

## 2次元ブロック転送によるメモリ・アドレス制御方式の提案と文書画像処理への応用†

田畑邦晃<sup>††</sup> 津原進<sup>††</sup> 岩見秀文<sup>††</sup>  
町田哲夫<sup>††</sup> 武田晴夫<sup>††</sup>

画像データは、通常、ラスタ形式の1次元データに変換してメモリに格納するので、画像上の隣接画素が連続メモリ・アドレスをもつわけでは必ずしもない。本論文は、このような画像メモリへのアクセスを高速化したアドレス制御方式(2次元ブロック転送方式)を提案する。本方式は、アドレス空間上に分散した2次元画像データを、ソフトウェアの介在なく連続転送するものである。このために、(1)2次元領域の境界抽出と、(2)領域境界でのアドレス更新を、ともにハードウェア化し、画像の切出、合成、平行移動、メッシュ分割、リポート・コピー、斜交軸変換、90°回転、微小角回転などのアドレス制御機能を実現した。試作装置による実験では、従来のDirect Memory Access方式に比べて、本方式は、切出合成処理を4.7~26.7倍高速化した。また、本論文の2次元ブロック転送方式を応用して、文書画像の編集・保管・検索・複写・伝送機能をもつ文書管理システムを試作したが、そのシステム構成、基本機能、処理例についても報告する。

### 1. ま え が き

文書画像は2次元の広がりをもつが、コンピュータ内部では、通常、ラスタ形式の1次元データに変換して記憶する。したがって、画像上で隣接する画素が、メモリ上の連続アドレスに格納されるわけでは必ずしもない。画像処理では、このようなデータ構造を考慮したメモリ・アクセスが必要であり、画像メモリに対するアドレス制御の高速性が要求される。

従来のアドレス制御の一例として、ページング方式がある<sup>1)</sup>。ページング方式とは、アドレス空間を等サイズのメモリ領域(ページ)に分割し、各ページに対するマッピング・レジスタを用いて、論理アドレスから物理アドレスに変換する方式である。マッピング・レジスタによるアドレス変換の制御はページ単位であり、同一ページ内の論理アドレスと物理アドレスの対応は連続的になる。したがって、このページング方式は、画像サイズに依存したアドレス不連続性が生じる画像処理には適さない。

画像処理などの2次元データの処理を対象としたアドレス制御方式を大別すれば、(1)逐次変換型、(2)並列アクセス型、(3)ブロック転送型、の三つのタイプに分類できる。

第1のタイプ(逐次変換型)は、画像の各画素を行番号と列番号の2次元アドレスで指定し、画素単位に2次元アドレスから1次元の物理アドレスに変換する方式である。したがって、画素単位にランダム・アクセスする処理で用いる。対象とする画像の横幅(または縦長さ)が2の冪乗個の画素から成る場合は、単純なシフト操作と加算だけでアドレス変換が実現できる<sup>2)</sup>が、任意サイズの画像では、マイクロプログラムによりアドレス変換する場合が多い。

第2のタイプ(並列アクセス型)は、局所矩形領域(ウィンドウ)内のデータを同時にアクセスする方式であり、マルチプロセッサによる並列処理に多用される<sup>3)</sup>。平滑化、微分、尾根検出等の局所処理では、通常、 $3 \times 3 \sim 16 \times 16$ 程度の大きさのウィンドウが選ばれる。ウィンドウ・サイズが可変で、 $p \times q$ ,  $pq \times 1$ ,  $1 \times pq$ の矩形領域にマルチ・アクセス可能な方式<sup>4), 5)</sup>や、配列引数がパラメータの1次式で表現される画素の集合に同時アクセスする方式<sup>6)</sup>もある。ただし、ウィンドウの画素数は設計時に定める定数である。

上記の逐次変換型と並列アクセス型の二つのタイプは、画素単位あるいは局所矩形領域単位にアクセスする方式であった。これに対して、画像の切出し・合成等では、任意サイズの画像領域間でデータ転送するが、このような処理に適したアドレス制御方式がブロック転送型である。従来、ブロック転送型の代表例として、DMA(Direct Memory Access)方式が知られている。DMA方式は、プロセッサを介さずに、メモ

† A Memory-Address Control Scheme by the Two-Dimensional Block Transfer and Its Application to Document Image Processing by KUNIAKI TABATA, SUSUMU TSUHARA, HIDEFUMI IWAMI, TETSUO MACHIDA and HARUO TAKEDA (Systems Development Laboratory, Hitachi, Ltd.).

