の計算式をあげておく。

$\text{Kincaid 指標} = 11.8 * (\text{単語当たりのシラブルの}$

表 2 WWB のプログラム体系

Table 2 A summary of WWB system hierarchy

プログラム名*	機能概要
wwb	文章の誤りを検出し、文体を解析する。
proofr	文章の誤りを検出する。
diction	別の言い回しが望ましい単語・句を表示する。
punct	括弧、カンマ、ピリオドなどの使用規則を検査する。
spellwbb	spelldict を使用して綴りを検査する。
double	同一単語の連続を検査する。
prose	文体を解析する。
parts	style の前処理を行う。単語を品詞分析する。
style	文体を解析して、結果を指標で表す。
abst	文章の抽象度を計算する。
org	パラグラフの最初と最後の文を表示する。
acro	頭字語(略号)を検索する。
synn	n シラブル以上の単語を検索する。
topic	主題やキーワードになりそうな単語を検索する。

* プログラム間の上下関係を字下げで表している。

表 3 style が表示する統計情報

Table 3 style program output

読みやすさの指標	Kincaid 指標, Auto 指標 Coleman-Liav 指標, Flench 指標
文の情報	文の数, 単語数, 文の平均単語数 単語の平均文字数, 疑問文の数, 命令文の数 短い文の割合, 長い文の割合 最も長い文の単語数とその文の位置 最も短い文の単語数とその文の位置
文型	単文, 複文, 重文, 重複文の数と比率
単語の用法	to be, 助動詞, 不定詞などの割合 前置詞, 接続詞, 副詞, 名詞, 形容詞, 代名詞などの割合
文頭	文頭の単語の品詞別の割合

$$\text{数}) + 0.39 * (1 \text{ 文当たりの単語数}) - 15.59$$

3.2 英文を対象とする WWB 以外のシステム

WWB 以外で英語の文章を対象とするシステムを簡単に紹介しておく。

- 1) EPISTLE^[10]……IBM の EPISTLE は、事務員が作成した文章を添削するシステムである。とくに事務用通信文を作成する過程で知的な援助が受けられるように意図したシステムである。このシステムでは 14 種類の構文エラーが検出できる。〔例：(主語と動詞の人称の不一致), I almost always knows.〕
- 2) JOURNALISM……Michigan 大学が利用しているもので、ジャーナリズム専攻の学生の書いた文章を査読するシステムである。
- 3) CRES……米海軍がマニュアルや資料の質の向上のために使用しているシステムで、読みやすさの指標を計算している。

3.3 日本語文章推敲支援ツール「推敲」^[4]

日本語文章推敲支援ツール「推敲」は、九州大学の牛島研究室で開発したシステムである。このシステムが日本語の文章推敲支援システムの先駆けとなった。九州大学大型計算機センタの FACOM OS IV/F 4 JEF のもとで利用できる。解析対象は日本語文書ファイルである。

「推敲」は日本語文書ファイルを入力として、利用者が指定したコマンドに従い文章を解析する。このシステムのコマンドを表 4 に示す。各機能は字面だけでの形態情報で解析を行っている。形態素解析と構文解析処理は行わず、辞書も使用していない。

3.4 日本語 Diction と Style^[5]

日本語 Diction と Style は、東京大学の建石らが WWB (3.1 節参照) の英語版 Diction と Style を参考にして、その日本語版として開発しているシステムである。

表4 「推敲」システムのコマンド

Table 4 A summary of SUIKOU system command

コマンド	機能
SENTENCE	文を抽出し、文頭・文末・文長を並べて表示する。
R-SENTENCE	文末からソートする。
PASSIVE	受動態を検索する。
KOSOA	指示詞に下線を引いて表示する。
STRUCT	段落の最初の文と最後の文を表示する。他の文は「一」に置き換える。
HEADING	見出しとなる文を抽出する。
KWIC	KWIC (キーワードをキーワードの前後の文章を付けて表示する)。ファイルを作成する。
INDEX	キーワード索引を作成する。
R-KWIC	逆 KWIC ファイルを作成する。
FREQUENCY	キーワードを頻度順に表示する。
COUNT	キーワードの長さ、数、割合の一覧表を作成する。
LENGTH	指定した長さの文字列を表示する。
RENUMBER	入力ファイルを1文/1レコードに形式変換して、文ごとの固有の文番号を付ける。
PAREN	括弧の数を数える。
XREF	キーワードごとの文番号による相互参照表を作成する。

Diction では、誤りやすい表現を集めたファイルと解析対象の文書とをパターン照合して、誤り表現を探す処理を行っている。このシステムでは誤り表現として送り仮名や慣用句の誤りを指摘できる。

3.5 校正・校閲エキスパート・システム

校正・校閲エキスパート・システムは、ICOT が知識利用実験システムとして開発中のシステムである。新聞記事の校正作業のうち半分程度を機械処理することを目標としている。リスト構造に変換した文書を PROLOG で記述した知識で解析し校正を行う。校正機能を次に示す。

- 1) 誤字、当て字、脱字の確認と修正を行う。
- 2) 送り仮名、表記の誤りの確認と修正を行う。
- 3) 非常用漢字への振り仮名付けの確認と修正を行う。
- 4) 忌み言葉、言い換える表現の有無の確認と修正を行う。
- 5) 固有名詞の表記および内容の確認と修正を行う。

3.6 CRITAC^[6]

CRITAC は、日本 IBM の日本語文書校正支援システムである。ワープロで作成した文章に現れやすい誤変換やミスタイプを指摘する。

ワープロの文章を文節単位に分割し、さらに単語の読みと品詞の情報とを付与した PROLOG の節に変換して構造化文章にする。

また、構造化文章を校正するためのルールも PROLOG で記述しておく。校正処理は、構造化文章と校正ルールとをもとにエディタから呼び出すプログラムで行う。

3.7 OANERS^[7]

OANERS は、シャープ情報システム研究所が開発中のもので構文解析処理により漢字仮名まじり文の文法と表記のチェックとを行うシステムである。

OANERS では、構文解析を用いて次の機能を目指している。

- 1) 不要文字の混入、文字抜けを検出する。
- 2) 同音異義語の誤りを検出する。
- 3) 係り受けが複雑でわかりにくい文を検出する。

3.8 REVISE^[8]

REVISE は、NTT 電気通信研究所が開発中の日本語訂正支援システムである。人間が行う文章の訂正を支援するという立場で開発が進んでいる。スタイル・チェックによる誤りや注意語の自動検出等と、文法的な検証とによって校正・校閲を支援する機能をもっている。また、従来人間が行っていた音声による読み合わせを日本文音声変換処理で代行する機能がある。

3.9 日本語ワープロ「創文」

「創文」は、エー・アイ・ソフト社が昭和 61 年 10 月末に発売したワープロ・ソフトである。広告によると、文章全体を「です・ます」調、あるいは「である」調に自動修正する機能がある。このシステムは、ワープロ自体に推敲機能を組み込んだ最初の市販システムである。

3.10 電子協の「推考用辞書」^[9]

「推考用辞書」は、日本電子工業振興協会（電子協）が推考システム用に開発を行っている辞書である。「推考用辞書」の開発を通して、推考システムとして必要な辞書の種類・内容・データ量・形式等を検討している。なお、電子協では「推敲」という表記の代わりに「推考」と表記している。

辞書の種類は次のとおりである。

- 1) 書簡文の規則・文例集
例：「拝啓」で始めた手紙は「敬具」で閉じる。
- 2) 言い換え辞書
例：是→これ
- 3) 誤りやすい用字用語辞書
例：一身体（誤り）→ 一心同体
- 4) 同音・同訓異義語辞書
例：異義、意義、異議それぞれの用法例
- 5) 慣用句・ことわざ辞書

4. 日本ユニバックの文章推敲支援システム

文章推敲支援システムの具体例として、日本ユニバックの MONJO と JPROOF を紹介する。

No.	文頭	文末	文長(w=10,+5)
6	1. はじめに	--	1. はじめに : *
7	日本語ワープロが普及した	--	作成できるようになった。 : ****+
8	しかし、現在のワープロは	--	る作業を支援していない。 : ****
9	このため次のステップとし	--	むことが求められている。 : *****
10	では、推敲作業を支援する	--	を支援する機能とは何か。 : *+
11	また、そのようなシステム	--	使い方をしたらよいか。 : ****+
12	未解決の問題が山積してい	--	決の問題が山積している。 : *
13	現在、暗中模索の状態にメ	--	テムの試作が進んでいる。 : ****+
14	それらのシステムの機能は	--	章訂正〜とか色々ある。 : *****
15	本稿では、それらのシステ	--	ム「推敲支援システム」と呼ぶ。 : ****
16	文章推敲支援システムの研	--	その機能は不十分である。 : ****
17	このため残念ながら本来の	--	レベルには達していない。 : ****
18	つまり、現在のシステムの	--	レベルには至っていない。 : *****
19	現在のシステムの主な機能	--	者に提供することである。 : ****+
20	これらの情報をもとに文章	--	システムの利用者である。 : ****
21	システムが文章の言い換え	--	修正を行うわけではない。 : ****+
22	本稿では、メーカー・大学で	--	・機能・動向を紹介する。 : ****
23	また、その具体例として日	--	ドを例としてとりあげる。 : *****

図 1 本稿の第 1 章 (の草稿) を SENTENCE で解析した結果

Fig. 1 Output sample of SENTENCE program

4.1 MONJO

MONJO は、パソコン上でテキスト形式の文書ファイルを検査するプロトタイプ・システムであり、次の 4 種類の解析ツールを用意している。

- 統計情報解析ツール……Bell 研究所の WWB や九州大学生・島研究室の「推敲」での同種のツールと同様に、統計情報で文を解析するツールである。
 - SENTENCE (文を抽出し、文頭・文末・文長を並べて表示する。)
 - COUNT (文字列の長さ、数、割合の一覧表を作成する。)
- 文字情報解析ツール
 - JSPELL (間違いやすい用語・送り仮名の検出、非常用漢字の検出を行う。)
- 文法情報解析ツール……文節間の係り受け関係を解析して表示する機能と、受動態文を探す機能をもつツールである。係り受け規則は九州大学吉田研究室の「規格化日本語」^[11]を基本にしている。
 - BUNSETU (文節間の係り受け関係を表示する。)
- 用語情報解析ツール……文章内で使用している用語の使用状況を解析するツールである。
 - KWIC (KWIC ファイルを作成する。)
 - FREQ (キーワードを頻度順に表示する。)

以下では、上で説明したツールの使用例を示す。

4.1.1 文の長さを測る

文の長さを測るには SENTENCE を用いる。「よい文章」を書くための基本は文を短くすることである。SENTENCE は入力文章の各文の長さを計測して表示する。その表示結果を参考にして利用者は長い文を短い文へ手直しできる。

本稿の文章は 50 文字以内を原則にして書いている。本稿の第 1 章(の草稿)を SENTENCE で解析した結果を図 1 に示す。

4.1.2 用語の言い換えを行う

用語の言い換えには JSPELL を用いる。

JSPELL は、次のような言い換える対象となる用語をシステムが入力文から抽出する。

- 誤 字 : 絶対絶命 → 絶体絶命
- 送り 仮 名 : 現わす → 現す
- ひらがな化 : 関わる → かかわる

JSPELL は抽出した用語を“<”と“>”とで囲んで示す。なお、言い換え表現がある場合は、抽出した用語と共にそれを併記する。また、非常用漢字を検出して“<”と“: 常>”とで囲んで示す。システムの利用者はシステムが抽出した用語をもとに手直しできる。