†† (株)日立製作所システム開発研究所

りを直接制御するので高速転送できるが、一般のDMAは、連続アドレスをもつメモリ領域を対象としている。したがって、ラスタ単位に異なるメモリ領域に分散した画像データを転送する場合、DMAの起動終了処理をラスタごとに繰り返し、転送速度の低下を招く。ブロック転送型には、この単純なDMA方式以外に、特定アドレスへのアクセスを自動検出する方式<sup>7)</sup>も開発されている。このアドレス検出機構は、矩形領域の境界抽出機能をハードウェア化しているのので、ソフトウェアによる条件判定処理を大幅に削減できる。ただし、切出し・合成等に応用する場合、境界抽出時のアドレス更新をソフトウェアで処理する必要がある。

これらの従来方式と異なり、本論文では、アドレス空間上に分散した2次元データを、ソフトウェアの介入なく、連続的に高速転送しうるブロック転送方式を提案する。本方式は、2次元データを連続転送するために、(1)2次元領域の境界抽出と、(2)領域境界でのアドレス更新を、ともに、ハードウェア化しており、この意味で2次元ブロック転送方式といえる。従来、切出し、合成機能に限定して、上記(1)、(2)の処理をハードウェア化した方式<sup>8)</sup>もあるが、本論文の方式は、切出し・合成以外に、平行移動、メッシュ分割、リピート・コピー、斜交軸変換、90°回転、微小角回転などの各種のアドレス制御機能を実現したところに特徴がある。また、これらのアドレス制御機能に応用して、地図・印影・イラストなどの画像を含む文書の作成・保管・検索・複写・伝送等が可能な文書管理システムを試作した。以下、本論文では、2次元ブ

ロック転送方式のアドレス関数、アドレス制御機能、ハードウェア構成、実験結果、および、文書画像処理への応用例を報告する。

## 2. 2次元ブロック転送によるメモリ・アドレス制御

### 2.1 アドレス関数

本論文では、1次元メモリを対象とし、画像データは、図1の走査順序でメモリに格納するものと仮定する。すなわち、画像の横幅を $q$ としたとき、第 $a$ 行 $b$ 列の画素の格納アドレスを、 $q \times a + b + \langle \text{base address} \rangle$ で定める。したがって、画像内の部分領域のデータは、行単位に分離し、アドレスが不連続になる。これらの不連続データを連結して、一つの連続したメモリ領域に転送する処理が画像の切出しであり、逆の処理が合成である。

ここに例示したアドレス制御問題を次のように一般化する。いま、メモリ上の $T$ 個の画素に順次アクセスするものとし、第 $t$ 番目( $t=0, 1, 2, \dots, T-1$ )にアクセスするアドレスを記号 $\mu(t)$ で表す。 $\mu(t)$ は、アドレス生成のルールを示す関数であり、これをアドレス関数と名づける。データの転送元と転送先の各アドレス関数を定義することにより、切出し・合成等のアドレス制御機能が定まる。 $\mu(t)$ には、種々の関数形が考えられるが、本論文では、文書画像処理に適した次の関数を考察する。

$$\mu(t) = \left[ \sum_{j=1}^n A_j \times [t/V_j] + B \right] \quad (t=0, 1, 2, \dots, T-1) \quad (1)$$

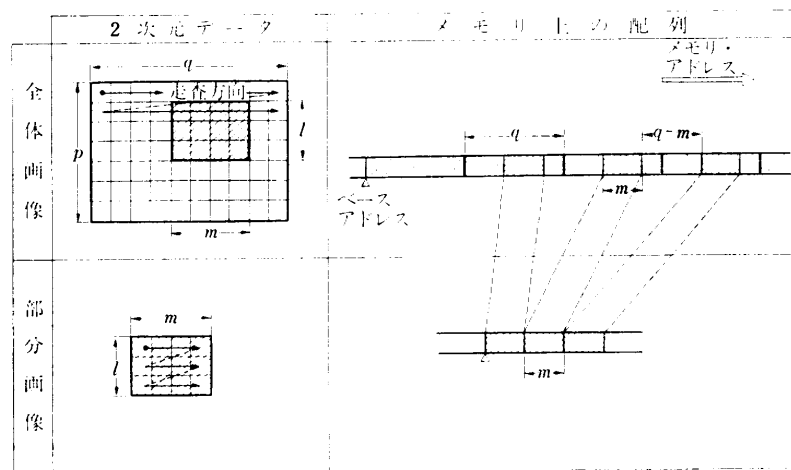


図1 2次元画像のメモリ配置  
Fig. 1 Memory layout of the two-dimensional image data.

ここに、 $[ ]$  はガウス記号、 $A_j, V_j, B, n$  は定数である。定数  $B$  は、転送元あるいは転送先のベース・アドレスを示す。式(1)の右辺第1項は、図1で例示したアドレスの不連続性を表現しており、 $V_j$  個の画素を転送するたびに、メモリ上の別領域にアクセスすることを意味する。つまり、データ転送中のアドレス更新の周期を示すものが  $V_j$  である。従来の連続メモリ領域上の DMA 方式では、このアドレス更新の周期は唯一つ存在し、 $V_1=1$  であったが、本論文の方式では、これを拡張し、 $n$  個の周期  $V_1, V_2, \dots, V_n$  をもつ。ただし、切出し・合成・平行移動・メッシュ分割等の画像処理においては、アクセスするメモリ・アドレスは、一般に、ランダムではなく、一定の規則性をもつことが多い。この規則性とは、 $V_j$  が  $V_{j-1}$  の整数倍となるという関係が、 $n$  個の周期  $V_1, V_2, \dots, V_n$  の間に存在することをいう。そこで、新たに  $n$  個のパラメータ  $W_1, W_2, \dots, W_n$  を導入して、各  $V_j$  を次のように定める。

$$V_j = \prod_{k=1}^j W_k \quad (j=1, 2, \dots, n) \quad (2)$$

たとえば、後述するメッシュ分割(2.2.4 項参照)の処理では、 $l$  行  $m$  列のブロックの切出しを、横方向に  $s$  回、縦方向に  $r$  回繰り返すが、この場合、4 個のパラメータ  $W_1=1, W_2=m, W_3=l, W_4=s$  を導入する。このように、上記のパラメータ  $W_1, W_2, \dots, W_n$  は、一連のアドレス生成パターン of の繰返し回数を表す。

上記の理由から、各  $V_j$  を式(2)のように定める。したがって、 $V_j$  個の画素を転送した時点で更新すべきアドレス変化量は、 $\sum_{k=1}^j A_k$  に等しい。このアドレス変化量を記号  $H_j$  で示すことにする。すなわち、

$$H_j = \sum_{k=1}^j A_k \quad (3)$$

本方式は、従来の DMA 方式を拡張し、複数のメモリ領域にまたがる不連続データ(2次元データ)を転送するものである。上記の  $V_j$  (ま

たは  $W_j$ ) と  $A_j$  (または  $H_j$ ) は、それぞれ、(a) 2次元領域の境界抽出と、(b) 領域境界でのアドレス更新に対応する。この意味で、式(1)のアドレス関数に従う本論文の方式を2次元ブロック転送方式と呼ぶことにする。とくに、 $n=1$  の場合、式(1)が従来の DMA によるアドレス関数に一致することからわかるように、本方式は従来の DMA 方式を包含している。

### 2.2 アドレス制御機能

式(1)のアドレス関数にもとづく2次元ブロック転送の具体例として切出し、合成、平行移動、メッシュ分割、リピート・コピー、斜交軸変換、90° 回転、微小角回転を説明する(図2参照)。ただし、アドレス関数を規定するパラメータのうち、 $V_j$  と  $A_j$  については、それぞれ、 $W_j$  と  $H_j$  から一意に定まるので、以下では、記述を簡単にするため、説明を省略する。 $V_j$