4.1.3 受動態文を探す

受動態文を探すためには PASSIVE を用いる。

受動態文(受身の文)は読みにくい。PASSIVE

1	: たおかげで	<	誰 : 常	>	にでも文章を奇麗に作成できるようになった。
2	: 、英単語の	<	綴 : 常	>	りを検査するプログラム spellcheck もある。
3	: 例 :	<	一 身 同 体	-	一 心 同 体 > (誤 り) - > 一 心 同 体
4	:	<	絶 対 絶 命	-	絶 体 絶 命 > - > 絶 体 絶 命
5	: 名 :	<	現 わ す	-	現 す > - > 現 す
6	: 章の全体に	<	関 わ る	-	か かわ る > 情 報 は バ ッ チ 処 理 が 通 じ て い る 。

図 2 本稿 (草稿) を JSPELL で解析した結果

Fig. 2 Output sample of JSPELL program

```

受動態と考えられる文章を表示します。
1：能を組み込むことが求められている。
2：文字面より得られるデータ。
3：文法的な解析により得られるデータ。
4：10のシステムが開発されている。
5：みやすさの指標も含まれている。
6：過程で知的な援助が受けられるように意図したシステムである。
7：上に原稿と同時に表示される。
8：も試行錯誤が続くと思われる。
9：あり、多くの課題が残されている。
10：とも発展して行くと思われる。

検索終了： 10件
    
```

図3 本稿(草稿)の受動態文を探した結果
Fig. 3 Output sample of PASSIVE program

類の解析ツールを	< 用意	> している。
間違えやすい	< 用語	> ・送り仮名の検
図4 本稿内の「	< 用語	> 」のKWICリスト
る場合は抽出した	< 用語	> と共にそれを併記する。
1. 1. 2	< 用語	> の言い換えを行う
	< 用語	> の言い換えにはJSPELLを用いる。
の使い方を調べ、	< 用語	> の使い方の統一ができる。
KWICリストで	< 用語	> の使い方を調べ、用語の使い方の
内で使用している	< 用語	> の使用状況を解析するツールであ
	< 用語	> の統一にはKWICを用いる。
JSPELLは抽出した	< 用語	> を"<"と">"とで囲んで出す。
システムが抽出した	< 用語	> をもとに手直しできる。
えるの対象となる	< 用語	> をシステムが人工文から抽出する
1. 1. 1	< 用語	> を統一する
内で使用している	< 用語	> を文の文脈と合わせたKWIC(Kc
(4)	< 用語情報	>
(4)	< 用語情報解析	> ツール

図4 本稿(草稿)内の「用語」のKWICリスト
Fig. 4 Output sample of KWIC program

は、入力文章内から受動態文を抽出して表示する。その表示結果を参考にして利用者は受動態文を能動態文に手直しできる。

本稿を書くときに、できるだけ受動態文を用いないように心がけた。PASSIVEで探した本稿の草稿での受動態文を図3に示す。

4.1.4 用語を統一する

用語の統一にはKWICを用いる。

KWICは、文章内で使用している用語を文の文脈と合わせたKWIC(Key Word In Context)リストとして表示する。KWICリストで用語の使い方を調べ、用語の使い方の統一ができる。

4.2 JPROOF

筆者らはMONJOをもとにUNIVACシリーズ1100システム用にJPROOF(Japanese PROOF reading program)を開発中である。JPROOFは日本ユニパックの日本語文書システム(JDOC)の入力となる日本語文書ファイルと、一般のテキスト・ファイルとを解析の対象にしている(図5)。解析結果を参考にして原稿を修正するために、JPROOFの解析結果はフルスクリーン・エディタ(IPF/JED)で画面上に原稿と同時に表示される。

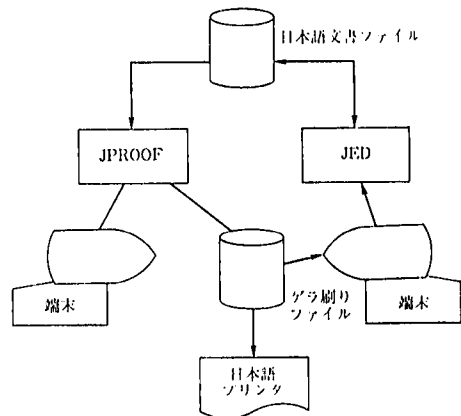


図5 JPROOFとJDOCの関係図
Fig. 5 Relation between JPROOF and JDOC

5. 文章推敲支援システムの課題

現在の文章推敲支援システムを紹介したが、取り上げたシステムの多くは実験システムである。実用的な文章推敲支援システムの開発までには、これからの試行錯誤が続くと思われる。ここでは、今後解決すべき次の二つの課題について述べる。

5.1 構文解析・意味解析の強化

文の解析は、1)形態素解析、2)構文解析、3)意味

解析, 4) 文脈解析, の四つのレベルからなる。現在の文章推敲支援システムの機能の多くは, 形態素解析レベルで行っている。より細かい解析をするためには, 構文解析や意味解析を行う必要がある。たとえば「て, に, を, は」等の助詞の誤りを検出するためには意味解析が必要となる。また, 文と文との関連を処理するためには文脈解析が必要である。

5.2 入力インタフェースへの組み込み

現在の文章推敲支援システムは, 作成した文章をまとめて解析するバッチ処理方式のものが多い。たしかに, 文章の全体に関わる情報はバッチ処理が適している。しかし, 送り仮名の誤りや慣用句の誤りなどの局所的な誤りは, 文章の作成段階で指摘できることが望ましい。将来的には, ワープロ等の入力インタフェースの一部として, 局所的な誤りを指摘する機能を組み込む必要がある。

6. おわりに

文章の質を高めることを目的とした文章推敲支援システムの概要, 動向, 日本ユニバックの MONJO および JPROOF について紹介してきた。

現時点の文章推敲支援システムの機能は, まだ不十分であり, 多くの課題が残されている。しかし, 文章推敲支援システムは社会的なニーズもあり, 今後とも発展してゆくと思われる。さらに, 機能の拡張とは別に文章推敲支援システムの有用性を広く認めてもらうことも重要な課題である。筆者は, 今後 JPROOF 等の開発を通して文章推敲支援システムの機能拡張や有用性を検討してゆきたいと思っている。

参考文献

- [1] 木下是雄, 理科系の作文技術, 中央公論社, 1981.
- [2] N. H. Macdonald, "The UNIX Writer's Work bench Software: Rational and Design", *Bell System Technical Journal*, Vol. 62, No. 6, 1983, pp. 1891~1908.
- [3] P.S. Gingrich, "The UNIX Writer's work-bench Software: Results of a Field Study", *Bell System Technical Journal*, 1983, pp. 1909~1921.
- [4] 牛島和夫, "Writer's Workbench 推敲支援ツール", bit 別冊ワープロと日本語処理, 共立出版, 1985, pp. 223~230.
- [5] 建石由佳, diction と style の日本語化について, 情報処理学会第 31 全国大会, 1985.
- [6] 鈴木恵美子, 他, 日本語文書校正支援システム CRITAC, 日本語文書処理研究会 8-5, 1986.
- [7] 空閑茂起, 他, 文書作成・校正支援システム OANERS, 情報処理学会第 32 回全国大会, 1986.

- [8] 安田恒雄, 他, 日本語訂正支援システム REVISE, 情報処理学会第 33 回全国大会, 1986.
- [9] 社団法人日本電子工業振興協会 (電子協), 日本語情報処理の技術動向に関する調査報告書 (61-C-535), 1986.
- [10] 日本電子工業振興協会, 自然語文テキストの添削システム EPISTLE, ソフトウェアの新技术動向調査 (57-C-434), 1982, pp. 267~280.
- [11] 吉田将, 他, "科学技術文書を記述するための日本語の規格化", 九州大学工学部集報, Vol. 56, No. 3, 1984, pp. 205~211.
- [12] 細川博之, 高品質日本語文章推敲支援機能の一考察, 情報処理学会第 31 全国大会, 1985.
(ソフトウェア 3部)

入出力インタフェースの標準化動向

Trend of Input/Output Interface Standardization

森 宗 正

M. Mori

1. はじめに

計算機と入出力装置を接続する場合, その切り口に当たるのが入出力インタフェースである。入出力インタフェースが標準化されていれば, 少なくともハードウェア・レベルで任意の入出力装置が接続可能となるはずである。しかし, 実状は計算機システムによって入出力インタフェースが異なっている。もちろん, 従来から入出力インタフェース標準化の努力が行われてきたことは言うまでもない。

国内外における入出力インタフェースの標準化の動きは, 1960 年代半ばから始まる。国際的には ISO (国際標準化機構) や, IEC (国際電気標準会議) などの機関で入出力インタフェース規格の審議が行われてきた。一方, 米国では ANSI (米国規格協会) や, IEEE (米国電気・電子技術者協会) などが入出力インタフェース規格作成作業に取り組んでいる。また, 欧州では各国家規格の他に ECMA (欧州計算機製造者協会) が地域規格作成の作業を行っている。日本では, データ通信関係のインタフェースが日本工業規格 (JIS) として制定されているだけで, 入出力インタフェースの標準化が遅れている。通信関係以外では, IEC バス (GPIB) の JIS 原案が作成中, フレキシブル・ディスク・ドライブ・インタフェースが JIS 素案検討中程度でしかない。JIS 以外では日本電子工業振興協会 (略称: 電子協, JEIDA) が業界規格をいくつか作成している。しか

し、日本でも入出力インタフェース標準化の機運が高まりつつあり、最近、規格協会内に設置された情報技術標準化研究センタ（略称：INSTAC）でも入出力インタフェースの JIS 化の作業を始めている。

こうした各規格作成機関の努力にもかかわらず、最近まで入出力インタフェースの標準化の成果は、ほとんど得られていない。その理由として、

- ① 定義するインタフェースの位置によって入出力インタフェースの考え方が異なり、一本化ができない。
 - ② データ・コマンド・ステータスなどの論理的仕様やプロトコル等を定める必要があって仕様が複雑になり、これを決めるのがむずかしい。
- などが上げられる。

入出力インタフェースの標準化が始まった 1960 年代には、唯一の標準汎用入出力インタフェースを求めて、試行錯誤が繰り返された。その結果、1970 年代になっても標準化の成果がほとんど得られず、標準化活動も沈滞した。その反省もあって、1980 年代に入ると、入出力インタフェースには規模・位置・機器の種類などに応じた複数の標準が必要との考え方が強くなり、各種入出力インタフェースの標準化が積極的に進められるようになった。とくに、米国の ANSI の活動が活発である。

入出力インタフェース標準化の代表的な国際機関としては、ISO/TC97（電子計算機と情報処理技術委員会）/SC13（機器相互間インタフェース分科会）（以下 ISO/SC13 と略す）があり、現在、米国・西独および日本の 3 か国を中心に積極的な活動をしている。

2. 入出力インタフェースの位置と分類

入出力インタフェースは、その視点により、またシステムの構成方法により、種々のものが考えられる。初期には、これを CPU インタフェース、チャンネルインタフェース、デバイスインタフェースの 3 種類に分類したこともある^[1]。また ANSI/X3T9（入出力インタフェース分科会）では、バックプレーン・バスやローカルエリア・ネットワークを含めた新しい入出力インタフェースの種類と定義を考えている^[2]。本稿では各種の入出力インタフェースの分類や一般通念を考慮して、以下の五つの入出力インタフェースに分類した。

A) I/O バス（ペリフェラル・バス、チャンネル・インタフェース） 計算機と複数種類の周辺サブ・システムを接続するバス。計算機システムによっては、I/O バスが主記憶装置に接続するバックプレ

ーン・バスであってもよい。また、プロセッサ・バスと I/O バスが別々になっていて、主記憶装置のそれぞれのポートに接続されることもある。また、複数プロセッサが接続されてもよい。I/O バスは、用途・規模により汎用バス、小型機用バスおよび計測・制御用バス等に分類される。

B) デバイス・インタフェース 制御装置と入出力機器間の低レベル・インタフェースで、一般に機器固有である。インテリジェント機器の場合は、I/O バスに類似することがある。