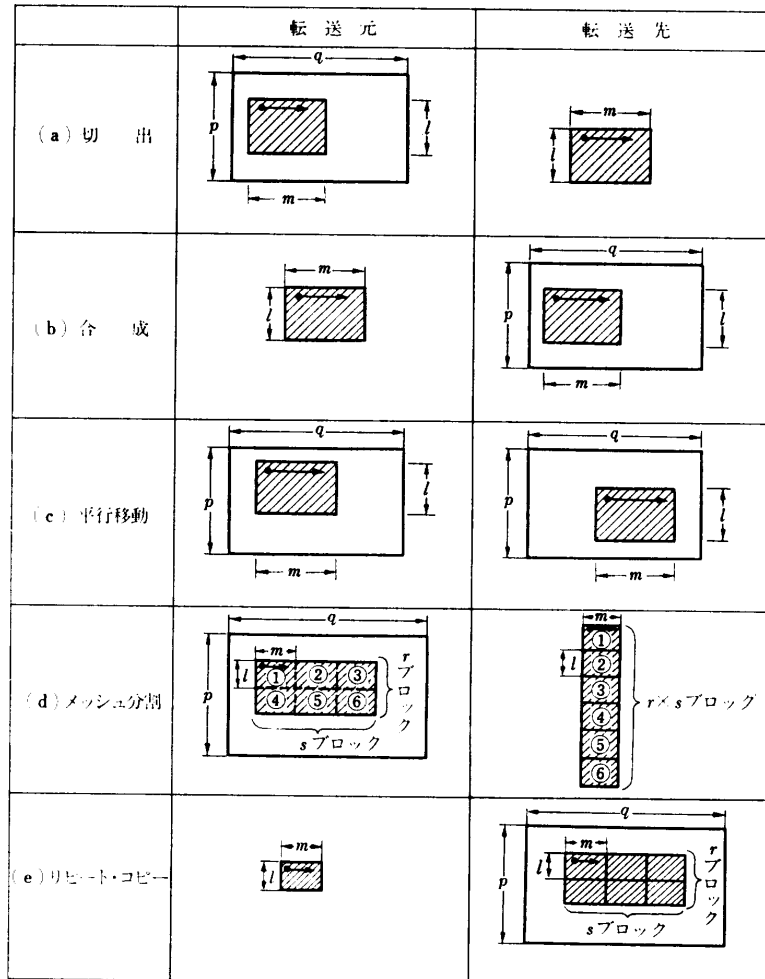


図2 2次元ブロック転送のアドレス制御機能  
Fig. 2 Address control functions of the two-dimensional block transfer.

に対して  $W_j$  を,  $A_j$  に対して  $H_j$  を, それぞれ, 選択したのは, ハードウェア構成に関する記述 (2.3 節参照) との対応を明確にするためである. また, ベース・アドレス B については, 自明であるので, これも言及しない.

2.2.1 切出し

図 2(a) のように,  $p$  行  $q$  列の画像から  $l$  行  $m$  列の矩形領域を切り出す場合のアドレス関数を以下に示す. 転送元では横方向 (主走査) に走査し,  $m$  画素をアクセスすると, メモリ・アドレスを  $1+q-m$  だけ増加して改行する. この処理を切出し領域の行数 ( $l$ ) 回繰り返すので, 転送元のアドレス関数は,  $n=2, W_1=1, W_2=m, H_1=1, H_2=1+q-m$  で定義される. 転送先については, 従来の DMA 方式 (1次元ブロック転送) に一致し,  $n=1, W_1=1, H_1=1$  となる.

2.2.2 合成

合成処理は, データ転送が逆方向となることを除けば切出し処理と同一である (図 2 (b) 参照). したがって, 転送元のアドレス関数は,  $n=1, W_1=1, H_1=1$  で定義され, 転送先については,  $n=2, W_1=1, W_2=$

$m, H_1=1, H_2=1+q-m$  となる.

2.2.3 平行移動

図 2 (c) のように,  $l$  行  $m$  列の矩形領域を切り出し, 平行移動して合成する. 転送元と転送先のアドレス関数は, ベース・アドレス B を除けば同一であり, ともに,  $n=2, W_1=1, W_2=m, H_1=1, H_2=1+q-m$  で定義される.

2.2.4 メッシュ分割

図 2 (d) のように, 矩形領域を  $r \times s$  個の等サイズのブロックに分割する. ブロックの大きさを  $l$  行  $m$  列とすれば, 転送画素数は  $T=l \times m \times r \times s$  である. この処理は, ブロックの切出しを, 横方向に  $s$  回, 縦方向に  $r$  回繰り返すことになる. 転送元では, 一つのブロックを切り出すたびに, メモリ・アドレスを  $1-l \times q$  だけ変更して, 右隣のブロックにアクセスする. ブロックの切出しを横方向に  $s$  回繰り返した時点で, メモリ・アドレスを  $1+q-m \times s$  だけ増加して, 次段のブロックの切出しに移る. したがって, 転送元のアドレス関数は,  $n=4, W_1=1, W_2=m, W_3=l, W_4=s, H_1=1, H_2=1+q-m, H_3=1-l \times q, H_4=1+q-m \times s$  で定義される. 転送先については,  $n=1, W_1=1, H_1=1$  となる.