C) システム・バス（バックプレーン・バス） 中央処理装置（マイクロ・プロセッサ）や主記憶装置などのプリント基板と、他の処理装置や DMA（Direct Memory Access）コントローラの基板などを接続する。このバスでは各転送サイクルで記憶装置のアドレスの転送が行われる。

D) ローカルエリア・ネットワーク プリント・サーバーやファイル・サーバーなどを含むローカルエリア・ネットワーク（以下 LAN と略す）は、一種の入出力インタフェースと考えることができる。

E) データ通信インタフェース データ通信におけるデータ端末装置とデータ通信装置間を接続するインタフェース（モデム・インタフェース）は、すでに入出力インタフェースとして一部で採用されている。また、各種通信プロトコルも入出力インタフェースで流用されている。

これらの関係を図示したのが図 1 である。

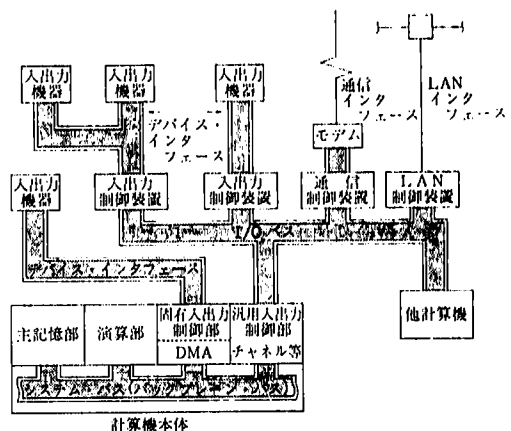


図 1 入出力インタフェースの位置
Fig. 1 Location of I/O interface

3. 各種入出力インタフェースの概要

この章では、規格、規格化予定、および主要な defacto standard（公式規格ではないが世の中で普及している事実上の標準、暗黙の標準）になってい

る入出力インタフェースの概要を、図1の分類に従って述べる。

3.1 I/O バス

I/O バスは、規模・用途により、汎用、小型機用および計測・制御用等に分けることができる。

3.1.1 汎用 I/O バス

従来のチャンネル・インタフェースに相当し、計算機と入出力制御装置間に置かれ、機器の種類には依存しないインタフェースである。

A) LDDI (Local Distributed Data Interface)

同軸ケーブル使用の高速 (70 MBit/sec)、ビット・シリアル方式の I/O バスで、16 台の機器が接続できる。ANSI/X3T9.5 (高レベル・インタフェース作業部会) で規格案が作成され、意見を求めるために米国内で公開された。また、ISO/SC13 にも提案されている。

当初、LDDI は、ネットワーク・システムズ社のハイパー・チャンネル (CSMA/CD 方式) を基本とした仕様で検討されていたが、その後、受動部品だけのセントラルハブに、各機器を放射状に接続する DEC 社の CI (Computer Interconnect) バスをベースに規格化が進められている。まだ実用例はないようである。

B) FDDI (Fiber Distributed Data Interface)

光ファイバーを使用したトークン・リング LAN 方式の高速 (100 MBit/sec) 入出力インタフェースである。そのプロトコルは、IEEE-802.5 (トークン・リング LAN) の規格に準拠しているが、入出力インタフェースに必要な機能追加や、高速化のための改良が行われている。FDDI は機器の接続台数最高 500 台、最大機器間距離 2 km と大規模構成向きである。さらに ANSI では、音声情報や画像情報も扱え、パケット効換可能な FDDI-II の検討も開始している。LDDI 同様、ANSI/X3T9.5 で標準化作業中であり、ISO/SC13 にも提案されている。今後大型の高速インタフェースとして注目される。

なお、日本では NTT 通信研究所が、FDDI に類似の PCI (プロセッサ間結合装置) を、日電、日立および富士通と共同で開発しており^[4]、ANSI への協力も考えられている。

Sperry (新発足会社名は Unisys) 社は、DEC 社と並んで、FDDI の規格化に積極的であり、FDDI の最初の製品発表は Sperry 社になるだろうとも言われている^[4]。

C) インタフェース '69 日本電子工業振興協会の入出力インタフェース分科会で検討された入出

力インタフェースで、第1次案が 1969 年に完成したのでこの名がある。1970 年には JEIDA-11 (論理仕様)、JEIDA-12 (物理仕様) として業界規格となった。この入出力インタフェースは、① 1~8 Byte の並列転送可能、② 選択の優先順位をホスト (計算機の入出力チャンネル) 側から動的に設定可能、などの特徴をもっている^[6]。

この仕様は、1969 年に ISO/TC97/SC4/WG4 (入出力分科会/入出力インタフェース作業部会) (現在の SC13) に提案されたが各国の賛成が得られず、1977 年事実上の廃案に追い込まれた。インタフェース '69 は、通産省工業技術院の大型プロジェクトや日本電信電話公社の DIPS 計算機などに採用された。

D) FIPS-60 チャンネル・インタフェース 1970 年代になると、米国では ANSI が当時 defacto standard であった IBM 社の 360/370 チャンネル・インタフェースの標準化を試みて、結局失敗に終わった。その後、NBS (米国標準局) が ANSI 原案をもとに、FIPS-60 (I/O Channel Interface) および FIPS-61 (Channel Level Power Control) として規格化した。FIPS (連邦情報処理規格、Federal Information Processing Standards) は、米国政府の情報処理機器の購入仕様の性格が強い。Sperry 社でもこれを受け入れ、米国政府納入機器の標準インタフェースとしている。

E) HSSI (高速同期式インタフェース) 日本電子工業振興協会のミニコン技術委員会入出力分科会で作成したミニコン用インタフェースである。ECL レベルの単平衡伝送路で同期式伝送を行い、最高転送速度が 20 MByte/sec と高速である^[6]、1982 年に JEIDA 規格原案が完成したが上部委員会の承認が取れず、まだ案のままである。1985 年同案を ISO/SC13 に提案したが、多数の国が規格化には賛成したものの規格作成作業への積極的参加を表明する国が少なく、ISO の新規作業項目としては採用されていない。現在、大容量データの高速度転送を必要とする IC テスタや画像表示装置などのインタフェースとして利用されている。

表 1 汎用 I/O バス標準化状況
Table 1 General I/O bus standardization

通 称 名	国家・業界規格等	国際規格
Interface '69	JEIDA-11, 12*	
360/370 Channel Interface	FIPS-60, 61	
HSSI	JEIDA 案	
LDDI	ANSI/X3T9.5#	SC13#
FDDI	ANSI/X3T9.5#	SC13#

*: 日本の規格, —: 制定済規格, #: 審議機関

3.1.2 小型機用 I/O バス

パーソナル・コンピュータを含む小型計算機用入出力インタフェースで、最近この分野の標準化が進んでいる。

A) 小型計算機と周辺装置間のバス入出力インタフェース (IS-7069) 西独提案のこの入出力インタフェースは、IEC バス (GPIB) に類似した I/O バスで、最大 16 台の周辺装置が接続でき、バス幅 8+P (オプションで 16+P) ビット、最大転送速度 1 (オプションで 2) MByte/sec の機能をもっている。この入出力インタフェースを IEC バスと比べると、パリティ・ビットの付加、ステータス情報転送の機能強化等が行われている。この仕様は、西独で DIN-66202 として規格化され、さらに 1985 年には、国際規格 (International Standard) としても承認された。しかし、利用者がほとんどなく、1986 年の ISO/SC 13 国際会議で出版の中止が決まった。

B) IPI (Intelligent Peripheral Interface)

Sperry 社の Storage Control Interface を出発点として、ANSI/X3T9.3 (装置レベル・インタフェース作業部会) で標準化が進められた。高速入出力装置を対象としたマイクロ・プロセッサ・オリエンテッドな入出力インタフェースである。2 系統の 8+P ビット幅の双方向データ・バスと、6 本の制御線をもち、最大転送速度は 10 MBit/sec である。この規格は、物理層 (物理仕様とバス・プロトコル) と、入出力装置の機器に依存するコマンド・セット、および入出力装置の機器には関係なく、種類だけに対応する高水準 (ジェネリック) コマンド・セットからなる^[7]。現在、機器依存コマンド・セットとして磁気ディスク用、また高水準コマンド・セットとしては磁気および光ディスク用、磁気テープ用、データ通信装置用のそれぞれの規格案が準備されている。この内、物理層と磁気ディスク用機器依存コマンド・セットが ANSI 規格として承認を受けている。ISO/SC 13 は、ANSI の規格案を正式提案文書として受け入れている。

IPI の規格化の作業は、次項の SCSI より早く始められたが、実用化の点で遅れを取っている。しかし、制御用 LSI が入手可能になり、製品発表も始まっている。日本でも日立製作所が IPI インタフェースをのせたディスク装置を発表している。

C) SCSI (Small Computer System Interface)

SCSI は、シュガート社の SASI (Shugart Associates System Interface) をベースに、ANSI/X3T9.2 (低レベル・インタフェース作業部会)

で規格化した入出力インタフェースで、ANSI 規格、X 3.131 が 1986 年夏に出版された。さらに ANSI では SCSI-II の名称で、拡張仕様の審議を開始している。

SCSI は、ISO/SC 13 にも提案され、正式提案として受け付けられている。一方、ECMA/TC 30 技術委員会でも、ANSI 案をもとに作業を行い、ANSI に先行して、ECMA-111 を出版している。ECMA 規格は、ANSI 規格のサブセットになっている。

SCSI は、マルチホスト (複数計算機) 接続が可能であり、ホストを含めて 8 台の機器を接続できる。最大転送速度は、同期式で 4 MByte/sec、非同期式で 1.5 MByte/sec である^[8]。

IPI と同様、磁気ディスク、光ディスク、磁気テープ、プリンタ、プロセッサ間情報伝送などに対する高水準コマンドセットが準備されている。

SCSI は、SASI 仕様と互換性があり、すでに多くの制御用 LSI や応用製品が市場に出ている^[9]。Sperry 社でも、新しい機種に SCSI を取り入れている。

INSTAC のアンケート調査によれば、SCSI は JIS 化したい入出力インタフェースの第 1 位にあげられており^[10]、国内メーカーからも注目を浴びている。また、規格協会では、ANSI の SCSI 規格を翻訳して、1986 年末に出版する。

D) ISI (Intelligent System Interface) CDC

社が開発したインテリジェント・インタフェースで、IPI に類似している。ただし最大転送速度が 3 MByte/sec と遅く、小規模構成に向いている。OEM 市場のシェアの高い CDC 社のインタフェースであり、defacto standard の一つにあげられよう^[10]。

表 2 小型機用 I/O バス標準化状況

Table 2 Small computer I/O bus standardization

通 称 名	国家・業界規格等	国際規格
Small Computer Peripheral Bus	DIN-66202	IS-7069 出版中止
SCSI	ANSI-X 3.131 ECMA-11	SC13*
IPI	ANSI/X3T9.3*	SC13*
ISI	(CDC)	

—: 制定済規格, #: 審議機関, (): defacto standard

3.1.3 計測・制御用 I/O バス

計測・制御用のインタフェースの国際標準化は、IEC の TC 66 (電子測定装置技術委員会) や、TC 45 (放射線測定機器技術委員会) が行っている。

A) IEC バス (GPIB) ヒューレット・パッ

カード社で開発した HPIB (Hewlett Packard Interface Bus) を基本に作成された規格で, GPIB (General Purpose Interface Bus) の名で広く知られている。1975 年に IEEE-488 として規格化された。1978 年には, IEC/TC 66 により国際規格 IEC-625 が制定された。このインタフェースは自動測定用機器や制御用機器のほかにも, プリンタや磁気テープなどの入出力装置などにも用いられている。

IEC バスは, 3 線応答確認方式で, 8 ビットを並列に伝送するインタフェースであり, 最大転送速度が, 1 MByte/sec, 最大接続機器 15 台, 最大ケーブル総延長 20 m の性能をもつ^[11]。現在 IEEE や IEC で規格改訂の検討が始まっている。

なお, 日本では IEC バスの標準化が遅れていたが, IEC の改訂を取り入れる方向で, 電子機械工業が JIS 原案作成作業中である。

IEC バスと IEEE-488 バス (GPIB) とは, コネクタ等に軽微な差異があるが, 大筋としては同一仕様と考えてよい。なお IEC バスには種々の変形があり, 互換性の面で問題を起こすことがある。これが IPI や SCSI を開発するきっかけになったとも言われる^[12]。

B) CAMAC (Computer Automated Measurement And Control) CAMAC は, 原子物理実験で発生する大量データ処理のために開発されたインタフェース・システムで, 1 μ sec で 24 ビット・データを並列伝送する。その規格は, IEEE や IEC/TC 45 などから多数出ているが, 一般の計算機システムでは, ほとんど利用されていない。

CAMAC の高速版が FASTBUS である。IEEE で審議されて, 1980 年に, 暫定規格案が発表され, 1985 年には, ANSI/IEEE-960 として規格制定されている。

表 3 計測・制御用 I/O バス標準化状況
Table 3 Measurement and control bus standardization

通称名	国家・業界規格等	国際規格
IEC bus	ANSI/IEEE-488	IEC-625
CAMAC	IEEE-583 他	IEC-482
FASTBUS	ANSI/IEEE-960	IEC/TC 45*

—: 制定済規格, #: 審議機関

3.2 デバイス・インタフェース

入出力制御装置と入出力機器間のインタフェースであり, 入出力機器の種類ごとにインタフェースが異なる。ここでは, 磁気ディスク, 磁気テープおよびプリンタについて, 主要なデバイス・インタフェースを紹介する。

3.2.1 デバイス・インタフェース

A) フレキシブル・ディスク・ドライブ・インタフェース (ANSI-X 3.80) 1981 年に, ANSI/X 3 T 9.3 によってシュガート社の SA-1100 インタフェースをベースに, 8 インチ (200 mm) および 5.25 インチ (130 mm) のフレキシブル・ディスク・ドライブ・インタフェース規格が制定された。その後, この規格は, ISO/SC 13 にも提案された。しかし, 現在日本で使っているものと一部信号線の使用方法が違うこと, また 8 インチと互換性のあるアンフォーマット容量 1.6 MByte の 5.25 インチ・フレキシブル・ディスク (2 HD) の登場で規格の一部に現状と食い違いが生じたことから, 日本は ISO/SC 13 に技術的コメントを提出した。米国は, 日本のコメントを受け入れる方向で ANSI 規格を改訂中であり, 日本もその改訂に協力している。ISO/SC 13 では, その改訂案を正式な提案として受け入れることになっている。

INSTAC では, 1987 年度に JIS 原案の審議ができるように, I/O インタフェース標準化調査研究委員会にフレキシブル・ディスク・ドライブ・インタフェースの JIS 原案のたたき台を作成する作業部会を設立して作業を開始した。なお, たたき台は, ANSI 規格改訂版を基本にする。

また, 3 \pm 1 インチのフレキシブル・ディスク・ドライブ・インタフェースは, 標準化が遅れており, コネクタのピン数も数種出ているが, 市場では 5.25 インチ用とほぼ共通の 34 ピン・インタフェースを採用する方向に進んでいる^[13]。

B) SMI (Storage Module Interface) (ANSI-X 3.91) 14 インチのディスク・パック・ドライブ用インタフェースとして, 当時市場で defacto standard の一つであった CDC 社の SMD (Storage Module Device) の仕様を, ANSI/X 3 T 9.3 で 1982 年に規格化したものが SMI である。現在, ディスク・パック・ドライブや高性能ウインチェスタ型ディスク・ドライブのインタフェースとして広く利用されている。

なお, SMD そのものには, Enhanced SMD, High-Performance SMD, Modified SMD などの変種が出ている。ANSI では, これらの変種まで取り込めるように, ANSI 規格を改訂する予定で, その後正式に ISO に提案することになった。

C) RDI (Rigid Disk Interface) (ANSI-X 3.101) ANSI/X 3 T 9.3 で新しく開発した, 8 インチ以下のウインチェスタ型ディスク・ドライブ用のデバイス・インタフェース仕様で, 10 MBit/sec ま

でのデータ転送速度をもつディスクドライブを、8台まで接続可能である^[14]。RDIはANSIで新たに開発した仕様のため、その普及状態は、後述のESDIに比べて低いようである。ISO/SC13で、早期に国際規格案とする手続きを取るようになってきている。

D) ST-506/412 5.25インチの小型ウィンチェスタ型ディスク・ドライブ・インタフェースのdefacto standardの一つで米シーゲート社で開発したものである。フレキシブル・ディスク・ドライブ用インタフェースに類似しており、5MBit/secのデータ転送速度に対応できる^[14]。

E) SA-1000 ローエンドの8インチのウィンチェスタ型ディスク・ドライブ・インタフェースのdefacto standardとして、米シューガート社の開発したSA-1000インタフェースがある。ST-506/412同様フレキシブル・ディスク・ドライブ用インタフェースに似ている^[14]。

F) ESDI(Enhanced Small Disk Interface) ST-506/412やSA-1000ではカバーできない高速の小型ウィンチェスタ型ディスク・ドライブの業界標準インタフェースとして、ESDIがある。ESDIは、米マスター社を中心に、ディスク・ドライブ・メーカーが集まって作成した共通インタフェース仕様で、10MBit/secの転送速度に対応できる^[14]。最近日本でも、ESDIの採用例が増えてきている。

最近、米国のANSI/X3T9.3でESDI規格化が開始された^[15]。

表4 ディスク・インタフェース標準化状況
Table 4 Disk drive interface standardization

通称名	国家・業界規格等	国際規格
Flex. Disk I/F	ANSI-X 3.80+	SC13*
SMI	ANSI-X 3.91+	SC13*
RDDI	ANSI-X 3.101	SC13*
ESDI	ANSI/X3T9.3*	
Rotating Mass Storage	FIPS-63	
ST-506/412	(Seagate)	
SA-1000	(Shugart)	

—: 制定済規格, #: 審議機関, +: 改訂中または改訂予定, (): defacto standard

3.2.2 磁気テープ・ドライブ・インタフェース

A) STDI (Streaming Tape Drive Interface)

ANSI/X3T9.6(カセットおよびカートリッジ・テープ・インタフェース作業部会)が標準化を進めているストリーミング方式の0.25インチ(6.36mm)幅の磁気カートリッジ・テープ、および0.15インチ(3.81mm)幅の磁気カセット・テープのドライブに対するデバイス・インタフェースである。次に述べるQIC-02をベースとして、改良、機

能拡張等が行われている。この仕様は、ISO/SC13にも提案されている。

B) QIC-02(Quarter Inch Cartridge) 0.25インチ(6.36mm)幅のストリーミング・カートリッジ・テープの装置メーカーが集まって作成した共通インタフェースであり、前記STDIの原型である。

表5 磁気テープ・インタフェース標準化状況
Table 5 Magnetic tape drive interface standardization

通称名	国家・業界規格等	国際規格
Magnetic Tape Interface	FIPS-62	
STDI	ANSI/X3T9.6*	SC13*
QIC-02	ANSI/X3T9.3*	

—: 制定済規格, #: 審議機関

3.2.3 プリンタ・インタフェース

A) セントロニクス・インタフェース プリンタ用デバイス・インタフェースのdefacto standardとして、米セントロニクス社で開発したセントロニクス・インタフェースが知られており、略してセントロとも呼ばれている。このインタフェースは、一方向、8ビット並列、非同期確認(ハンドシェイク)方式である^[16]。プリンタ関係(とくに日本)で広く利用されている。また、プリンタ以外の用途にも種々応用されている。しかし、規格化されていないこともあって、セントロニクス・インタフェースと称している製品でも、コネクタ、信号の種類、制御用符号、タイミングなどが異なるものがある。互換性に問題があるとされている。米国では、セントロニクス・インタフェースより、むしろRS-232-Cがプリンタ・インタフェースとして普及している。

表6 プリンタ・インタフェース標準化状況
Table 6 Printer interface standardization

通称名	国家・業界規格等	国際規格
Centronics Interface	(Centronics)	

(): defacto standard

3.3 システム・バス(バックプレーン・バス)

計算機本体内部で各基板間を接続するためのインタフェースであって、各転送サイクルで記憶装置のアドレス転送が行われる。とくにマイクロ・プロセッサ応用機器で利用されている。この分野の標準化は、主としてIEC/SC47B(マイクロ・プロセッサ分科会)で審議されている。米国では、IEEEが積極的な活動をしている。

A) Eurobus (DIS-6951) NATOおよび英国海軍が標準として採用しているバックプレーン・システム・バスで、英国がこれをISO/SC13に提案、1985年に国際標準案として認められたが、そ

の後の作業が進んでいない。英国ではこれを 1984 年に、英国規格 BS-6475 として採用している。このバスは、ユーロカード (Euro-Card) と呼ばれるプリント基板の接続用として用いられる^[17]。

B) MULTIBUS (IEEE-796) 1976 年にインテル社が公開したデータ幅 8 または 16 ビットのマイクロ・プロセッサ用システム・バスでアドレス空間が 16 MByte, 最大転送速度が 10 MByte/sec の性能をもつ^[18]。IEEE で標準化の作業が行われ、1982 年に IEEE-796 として制定された。さらに、IEC/SC 47 B でも、BUS-I として国際規格化を進めている^[19]。

なお、バス幅を 32 ビットに拡張した MULTIBUS-II が 1983 年にインテル社から発表されており、IEEE のプロジェクト P 896.2 で規格化の審議が行われている。MULTIBUS-II の普及状態は次の VMEbus に遅れを取っている。

C) VMEbus (IEEE-P 1014) VMEbus は、モトローラ社が 1979 年に公開したバーサバス (VARSAbus) がその原型である。1981 年にモトローラ社、モステック社、シグネチック社の 3 社が集まって、バーサバスの論理的、電気的仕様をユーロカードに収めたシステム・バスを発表した。データ・バス幅 32 ビット、最大アドレス空間 4 GByte, 最大転送速度 57 MByte/sec の性能をもつ。米国 IEEE では、プロジェクト P 1014 が VMEbus の標準化作業を行っている^[20]。また、西独提案によって、IEC/SC 47 B でも BUS-II として標準化が始まっている。さらに、その拡張版として VMX (サブシステム・バス) と VMS (シリアル・バス) の規格化についても、IEC/SC 47 B で検討が行われている^[19]。

D) S 100 bus (IEEE-696) 米国 MITS 社が、同社の Altair シリーズのために開発したデータ・バス幅 8 ビットのシステム・バスから拡張された仕様である。基板のピンの数が、100 本あるところからこの名がついた。IEEE で規格化が行われ、1983 年 IEEE-696 として規格が制定された。その間にバス幅を、8 ビットおよび 16 ビットにするなどの機能拡張がなされている。このバスは、主としてアマチュア用として利用されている^[18]。

E) iSBX I/O 拡張バス (IEEE-P 959) インテル社が開発した I/O 拡張バスで、バス幅は 8 または 16 ビットである。DMA (Direct Memory Access) を利用すれば最大 2 MWord/sec の転送速度が得られる。現在、IEEE のプロジェクト P 959 で標準化作業が行われている^[21]。

F) STDbus (IEEE-P 961) STD バスは、米国のモステック社とプロログ社の 2 社から提案された 8 ビット・プロセッサ用のシステム・バスで、IEEE のプロジェクト P 961 で審議中である。主として工業用に用いられており、計算機システムではあまり利用されていない^[22]。

G) Futurebus (IEEE-P 896) 16 あるいは 32 ビットのマイクロ・プロセッサの普及を考慮して、32 ビットのアドレスおよびデータの転送を可能として、今後 10 年間の標準バスとなるように考慮したシステム・インタフェースである。IEEE は、1979 年にこのプロジェクトを発足し、1980 年秋には規格原案を発表している。しかし、その後進展が見られないようである^[23]。