2.2.5 リピート・コピー

図 2 (e) のように,  $l$  行  $m$  列の同一画像を繰り返し合成する. 繰返し回数を, 横方向に  $s$  回, 縦方向に  $r$  回とすると, 転送画素数は  $T=l \times m \times r \times s$  である. 転送元では,  $l \times m$  個の画素を送出するたびに, メモリ・アドレスを  $l \times m - 1$  だけ減じて先頭アドレスに戻る. したがって, 転送元のアドレス関数は,  $n=2, W_1=1, W_2=l \times m, H_1=1, H_2=1-l \times m$  で定義される. 転送先については, メッシュ分割 (2.2.4 項) での転送元と同一のアドレス関数になる.

2.2.6 斜交軸変換

図 2 (f) の斜交軸変換を考える. アドレス関数は, 転送先について,  $H_2=1+q-m-\theta$  となることを除けば, 他のパラメータは平行移動 (2.2.3 項) と同一である.

一方, 図 2 (g) の斜交軸変換で

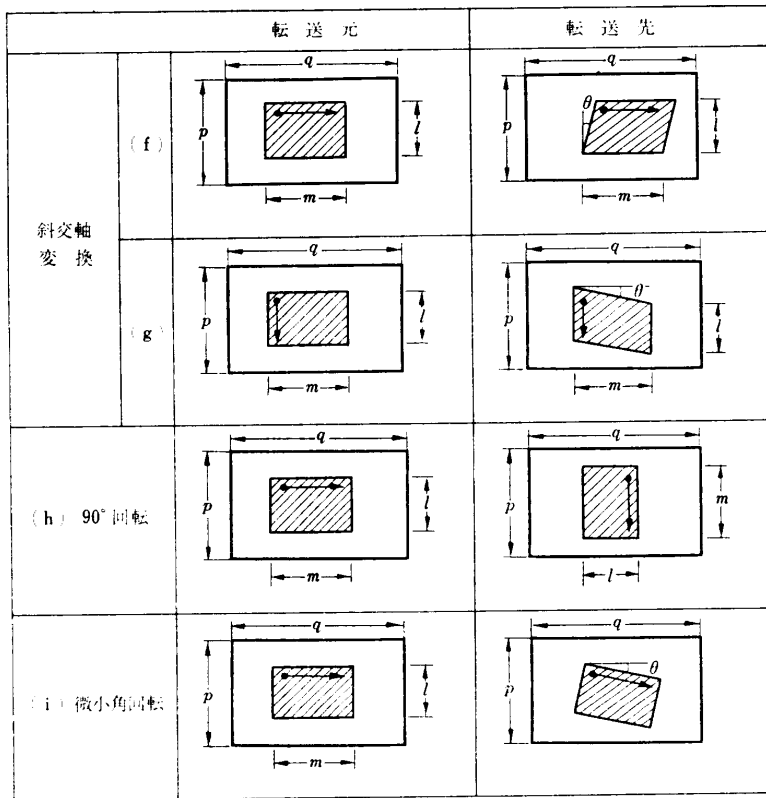


図 2 (つづき)  
Fig. 2 (Continued.)

は、図2(f)と異なり、縦方向に画像を走査する。転送元のアドレス関数は、 $n=2$ ,  $W_1=1$ ,  $W_2=l$ ,  $H_1=q$ ,  $H_2=1+q-l \times q$  で定義される。転送先については、 $H_2=1+q-(l-\theta) \times q$  を除けば、他のパラメータは転送元と同一である。

### 2.2.7 90° 回転

図2(h)のように  $l$  行  $m$  列の矩形領域を 90° 回転する場合、転送元の処理は切出し (2.2.1 項) と同一である。転送先については、縦方向にアクセスするので、 $n=2$ ,  $W_1=1$ ,  $W_2=m$ ,  $H_1=q$ ,  $H_2=1-m \times q$  となる。