H) その他のシステム・バス 上記の標準バスの他に、特定機器のシステムバスが、defacto standard として利用されている。

雑誌広告で見ると、米国では IBM-PC のシステムバスが他を圧倒していると言っても過言ではない。

一方、日本では圧倒的強さをもつものはないが、NEC-9800 がもっとも普及しており、続いて IBM-5550, FACOM-16 などのシステム・バスが用いられている。

表 7 システム・バス標準化状況
Table 7 System bus standardization

通 称 名	国家・業界規格等	国際規格
Eurobus	BS-6475 (英) DWSP-17232 (英国防省)	DIS-6951
S 100 bus	IEEE-696	
MULTIBUS	IEEE-796	IEC/SC47 B *
Futurebus	IEEE-P896*	
MULTIBUS-II	IEEE-P896.2*	
iSBX Extension	IEEE-P959*	
STDbus	IEEE-961	
Advanced backplain bus	IEEE-P970*	
STEBus	IEEE-P1000	
VMEbus	IEEE-P1014	IEC/SC47 B *
VMX, VMS		IEC/SC47 B *

—: 制定済規格, #: 審議機関

3.4 ローカルエリア・ネットワーク (LAN)

LAN が入出力インタフェースと言えるかどうかは異論のあるところであるが、今日の入出力インタフェースと LAN との間には、物理的にも、論理的にも大きい相違がなくなっている。たとえば、LAN に接続されているプリント・サーバーや、ファイル・サーバー等は、一種の入出力機器と考えることもできる。また、I/O バスの LDDI や FDDI

等は LAN の一種であるとする意見も出ている。LAN については、各種の方式が開発されており、それぞれ一長一短があって唯一の標準を決めることができず、IEEE プロジェクト 802 委員会や、ISO/SC 6 (通信とシステム間の情報交換分科会) でも 4 方式を並列に審議している。

また、分野別 LAN の標準化も行われている。IEC/SC 65 C (計測制御用デジタル・データ伝送システム分科会) では、プロセス・オートメーション用の PROWAY、ラボラトリ・オートメーション用の INSLAN 規格を作成中である。また、業界規格ではあるが、工場用 LAN や技術のおよびオフィス環境用 LAN として、MAP および TOP の仕様が作成中である。

A) CSMA/CD 方式 (Carrier Sense Multiple Access/Collision Detection) 各機器は MAU (Media Access Unit) を介して伝送媒体 (同軸ケーブル、より線対、など) に、いもづる状に接続されている。それぞれの機器は、データ伝送を開始する前に、伝送媒体上に他の機器がデータを送出していないことを確かめてから (Carrier Sense)、データを送出する方式である。データ送出中に、他の機器がデータ伝送を開始したかどうかを調べ (Collision Detection)、二つ以上の機器の伝送を検出した場合は、各機器は伝送を中止し、ある時間をおいて再伝送を行う。他方式に比べ MAU の構造や制御ロジックが簡単である。IEEE で仕様が検討され、ANSI/IEEE-802.3 として規格が出版されており、現在 ISO/TC 97/SC 6 で、国際規格案 DIS-8802.3 として審議中である。イサネットが、この方式の代表例として知られている。

B) トークン・バス方式 CSMA/CD 方式と同様な接続形態をとるが、トークンと呼ばれるフレームに論理的順番 (論理リング) を付けて送出することにより、データ伝送の順番を制御する。自分あてのトークンを受信した機器だけが送信権を得る。もし送信データがないときは、トークンだけを送出して、次の順番の機器に送信権を渡す方式である。CSMA/CD 方式と異なり、データ伝送の衝突が発生しない。ANSI/IEEE-802.4 として規格化され、現在 ISO/TC 97/SC 6 で、国際規格案 DIS-8802.4 として審議されている。

C) トークン・リング方式 各機器がリング状に接続されていて、送信権を制御するためのトークンを順番に受け渡すことによりデータ伝送を制御する方式である。トークンを受け取った機器だけが送信できる (データ受信局は、送信局へ応答を返すこ

とができる)。伝送終了後、および送信データのないときは、次の局へトークンを送って送信権を渡す。各機器は、自分宛以外のデータやトークンを次の局へ再送出する。ANSI/IEEE-802.5 がすでに制定されており、ISO/TC 97/SC 6 で国際規格案 DIS-8802.5 として審議中である。

D) スロットッド・リング方式 ケンブリッジリングをベースとして、英国が ISO に提案した時分割方式 LAN の仕様で、すでに英国規格 (BS-6531 他) になっている。ISO/TC 97/SC 6 では、DIS-8802.6 とする予定である。機器をリング状に接続し、固定長のスロットを絶え間なく巡回させる。各スロットには、空きまたは使用中を示す標識が付いている。送信したい機器は、空きスロットがきたときにそのスロットにデータを挿入して伝送を行う。そのスロットが再び自分の機器に回ってきた時点でスロットを空にする方式である。

E) PROWAY PROWAY は、IEC/SC 65 C/WG 6 (第 6 作業部会) で規格化作業中のプロセス・オートメーション用 LAN である。PROWAY は、トークン・バス方式で伝送速度 1 MBit/sec、最大ステーション数 100、最大伝送距離 2 km の性能を有する。PROWAY-B (8 ビット・アドレス)、および PROWAY-C (16 ビット・アドレス) の 2 方式が並列に審議されている。PROWAY-C は IEEE-802.4 (トークン・バス方式) のプロトコルに準拠している^[24]。

F) INSLAN^[42] ラボラトリ・オートメーション用の LAN であって、IEC/SC 65 C/WG 3 (第 3 作業部会) が審議している。INSLAN は IEEE-802.3 (CSMA/CD 方式) に準拠する方向で作業が行われている^[24]。

G) MAP と TOP 米ゼネラルモーターズ社が中心になって検討している工場用ネットワーク、MAP (Manufacturing Automation Protocol) の仕様が固まりつつある。MAP では、個々の仕様をすべて規定することはしないで、IEEE、ANSI、EIA 等の関連する規格を組み合わせる方式を取っている。開放システム・インタフェース (OSI) の下位 2 層には、IEEE-802.4 (トークン・バス) を採用している。なお、上位 5 層中、第 6 層 (プレゼンテーション層) だけが欠けている^{[25]、[26]}。

MAP の進展に刺激されて米ボーイング社は、技術のおよびオフィス環境に適したネットワーク、TOP (Technical and Office Protocol) の仕様作成の委員会を設立して、その作業を始めている。TOP では、下位 2 層に IEEE-802.3 (CSMA/CD 方式)

表 8 LAN 関係標準化状況
Table 8 LAN interface standardization

通 称 名	国家・業界規格等	国際規格
Logical link	IEEE-802.2	DIS-8802.2
CSMA/CD	IEEE-802.3	DIS-8802.3
Token-bus	IEEE-802.4	DIS-8802.4
Token-ring	IEEE-802.5	DIS-8802.5
Slotted-ring	BS-6531 他 (英)	SC6#
PROWAY		IEC/SC65 C#
INSLAN		IEC/SC65 C#
MAP	(GM)	
TOP	(Boeing)	

—: 制定済規格, #: 審議機関, (): defacto standard

を採用する^[26].

3.5 データ通信インタフェース

データ通信インタフェースの国際規格や国内規格は、すでに多数制定されており、その仕様が確立している。データ通信用インタフェース、とくにモデム・インタフェースは、また入出力インタフェースとしてパーソナル・コンピュータなどで広く利用されている。その代表的な例が EIA の RS-232-C である。

A) RS-232-C RS-232-C は、米国 EIA (米 函電子機械工業会) で制定した端末-モデム間のインタフェース仕様 (20 Kbit/sec 以下) である。その仕様が確立されていることもあって、モデム以外の機器との接続にも用いられている。とくにパーソナル・コンピュータでは、RS-232-C を多用しており、ほとんどの機種がこのインタフェースを備えていると言ってもよい。

RS-232-C に対応する国際規格としては、IS-2110 が、また国内規格としては JIS C 6361 があるが、コネクタのねじ等に若干の差異がある^[27]。

B) RS-449 RS-232-C は、速度的に限界があり、さらに高速なモデム・インタフェースとして、EIA は RS-449 を固めている。RS-449 は、コネクタ規定だけで回路規定がなく、RS-422-A (平衡形) または RS-423-A (不平衡形) の回路を使用することになっている。RS-232-C に比べて、入出力インタフェースとしての使用例はまだ少ない。

国内規格、国際規格としては、回路を含めた JIS C 6367, IS-4902 がある。

C) カレント・ループ (TTY インタフェース)

もともとは、テレタイプ (TTY) で用いられ、電流の有無によって 75~300 ボー程度の速度で、ビット・シリアルにデータを転送するインタフェースであり、電信回線の一環と考えるとよい。TTY では 20 mA の電流を使用するものが多いので 20 mA カ

表 9 データ通信関係標準化状況
Table 9 Data communication interface standardization

通 称 名	国家・業界規格等	国際規格
RS-232-C	EIA RS-232-C	IS-2110
	JIS C 6361*	
RS-449	EIA RS-449	IS-4902
	JIS C 6367*	

*: 日本の規格, —: 制定済規格

レント・ループとも言う^[28]。入出力インタフェースとして使用する場合は転送速度等から考えて、本来のカレント・ループのままではなく、かなりの変更がなされているものと推定される。

4. 入力インタフェースの今後の主流

以上のように、標準、あるいはそれに準ずる入出力インタフェースの種類は極めて多い。とくに新しい入出力インタフェースには、今後の主流になると思われるものがある。以下に、注目すべき入出力インタフェースをあげる。

A) SCSI パーソナル・コンピュータを含む小型計算機の補助記憶装置の標準インタフェースとなる可能性が高い。Sperry 社でも SCSI を採用し始めている。また、日本でも SCSI の応用製品が市場に広まりつつある。

B) IPI より大規模構成に向くインタフェースである。SCSI に比べて普及が遅れているものの、一部で製品化が行われている。制御用 LSI や応用製品が市場に出始めている。日本でも、日立が IPI を使った磁気ディスク装置を発表している。

C) FDDI 高速入出力インタフェースの第 1 候補である。NTT 通信研究所では、類似のインタフェースを実用化している。Sperry 社が、製品第 1 号を出すとも言われており、注目に値しよう。

D) LDDI IBM の 360/370 チャンネル・インタフェースに代わるものと思われるが、現時点では普及度の予測はむずかしい。

E) ESDI 高速ウィンチェスタ型磁気ディスク装置のインタフェースとして、今後 ANSI 規格の RDDI よりも普及することが予想される。日本でも、いくつかの製品が発表されている。