### 2.2.8 微小角回転

図2(g), (f) の斜交軸変換の変換行列を  $\xi_1, \xi_2$  とすれば次式が成り立つ。

$$\begin{aligned} \xi_2 \times \xi_1 &= \begin{pmatrix} 1 & -\theta \\ 0 & 1 \end{pmatrix} \times \begin{pmatrix} 1 & 0 \\ \theta & 1 \end{pmatrix} \\ &= \begin{pmatrix} 1-\theta^2 & -\theta \\ \theta & 1 \end{pmatrix} \\ &\cong \begin{pmatrix} \cos \theta & -\sin \theta \\ \sin \theta & \cos \theta \end{pmatrix} \end{aligned} \quad (4)$$

式(4)は、上記の斜交軸変換の組合せで微小角回転が近似できることを示す。ただし、斜交軸変換を単純に繰り返す方法では、2回のブロック転送を要するので得策でない。筆者らは、データ転送量を削減するた

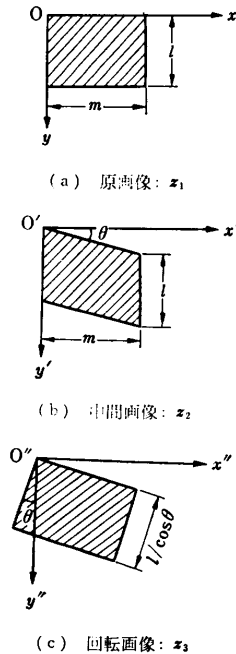


図3 微小角の近似回転

Fig. 3 Approximate rotation by a small angle.

めに、次の方法で微小角回転を実現した<sup>9)</sup>。

いま、図3に示すように、部分画像  $z_1$  を微小角  $\theta$  だけ回転する場合を考察する。斜交軸変換  $\xi_1$  による画像  $z_1$  の像を  $z_2$  とし、斜交軸変換  $\xi_2$  による画像  $z_2$  の像を  $z_3$  とする。画像  $z_2$  の横幅は  $z_1$  の横幅  $m$  に等しいので、 $z_2$  上の任意の画素  $\begin{pmatrix} x' \\ y' \end{pmatrix}$  のメモリ・アドレスを  $t$  とすれば、

$$\begin{cases} x' = t // m & (5) \\ y' = [t/m] & (6) \end{cases}$$

が成り立つ。ここに、記号  $//$  は剰余、 $[ ]$  はガウス記号を示す。

一方、画素  $\begin{pmatrix} x' \\ y' \end{pmatrix}$  の原像を  $\begin{pmatrix} x \\ y \end{pmatrix} \in z_1$  とすれば、

$$\begin{pmatrix} x' \\ y' \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 1 & 0 \\ \theta & 1 \end{pmatrix} \begin{pmatrix} x \\ y \end{pmatrix} \quad (7)$$

である。また、 $z_1$  の全体画像の横幅を  $q$  とすれば、 $\begin{pmatrix} x \\ y \end{pmatrix}$  のメモリ・アドレス  $\mu_1$  は次式で示される。

$$\mu_1 = q \times y + x + \langle \text{base address} \rangle \quad (8)$$

したがって、式(5)~(8)により、 $\mu_1$  を  $t$  の関数として表現でき、次式を得る (付録I 参照)。

$$\begin{aligned} \mu_1(t) &= t - q \times [\theta \times t] + (q - m + q \times m \times \theta) \times [t/m] \\ &\quad + \langle \text{base address} \rangle \end{aligned} \quad (9)$$

ただし、 $m \times \theta$  は整数と仮定する。式(9)は、転送元のアドレス関数にほかならない。そのパラメータは、 $n=3$ ,  $W_1=1$ ,  $W_2=1/\theta$ ,  $W_3=m \times \theta$ ,  $H_1=1$ ,  $H_2=1-q$ ,  $H_3=1-m+q \times m \times \theta$  である。

同様に、転送先のアドレス関数を次のように導出できる。いま、斜交軸変換  $\xi_2$  による  $\begin{pmatrix} x' \\ y' \end{pmatrix} \in z_2$  の像

を  $\begin{pmatrix} x'' \\ y'' \end{pmatrix} \in z_3$  とすると、

$$\begin{pmatrix} x'' \\ y'' \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} 1 & -\theta \\ 0 & 1 \end{pmatrix} \begin{pmatrix} x' \\ y' \end{pmatrix} \quad (10)$$