5. おわりに

本稿は、入出力インタフェースについて、全体の展望を得るために網羅的に紹介したものであって、個々の内容には詳しく触れていない。

この分野における標準化では、仕様が複雑なこともあって、機能の拡張や変更がしばしば発生する。

ANSI では、2カ月ごとの会議の都度、資料が大幅に改訂されるほど、目まぐるしく変化している。

入出力インタフェースの標準化は、その各企業の利益に直接関係することもある、活動が活発になってきている。

今後、入出力インタフェースの標準化の動向の変化に注目してゆきたい。

参考文献

- [1] 情報処理学会規格委員会編, 電子計算機の国際標準化, 情報処理学会, 1971, pp. 181-193.
- [2] W.E. Burr, A Taxonomy for Interface, ISO/TC 97/SC13 Munich-5, 1985.
- [3] プロセサ間結合装置仕様書 データリンクレベルプロトコル, NTT 情報通信処理研究所, 1986.
- [4] 関野 陽, 桑原 敏, 星子隆幸, ANSI X3.6 会議出席報告, SC13 国内委員会資料, 1986.
- [5] 情報処理学会 SC13 専門委員会, “入出力インタフェースの標準化について”, 情報処理, Vol. 16, No. 12, 1973, pp. 951~960.
- [6] ミニコンピュータに関する調査 (第11報), 日本電子工業振興協会, 1982.
- [7] I.D. Allan, “Intelligent Peripheral Interface Update Master-Slave Architecture”, *Electronics*, Vol. 55, No. 17 1982, pp. 110~116.
- [8] H. T. Meyer, “標準化に近い高水準の小型システム用インタフェース SCSI”, 日経エレクトロニクス, No. 308 1983, pp. 215~226.
- [9] G. Sideris, “ディスクインタフェースとマイコンバスの標準案が出そろおう”, 日経エレクトロニクス, No. 309 1983, pp. 210~211.
- [10] I/O インタフェース標準化調査研究委員会, システムソフトウェアの標準化に関する調査研究 (I/Oインタフェース標準化調査研究), 情報技術標準化研究センター, 1986.
- [11] GPIB (IEEE-488), 日経データプロ・マイコン, 1985, MCI-250-031~35.
- [12] R. Thomas, “Interface Shifts Management Chores Peripherals”, *Computer Design*, Vol. 24, No. 5, 1982, pp. 107~138.
- [13] 多田和司, “32 mm 厚以下の薄型が主流になった 3.5 インチ型フロッピーディスク装置”, 日経エレクトロニクス, No. 394, 1986, pp. 123~142.
- [14] J. Bond, “Single-Board Controllers Manage More than One Mass Storage Medium”, *Electronics Design*, Vol. 31, No. 6, 1983, pp. 131~138.
- [15] “海外技術動向”, 日経エレクトロニクス, No. 402, 1986, p. 187.
- [16] “セントロニクス型インタフェース”, インタフェース, No. 81 1984, pp. 262~263.
- [17] 鶴岡国夫, “ユーロバス”, インタフェース, No. 32, 1980, pp. 116~124.
- [18] “マイクロコンピュータ用標準バスの現状”, 日経データプロ・マイコン, 1984, MCI-250-021~024.
- [19] 田島守彦, “IEC/47B モントリオール会議報告”, 電子工業月報, Vol. 27, No. 7, 1985, pp. 116~124.
- [20] “VMEbus(IEEE-P1014)”, 日経データプロ・マイコン, 1984, MCI-250-071~078.
- [21] 今村博宣, “VME バスとそのポイント”, インタフェース, No. 99, 1985, pp. 202~221.
- [22] S. F. Shapiro, “STDBus Competes with 16-bit and 32-bit Buses”, *Computer Design*, Vol. 24, No. 9, 1985, pp. 51~57.
- [23] A. A. Alison, “Status Report on the P896 Backplane Bus”, *IEEE MICRO*, 1981, 2, pp. 67~82.
- [24] 東山 尚, 小川俊夫, “システム制御における情報ネットワーク”, 計測と制御, Vol. 24, No. 2, 1986, pp. 106~113.
- [25] 桑原啓治, 千葉一彦, “MAP ネットワーク関連の出荷開始でユーザの試作が前進”, 日経エレクトロニクス, No. 398, 1986, pp. 183~198.
- [26] J. Bartik, “ユーザ主導で導入が進んでいる工場用ネットワーク MAP”, 日経エレクトロニクス, No. 398, 1986, pp. 199~208.
- [27] “RS-232-C”, 日経データプロ・パソコン, 1985, PC2-101-053~055.
- [28] 田丸啓吉, 石井 治, 山中和正, マイクロコンピュータの事典, 朝倉書店, 1983, pp. 129~159.

(技術研究部)

Jane Bridge 著

"Beginning Model Theory"

Oxford University Press, vii+143 pp.,
1977.

1986年の春から、仲間と一緒に、本書の勉強会を始めた。狙いは「仕様書が書けるようになるう」である。

仕様書というのは、何らかの課題ないしは要求を過不足なく記述したもの、といえる。だから、仕様書を書くには、頭の中にある課題なり要求なりとそれを記述した文面とを突き合せて、文面がその課題とか要求を「過不足なく」記述しているか否かを判別する能力が、どうしても必要になる。この能力の涵養に、モデル理論の勉強が大そう有効だ、というわけである。仕様記述は、実はモデル理論における演習問題にほかならないのである。

それからもう一つ、仕様記述に関連して、モデル理論の知識の必要性を痛感したことがある。以前、事務処理分野の課題の仕様をどう記述するのが良いか、を検討するプロジェクトに参加した。そして、そこでの検討結果にもとづいて仕様記述法の提案を内容とするレポートを作成したのが、その骨子は集合論の初歩概念を含む一階の述語論理の枠組で入力表明と出力表明を記述しようというものである。だが、そこでは述語論理については、とくに解説はしなかった。ただ、論理記号を日常語に読み替えるルールを示しただけである。たとえば、「 $(\forall x) \neg x$ 」は「すべての x について、 $\neg x$ 」と読み替えるという具合に。このようなルールがありさえすれば、命題式は簡単に日常語に翻訳できる、と思ったのである。ところが、実際にはなかなかそうもいかないようだ。この仕様記述法の講習会の講師を務めた人の話では、命題式を珍解釈する受講者がときどきいるそうである。そのことは別に不思議でも何でもないが、問題は当の講師自身がその珍解釈を聞いて何だか変だとは思いつつ、それに対して適切な反駁ができなかった、というのである。命題式の「意味」についてフォーマルな定義を知っていれば珍解釈に反駁できたはずであり、この命題式の「意味」の意味を規定すること、これこそモデル理論の出発点にほかならない。

モデル理論を勉強する直接の目的は「仕様書が書

けるようになるう」にある。が、プログラム開発とモデル理論との接点は仕様記述に限らない。たとえば、Prolog もそのような接点の一つにはいる。というのは、Prolog の計算メカニズムの基礎は、周知のとおり Herbrand の定理にあるが、この定理もモデル理論における成果の一つだからである。

以上で、なぜモデル理論を勉強するのか、その意図はわかっていただけだと思う。

さて、本書だが、本文だけなら 135 ページ、文献リストや索引まで含めても 143 ページとコンパクトなところがよい。この分野の本格的な教科書としては Chang & Keisler^[1] が定評があるが、何といても、これはチト浩澁にすぎる。将来のことはいざ知らず、当面はモデル理論の初歩がわかれば十分なのだから、教科書はなるべくコンパクトな方がよい。

本書は四章から成る。第一章では、数学的な構造とその記述言語とを導入したうえで、与えられた構造のもとで記述言語の命題式が真であるとはどういうことか、偽であるとはどういうことか、の定義を与えている。命題式の「意味」の意味の定義である。

続く第二章では、述語論理の公理系と推論規則とを与えることによって述語論理の形式系を構築している。述語論理の構文論的展開である。

第三章は、本書の核心で、第一章で与えた真偽の概念と第二章で構築した形式系における証明可能性とが実は同等であることを示す。つまり、証明可能な命題式はすべて正しい(真の)命題式であるばかりでなく、逆に正しい(真の)命題式はすべて述語論理の形式系の中で証明できる、というのである。この著しい結果が、Gödel の完全性定理で一階述語論理のモデル理論の「基本定理」といってよい。

第四章は、モデル理論における著名な基本的結果のいくつかの紹介である。

プログラマの立場からみても、第一章と第二章は、いわば必修科目で演習問題などもキチンとやりながら読むべきだが、第三章・第四章は、モデル理論を専門とするのでなければ、やや気楽な鑑賞的な態度で臨むこともあるいは許されるかも知れない。

Shoenfield^[2] や Mendelson^[3] のような、数理論理学の包括的教科書についてモデル理論を勉強するのも賢いやり方である。なにしろ数理論理学は計算機科学と接点の多い分野なので、このような包括的な教科書に親んでおけば、将来何かと役立つに違いない。数理論理学の教科書なら、翻訳ものも包めて日本語で読めるものがたくさんあるので、そこから

自分の好みに合ったものを選ぶのもよいだろう。

最後に一言。本書には、ミス・プリントないしはバグが結構ある。しかし、そうだからといって、その分だけ本書の価値が下るなどと考えるてはならない。ミス・プリントやバグを見つけること、仕様記述能力の向上のために、これほど恰好の修練の機会が減多にあるものではない。もし見つけたら、天与の教育的配慮と思って感謝すべきである。もし見つけられなかったら、その時はどうすべきか。別にどうしようもありませんよね。

- [1] C. C., Chang, H. J. Keisler, Model Theory, North-Holland, Amsterdam, 1973.
 [2] J. R. Shoenfield, Mathematical Logic, Addison-Wesley, Reading, Mass., 1967.
 [3] E. Mendelson, Introduction to mathematical logic, Van Nostrand, Princeton, 1964.
 (ソフトウェア生産技術一部 染谷 誠)

P. H. Winston,
 K. A. Prendergast 共編
 森健一他訳

AI ビジネス

近代科学社, A 5 判, v+305 pp., 1986 年,
 2,600 円

本書の原文 (The AI Business—The Commercial Uses of Artificial Intelligence) を初めて読んだのは、もう数年前になる。その頃は、AI ブームも今日ほど華かではなく、米国から、いくつかの報告が聞こえてくる程度であり、国内では ICOT ((財)新世代コンピュータ技術開発機構) が、KIPS (Knowledge Information Processing System, 知識情報処理システム) の構想を宣伝はしていたが、市場はいまだ笛吹けと踊らずといった状態であった。日本における AI ブームのきっかけは FGCS '84 (Fifth Generation Computer Systems) だったから、AI と聞いても、それが何であるか理解している人は少数派であり、ましてや、それがビジネスとして成り立つと考える人は極めて少なかったであろう。そうした中で、日本ユニパックの AI ビジネスについての検討会が発足し、本書の輪読が行われた。当時、米国と日本における AI 技術の差は 10 年と言われており、それぞれの分野の専門家からの報告は、会議のメンバにとって新鮮な感動であった。今、日本語版を改めて読み直してみても、彼らの見識は未だに色あせることなく、むしろ、今日の AI フィーバの中で、もう一度、原点に戻って AI

を考える機会を与えてくれる。本書は 1983 年に Massachusetts 工科大学で行われた AI に関する自由討論会の記録である。この会議は、原作者のまえがきで述べられているように、それまで行われた討論会の中で最大であった遺伝子工学に関する自由討論会の 2 倍の参加者を集めたい。こうした産学協同の討論会を開催するところなどは、いかにも MIT らしい発想であるが、概して米国の大学は、日本のそれに比べて産業協力色が強いといわれている。しかし、日本でビジネスというと、すぐ市場規模だとか、売り上げ目標だとか、ひいては商品の宣伝が前面に出てくるが、本書は、そうした AI マーケティングとは無縁の本である。彼らの基本的姿勢は、AI 技術が現在どのレベルにあるのか、そして将来どうなってゆくのか、こうした技術の進展の中でビジネスはどうあるべきなのか、という問いに応えようとしている。したがって、本書の読者は AI マーケティング担当者よりも、AI ビジネス・マネジメントや企業内の AI 技術者であろうと思われる。ちなみに主な報告者を一覧すると

大学側	Massachusetts 工科大学	P. H. Winston
	同	R. Davis
	同	C. Rich
	同	J. Michael Brady
	同	Marvin Minsky
	Pittsburgh 大学	H. E. Pople Jr.
	Yale 大学	Roger Schank
企業側	DEC 社	A. Kraft
	Schlumberger 社	J. U. Baker
	Xerox 社	J. Seely Brown
	Atari 社	Alan Kay
	Daisy Systems 社	A. Finegold
	Artificial Intelligence 社	
		L. R. Harris
	Automatix 社	P. Villers
	GE 社	P. M. Russo
	Adler 社	F. R. Adler
	F. Eberstadt 社	W. H. Janeway

となるが、これらの人名や社名の中に読者が聞いたことのある名前がいくつかあるに違いない。

本書の構成は 4 部よりなっている。

第 1 部はエキスパート・システムに関する報告であり、XCON (コンピュータ機器構成) や DIPMETER ADVISOR (石油探査) などの有名なエキスパート・システムの開発現場からの方法論、成功失敗例、将来への提言から成っている。それぞれ巨大なシステムであり、日本における実際のアプリ