である。また、画素  $\begin{pmatrix} x'' \\ y'' \end{pmatrix}$  のメモリ・アドレスを  $\mu_2$  とすれば、

$$\mu_2 = q \times y'' + x'' + \langle \text{base address} \rangle \quad (11)$$

が成り立つ。式(5), (6), (10), (11)により、 $\mu_2$  を  $t$  の関数として表現でき、次式を得る (付録II 参照)。

$$\mu_2(t) = t + [(q - m - \theta) \times [t/m]] + \langle \text{base address} \rangle \quad (12)$$

式(12)は転送先のアドレス関数を与え、そのパラメータは、 $n=2$ ,  $W_1=1$ ,  $W_2=m$ ,  $H_1=1$ ,  $H_2=1+$

表 1 アドレス関数の具体例  
Table 1 Examples of the address functions.

処 理	転 送 元		転 送 先	
(a) 切 出 し	$n=2$ $W_1=1$ $W_2=m$	$H_1=1$ $H_2=1+q-m$	$n=1$ $W_1=1$	$H_1=1$
(b) 合 成	$n=1$ $W_1=1$	$H_1=1$	$n=2$ $W_1=1$ $W_2=m$	$H_1=1$ $H_2=1+q-m$
(c) 平 行 移 動	$n=2$ $W_1=1$ $W_2=m$	$H_1=1$ $H_2=1+q-m$	$n=2$ $W_1=1$ $W_2=m$	$H_1=1$ $H_2=1+q-m$
(d) メ ッ シ ュ 分 割	$n=4$ $W_1=1, W_2=m$ $W_3=l, W_4=s$	$H_1=1$ $H_2=1+q-m$ $H_3=1-l \times q$ $H_4=1+q-m \times s$	$n=1$ $W_1=1$	$H_1=1$
(e) リポート・コピー	$n=2$ $W_1=1$ $W_2=l \times m$	$H_1=1$ $H_2=1-l \times m$	$n=4$ $W_1=1, W_2=m$ $W_3=l, W_4=s$	$H_1=1$ $H_2=1+q-m$ $H_3=1-l \times q$ $H_4=1+q-m \times s$
(f) 斜 交 軸 変 換	$n=2$ $W_1=1$ $W_2=m$	$H_1=1$ $H_2=1+q-m$	$n=2$ $W_1=1$ $W_2=m$	$H_1=1$ $H_2=1+q-m-\theta$
(g) "	$n=2$ $W_1=1$ $W_2=l$	$H_1=q$ $H_2=1+q-l \times q$	$n=2$ $W_1=1$ $W_2=l$	$H_1=q$ $H_2=1+q-(l-\theta) \times q$
(h) 90° 回 転	$n=2$ $W_1=1$ $W_2=m$	$H_1=1$ $H_2=1+q-m$	$n=2$ $W_1=1$ $W_2=m$	$H_1=q$ $H_2=1-m \times q$
(i) 微 小 角 回 転	$n=3$ $W_1=1, W_2=1/\theta$ $W_3=m \times \theta$	$H_1=1$ $H_2=1-q$ $H_3=1-m+q \times m \times \theta$	$n=2$ $W_1=1$ $W_2=m$	$H_1=1$ $H_2=1+q-m-\theta$