ケーション開発にそのままではまるものではないが、注目すべき、いくつかの警句が含まれている。そして、その警句の多くはエキスパート・システム開発上での重要な問題を提起している。本章での議論を結論的に要約すれば、現在の技術レベルで良いエキスパート・システムを開発するには、環境条件の整備が重要であるということであろう。環境条件には三つの要素が含まれる。第1はシステムを構築するのに十分な知識の得られる環境、第2は得られた知識をシステム化することのできる優秀な知識工学者を得られる環境、そして最後にエキスパート・システム開発にまつわるソフトウェア・ツールやコンピュータ資源等の物理的環境である。こうした環境が良いエキスパート・システムを作るための条件だとすれば、現在の日本のエキスパート・システム開発環境はこれらの条件を満足しているだろうか。おそらく、ビジネスとしてのエキスパート・システムは、本書に述べられているような実験的なエキスパート・システムとは異った歩みをすると思われるが、そのとき、どのようなアプローチが良いのかは読者が考えることである。なぜなら、ビジネスは始ったばかりなのだから。第2部は「仕事と遊び」と名付けられた章で、エンジニアリング・ワークステーション、プログラマーズ・ワークベンチ、知的助言システム、自然言語システムなどのいわゆるマン・マシン・インタフェース部についての報告である。言い換えれば、人間が行う設計や計画といった知的活動をコンピュータがどれだけ支援できるかという問題である。この問題は大きく三つの部分からなると考えられる。第1点は人間にだけ許された(少くとも现阶段では)創造活動にコンピュータがいかにかかわれるか。第2点は現場での実際の作業をコンピュータがいかにか支援できるか。第3点はコンピュータの支援機能がいかにか現場の作業者に受け入れられやすいか、である。そして、これらの各部分に AI 技術が何らかの形で利用されようとしている。本書はその実態報告である。しかし、この分野はエキスパート・システムよりも困難な領域であるらしい。報告はすべてプロトタイプ・システムに関してであり、AI 技術への期待で結ばれている。その理由は、おそらくエキスパート・システムというものが人間の知識という限られた部分のみを対象にしているのに対し、本章のタイトルに、まさに

「遊び」という言葉が使われているように、こうした作業は全人間的なアプローチが必要となってくるからであろうと考えられる。

第3部はロボティクスである。知能ロボットとはロボット自身が外界の状況を認識し、自らの行動を決定するようなロボットのことである。したがって、このようなロボットを考えるためにはセンシング技術と AI 技術が不可欠である。そして、その両技術とも人間の持つ能力に比べれば足元にも及ばないのが現状である。したがって、人間に近い知能ロボットというのは神話であろう。むしろ、現在およびその延長線上の技術で何が可能なのかを知ることの方が重要である。本書の報告は興味深いものである。ただし、ロボットの普及率から言うると日本の方が米国のそれをはるかに上回っており、この報告の中でもしきりに日本との比較が行われているが、AI と言う新しい技術においては、日本に対する優位性を保てるだろうと米国の技術者達は考えている。現在おきている日米の経済摩擦や先端技術の海外流出防止策などと合わせて読まれるとおもしろいだろう。

最後の第4部は「今日と明日」と題して AI の将来像についての報告である。とくに、企業化の可能性について積極論と否定論の両報告が行われている。企業化が可能かほど AI 技術の将来は明かるいのか、AI 企業となるには何をなすべきか等々の問題が議論されている。議論は将来の問題に関するものだから、当然私見の域を出ていない。しかし、今日、雨後のたけのこのように生まれてきた AI 企業の現状と、彼らの意見を比較することは意味があるだろう。P. H. Winston は展望の中で三つの AI 発展モデルを提示している。今日の AI フィーバがそのうちのどのモデルに近いのか、そしてその後何ができるのか、もう一度冷静に見直すのも、あながち無駄なことではないだろう。

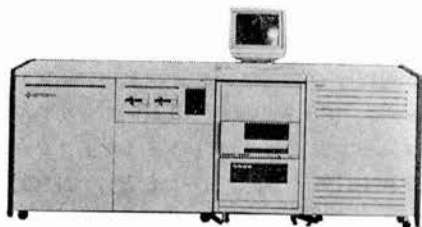
本書の報告は、書名にもあるとおり AI が将来ビジネスとし成立するかどうかの議論が中心になっている。当コラムの筆者の勝手な言は、その意味的を得ていなかったかも知れない。読者は、読者のおかれた立場から本書を読むしかない。あまり肩をはずらず、通勤電車の中でも興味ある章だけを拾い読みしてもよいだろう。

(マーケティング・サポート部 妻木俊彦)

NEW PRODUCTS

86年度後半発表の製品の中から主なものを選んで紹介します。各製品の詳細についてはマニュアル等をご参照ください。

●2200/200 シリーズ



シリーズ 2200 は、従来のシリーズ 1100 の後継機種種であり、シリーズ 1100 のアーキテクチャを受け継ぐとともに最新の半導体技術を採用した新しいコンピュータ・シリーズである。今回発表した 2200/200 シリーズは、シリーズ 2200 の中でも中型機に相当する 4 モデルで、これらは従来の CHAPARRAL ファミリの後継機種種として位置付けられる。2200/200 シリーズの特徴は、汎用コンピュータとして世界で初めて 3 万ゲート・クラスの CMOS を採用した点にある。たとえば、中央処理機構は、1.2 μm プロセス技術による 6 種類 7 個のフル・カスタム CMOS VLSI (1100 チップ・セットと呼ぶ) からなり、この 1100 チップ・セットを 2 重化して 1 枚のボードに搭載し「1 ボード CPU」を実現している。このほか、主記憶機構、入出力処理機構、入出力チャンネル機構、ワークステーション制御機構、内蔵通信制御機構などの機能ユニットをすべて同様の VLSI 技術と高密度実装技術によって、それぞれ 1 ボード化している。

一方、CMOS VLSI の採用によって省電力と電源装置の小型化を図っている。このため、2200/200 シリーズでは、中央処理機構と主記憶機構をそれぞれ 2 セット、さらに 1.4 GB (ギガ・バイト) の磁気ディスク機構、通信回線 6 回線、電源装置を 1 m³ の小型キャビネット内に収納でき、省スペース化が実現した。このほか、2200/200 シリーズの特徴としては、大型汎用コンピュータと同程度の能力、オフコン・クラスのサイズと使いやすさ、価格性能比の向上、中央処理機構の二重化などによる高信頼性の実現、ビルディング・ブロック方式によるシステムの拡張性、自動運転機構の標準搭載、最大 96 台までのワーク・ステーションの接続などがあげられる。また、シリーズ 1100 のアーキテクチャを継承しているため、第 4 世代言語 MAPPER を始め各種のソフトウェア、データベース、ネットワーク機能、

システム開発環境などシリーズ 1100 と同様の機能を利用できる。2200/200 シリーズは、中央処理機構 (IP) の数によって四つのモデルがある。それらは、基本キャビネット内に IP を一つ搭載したモデル S、二つ搭載したモデル D、基本キャビネット内の二つの IP に加え拡張キャビネット内に一つの IP を搭載したモデル T、さらに二つの IP を搭載したモデル Q である。なお、2200/200 シリーズの処理能力は、従来の CHAPARRAL ファミリの 2~3 倍、価格性能比は約 3 倍となっている。

関連の記述が本誌 74 ページにあります。

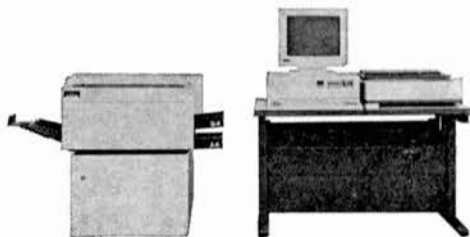
(資料コード : 481243001-0)

●UNIX* オペレーティング・システム SX 1100

SX 1100 は、米国 AT & T 社の UNIX システム V の機能をシリーズ 1100 およびシリーズ 2200 の OS (OS 1100) の下で実現するシステムである。その特徴は、① OS 1100 の下で稼働するため既存の処理環境 (デマンド、リアルタイム、バッチ) を変更することなく UNIX を導入できる、② UNIX システム V に加え、米国 California 大学 Berkeley 校で開発された C シェルなどの機能を備えている、③ OS 1100 上に複数個の SX 1100 システムを搭載できるため、処理環境の異なる UNIX を複数稼働できる、④ SX 1100 システムから OS 1100 のファイルの参照・複写・更新が可能のほか、OS 1100 のデマンド・ジョブを起動することもできることなどである。

* UNIX は、AT & T 社 Bell 研究所で開発した OS の名称で、AT & T がライセンスしている。

●電子出版システム NIC VECTOR 21



電子出版システムは、文章・図形・写真などのデータをベクトル化して、圧縮しデータベース化し、多目的に利用する印刷分野のアプリケーションである。

NIC VECTOR 21 は、グラフィック・ワークステーションに基づく電子出版システムで、イメージ出力によって従来の活字印刷と同等の品質の版下作成が可能であり、新聞・出版・印刷の各分野に適用できる。

また、NIC VECTOR 21 とユニバックの汎用コンピュータを接続することによって、大容量のデータの蓄積が可能のほか、汎用コンピュータの業務処理システムとの関係による高度なオフィス・オートメーションやエンジニアリング・オートメーションのシステム構築も行える。

NIC VECTOR 21 の特徴は、①グラフィック・ワークステーションに基づく電子出版システムである、②NIC VECTOR 21 同士を接続した LAN 構築による処理の分散化、さらにはシリーズ 1100 やシリーズ 2200 とのチャネル接続による高速処理が可能である、③割付情報と文章、図形と写真とをワークステーションとイメージ・スキャナから、それぞれ入力する、④図形・写真・文字フォントを圧縮してベクトル・データとして保管するため、その拡大・回転・変形が可能である、⑤対話型の自動組版ソフトウェアによって 1 ページ単位の編集組版が容易に行えるなどの点である。

● 3次元カラー・グラフィック・ディスプレイ AGS 3203



AGS 3203 は、従来の AGS 3000 シリーズを発展させたもので、座標変換機構、クリッピング機構、ベクトル発生機構に 12 種類のカスタム LSI を採用し、高速の表示を可能にしている。

AGS 3203 の特徴は、①毎秒 40 万ショート・ベクトル以上 (3 次元座標変換とクリッピング込み) の高速表示、②1670 万色同時表示による色彩表現 (意匠設計や画像処理などの微妙な色彩表現を要する分野でも利用可能)、③ 3 次元モデルの形状評価に効果

的なローカル・ビューイング機能の装備、④ハードウェア化された幅付き線発生機構の装備、⑤ 8192 頂点の多角形を 1 コマンドで表示可能 (マッピングなどの応用分野で利用)、⑥日本語機能 (JIS 第 1・第 2 水準漢字 6877 文字および外字の表示のほか、かな漢字またはローマ字漢字変換機構による日本語入力が可能)、⑦豊富なコミュニケーション・インタフェース (RS 232C と RS 449 のシリアル・インタフェースおよび 16 ビット・インタフェース、ETHERNET* インタフェースなど)、などの点である。

* ETHERNET は Xerox 社の登録商標である。

● 2次元カラー・グラフィック・ディスプレイ AGS 2400 G シリーズ

AGS 2400 G シリーズは、従来の 20 インチ・カラー・グラフィック・ディスプレイ AGS 2400 F シリーズの後継機種として、5 倍に高速化された表示速度と拡張された機能を備えている。

AGS 2400 G シリーズの特徴は、①最大、毎秒 10 万ショート・ベクトル (座標変換とクリッピング処理を行った場合は、毎秒 4 万ショート・ベクトル) の高速表示を実現、②セグメント・バッファを最大 2 MB まで拡張でき、インタラクティブ機能と合わせて、ホスト・コンピュータの負荷を軽減、③アプリケーション・ソフトウェアの入力待ちや、入力データの損失を防止するイベント機能等のインテリジェント機能の強化、などの点である。

(資料コード: 481843125-0)

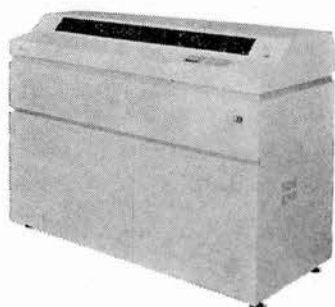
● 2次元カラー・グラフィック・ディスプレイ AGS 1800 シリーズ

AGS 1800 シリーズは、AGS 2400 G シリーズの下位機種である。AGS 1800 シリーズは、20 インチ・カラー・グラフィック・ディスプレイ AGS 2400 G シリーズの機能および画面サイズをそのまま継承したシステムである。そして、表示分解能を 960×768 ピクセルとし、低価格化を狙ったもので、最高毎秒 7 万ショート・ベクトル (座標変換およびクリッピング処理を行った場合は毎秒 4 万ショート・ベクトル) の高速表示が可能な価格性能比の良いシステムである。

AGS 2400 G シリーズとの相異は、本システムの物理表示領域のアドレスラブル・ポイント (960×768) が違う点だけであり、それ以外は、コマンド・レパートリーで完全な互換性がある。

(資料コード: 481843125-0)

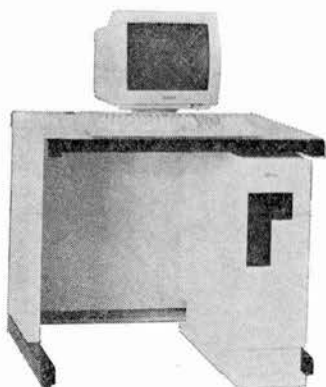
●静電プロッタ AGS 8330/AGS 8331



AGS 8330 と AGS 8331 は、それぞれ A 0 と A 1 サイズ用の静電プロッタである。専用ハードウェアによる高速ベクトル・ラスタ変換機構によって 5000 ベクトル/秒以上の処理能力、カッタ機構、2 MB のデータ・バッファ、自動レイアウト機能などを備えている。また、高密度実装技術によって、プロッタ本体内部にコントローラ部を内蔵しており、設置スペースの縮小化や消費電力の低減を実現している。

AGS 8330 と AGS 8331 システムの特徴は、① 5000 ベクトル/秒以上の高速処理、②高品質な図面出力 (16 ドット/mm の図面出力、出力速度を制御するルックアヘッド機構等)、③大容量データ・バッファ (2 MB~18 MB)、④豊富な作図機能 (図面の白黒の反転機能、ペン番号に対する線幅指定、JIS 第 1・第 2 水準を支援する漢字機構、図面の回転・入替えや自動レイアウト機能等)、⑤最大 4 台まで接続可能なチャンネル制御装置、⑥多様なホスト接続形態 (シリアル・インタフェース、16 ビット・パラレル・インタフェース、チャンネル接続インタフェース等)、⑦省スペース設計 (AGS 8330 で 1400 (幅)×600 mm (奥行)×1035 mm (高さ))、などである。
(資料コード: 472845327-2)

●エンジニアリング・ワークステーション SS-5s



SS-5s は、エンジニアリング・ワークステーション SS-5 のアーキテクチャを継承し、よりコンパクト化および低価格化を図ったシステムで、パーソナル・ユース用および本格的 32 ビットのエントリ用として開発されたシステムである。SS-5s は、上位機種 SS-5 と同様、浮動小数点演算プロセッサ、16 KB の高速キャッシュ・メモリを標準装備するとともに 32 ビットの VERSA BUS* と 64 ビットのメモリ・バスを分離することによって、システム性能を大幅に向上させている。また、最大 8 MB まで拡張可能な主記憶装置、85 MB の固定ディスク装置、光ディスク装置、ビットマップ・ディスプレイ、漢字ディスプレイ、AGS シリーズ・グラフィック・ディスプレイ、AGS シリーズ・プロッタ、ETHERNET** 仕様の LAN などの周辺機器を支援している。

オペレーティング・システムは、UNIX*** システム V を採用し、プログラミング言語としては、C、FORTRAN、BASIC、LISP、PROLOG が用意されており、その他関係データベース、日本語パッケージ、図形演算パッケージ、構造解析パッケージなどのソフトウェアも用意されている。

* VERSA BUS は、米国 Motorola 社の登録商標である。

** ETHERNET は、Xerox 社の登録商標である。

*** UNIX は、AT & T 社 Bell 研究所で開発した OS の名称で、AT & T がライセンスしている。

(資料コード: 481843124-0)

●CAD システム Micro-UNICAD

Micro-UNICAD は、シリーズ 1100 の汎用設計援助システム UNICAD をエンジニアリング・ワークステーション (SS シリーズ) に移植したものである。Micro-UNICAD システムは、2次元設計、3次元設計 (ワイヤフレーム)、2.5 軸数値制御等の機能を有する汎用 CAD/CAM システムである。

Micro-UNICAD システムの特徴は、①設計時間の短縮 (約 350 の基本コマンド群を独自のタブレット・メニューとして編集可能)、②専用システム化 (独自の設計手順や専用機能を簡単にコマンドとして組み込めるように図形処理向き言語 UDL が用意されている)、③設計・製図作業の合理化 (編集設計に適した図形データ構造を採用しており、既設計データを有効利用できる)、④数値制御加工の標準化・省力化 (2.5 軸の数値制御指令作成の効率化のため、加工手順・使用工具・切削条件を技術情報としてファイル化し、最終形状の指示だけで最適な工具経路の自動生成が行える)、⑤上位互換性の維持 (シリーズ 1100 およびシリーズ 2200 用の CAD/CAM シ

システム UNICAD 2000 や UNICAD/NC モジュールとは上位互換性が維持されている), ⑥ネットワークの構築 (複数のエンジニアリング・ワークステーションの LAN 接続による CAD/CAM ネットワークの構築が可能である。また, シリーズ 1100 およびシリーズ 2200 との接続により UNICAD 2000 と Micro-UNICAD をそれぞれ中央側とローカル側として使用し, 分散型の CAD/CAM ネットワークを構築できる), などの点である。

●マルチワークステーション 8500 シリーズ



マルチワークステーション 8500 シリーズは, オフィス・コンピュータ シリーズ 8 をホスト・システムとするワークステーションであり, マイクロメインフレーム・リンク機能とマルチホスト・アクセス機能をもつシステムである。8500 シリーズは, シリーズ 8 と接続され, データ処理, 文書処理, およびイメージ処理を含む統合 OA システムを実現するために使用される。

8500 シリーズの特徴は次のとおりである。

- 1) 豊富なネットワーク機能……①インライン, DDX を含む通信回線, および LAN の各種接続が可能である, ②1台のマルチワークステーションから複数のホスト・システムをアクセス

できる (マルチホスト接続), ③LAN 接続した任意のマルチワークステーションを各種サーバとして利用できる。

- 2) マイクロメインフレーム・リンク機能の拡充……①ホスト・システムのデータ処理と大容量データベース機能をマルチワークステーションの OA 機能と結合し利用できる, ②マルチワークステーションから, ホスト・システムの大容量ファイルを電子キャビネットとしてアクセスできる, ③複数のホスト・システムとマルチワークステーション上のアプリケーション・プログラム間の自由な会話が行える。
- 3) 最新のハードウェア技術とマルチ処理 OS……①標準 2 MB (最大 6 MB) の大容量記憶と最大 110 MB の内蔵ディスク装置, 4画面分の大容量 VRAM を装備しており, 高速数値演算処理機構の付加も可能である, ②最大4個のジョブの多重処理可能な日本語コンカレント CP/M-86* を採用している。
- 4) 豊富な OA ソフトウェア……①統合 OA ソフトウェア Super REPO, ワープロ機能を中心とした A-1 Mark II, スプレッドシート型簡易言語 Multiplan** 等の OA ソフトウェアが用意されている。OA ソフトウェア相互およびシステムと OA ソフトウェアとのデータ交換を実現する MYSOLVE を利用し, ホストにある大容量データベースからデータを取り出してワープロの文書と合成したりグラフ化して表示することも可能である, ②イメージ・データの取込み, 編集, ホスト・システムからのコード・データとの合成出力を可能とするイメージ処理ソフトウェアが用意されており, ファクシミリへの出力も可能である。

* コンカレント CP/M-86 は Digital Research 社の登録商標である。

** Multiplan は Micro Soft 社の登録商標である。

▶テクニカル・コーディネータ

北村紘次 (ハードウェア・プロダクト1部システム・プロダクト2室長), 高橋 肇 (技術研究部), 高畑和夫 (システム7部情報流通システム統括2課長), 滝沢 繁 (プロダクト企画部プロダクト企画1室), 中村 脩 (商品企画本部副本部長), 宮島久雄 (CAD/CAM システム2部 CAM ソフトウェア開発課長), 森澤好臣 (知識システム開発部知識システム開発1課長), 米口 肇 (技術研究部長)

▶エディトリアル・スタッフ

●テクニカル・パブリケーション室

村井啓一 (室長), 青柳幸久, 丹野敬子

●Technical Coordinators

K. Kitamura, H. Takahashi, K. Takahata,
S. Takizawa, O. Nakamura, H. Miyajima,
Y. Morisawa, H. Yoneguchi

●Editorial Staff

K. Murai, Y. Aoyagi, K. Tanno

ISSN 0289-6257

技 報

UNIVAC TECHNOLOGY REVIEW

No. 12

発 行 日 昭和62年2月28日
発行人兼編集人 富 田 和 夫
発 行 所 日本ユニバック株式会社
東京都港区赤坂 2-17-51 〒107
TEL (03) 585-4111 (大代表)
頒 布 価 格 1,500 円
印 刷 所 三美印刷株式会社

禁無断複製転載

企業の個性をシステム化する

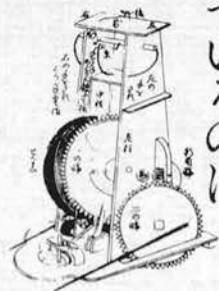
UNIVAC

日本ユニバック

東京都港区赤坂2-17-51 107 電話03(565)4111



江戸時代の「技術」に驚いているのは、
一九八七年の私たちです。



時は元禄。「茶をはこぶ人形の車はたらきて」と、井原西鶴もびっくりしたという「茶運人形」。初めて、この人形がお茶を運んでくるのを見た人は、さぞかし驚いたことでしょうね。この茶運人形、江戸中期には制作技術にもさらに磨きがかかり、裕福な人たちの玩具として人気を博していたようです。

また寛政8年(1796)には、土佐の理学者 細川頼直が、自動人形制作のための設計図版集「機巧図彙(からくりずい)」を出版。なかでも茶運人形には多くのページがさかれており、図版の数から見ても、当時の最高レベルの技術を要したものであることがうかがわれます。

そして、今私たちの目の前にある、この茶運人形。その「技術」は200年も昔のものなのに、21世紀を目前にした私たちの目やココロを楽しませ、驚かせてくれます。

確かに、優れた「技術」には時代を超えて人を感動させるチカラがある、と言えそうですね。私たちユニバックは、そんな感動的な「技術」を応援したいのです。私たちが提供できるのは、設計から製造まで、つまり製品をつくるすべての流れをひとつの細胞集合体のように考えた、コンビネーションの良いFAシステム。現在はもちろん、未来の人々をも驚かせるような「技術」の開発を、柔軟に、そして総合的にお手伝いします。

UNIVAC 2200/200シリーズ 新登場。
ユニバックの提唱する
FAコンセプト「ALPFA」を
推進する中核機として
活躍します。



FAを確実に推進する アルファ

ALPFA

ALPFA: All-around Linkaged Productive
Factory Automation