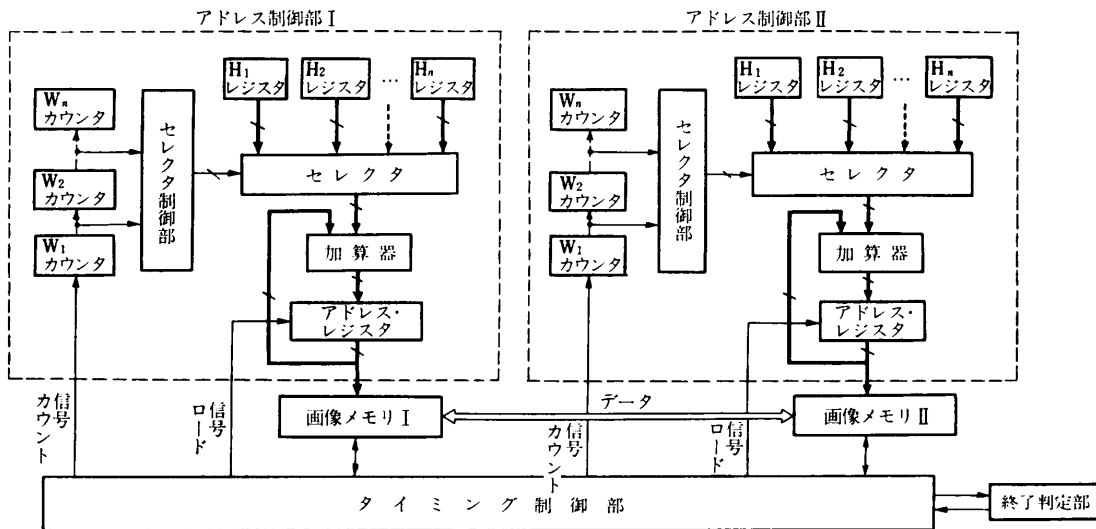


図 4 2次元ブロック転送のハードウェア構成  
Fig. 4 Schematic diagram of the two-dimensional block transfer.

表 2  $H_1 \sim H_n$  レジスタの選択規則  
Table 2 Selection rule of  $H_1 \sim H_n$  registers.

カウンタのキャリ出力					選択するレジスタ
$W_1$	$W_2$	$W_3$	$W_4 \dots$	$W_n$	
0	0	0	0	0	—
1	0	0	0	0	$H_1$
1	1	0	0	0	$H_2$
1	1	1	0	0	$H_3$
		.....			$\vdots$
1	1	1	1	..... 1	$H_n$

$q-m-\theta$  である。

### 2.2.9 総括

以上に述べたように、本論文の2次元ブロック転送方式によって、切出し、合成、平行移動、メッシュ分割、リピート・コピー、斜交軸変換、90°回転、微小角回転などが実現できる。これらのアドレス関数を纏めると表1のとおりである。

### 2.3 ハードウェア構成

2次元ブロック転送を実現するハードウェア構成の一例を図4に示す。本装置は、画像メモリI~II間の転送を制御するもので、画像メモリ対応のアドレス制御部と共通のタイミング制御部、終了判定部から成る。アドレス制御部I~IIの構成は同一であり、一方が転送元(読出)、他方が転送先(書込)のメモリ・アドレスを、それぞれ、生成する。アドレス関数を規定するパラメータのうち、 $V_j$  はデータ転送中のアドレス更新の周期を示すが、 $V_j = \prod_{k=1}^j W_k$  の関係が成り立つので、 $W_1, W_2, \dots, W_n$  進の  $n$  個のカウンタをカスケード接続することによって、アドレス更新のタイミングを検出している。図4に示す  $W_1 \sim W_n$  カウンタがこれであり、画像メモリへのアクセス回数をカウントする。アドレス・レジスタはベース・アドレスBで初期化する。式(2)で示したように、 $V_j$  個の画素を転送するたびに、アドレスを  $H_j$  だけ更新する。このパラメータ  $H_1, H_2, \dots, H_n$  の値を格納するのが  $H_1 \sim H_n$  レジスタである。画像メモリへのアクセスに同期して、 $H_1 \sim H_n$  レジスタのいずれか一つを選択して、その内容をアドレス・レジスタに加算する。このとき、 $H_1 \sim H_n$  レジスタの選択は、 $W_1 \sim W_n$  カウンタの各キャリ出力にもとづいて、セレクタ制御部が表2のように行う。たとえば、 $W_1, W_2, W_3, W_4, \dots, W_n$  カウンタのキャリ出力が、1, 1, 1, 0, ..., 0 の場合は、 $W_1 \times W_2 \times W_3 = V_3$  の周期に対応する  $H_3$  レジスタを選択する。以上のように、図4は、アドレス関数のパラメータ  $W_j, H_j$  を用いたハードウェア構成となつて

いるが、これは、 $V_j, A_j$  による構成に比較してハードウェアが単純化できるためである。

終了判定部は、画像メモリへのアクセス回数をカウントし、データ転送の終了を検出する。タイミング制御部は、画像メモリへの読出/書込信号、アドレス・レジスタへのロード信号、メモリ・アクセスのカウント信号などを送出する。

### 3. 切出し合成処理時間の比較

2次元ブロック転送方式の効果を評価するために、アドレス制御装置を試作し、切出し合成処理時間を実測した。従来のDMAによる1次元ブロック転送方式との比較結果を以下に報告する。

#### 3.1 試作装置の構成と実験方法

ミニコンピュータ HITAC 10II を使用し、主メモリ(32k語:16ビット/語)と外部メモリ(512k語)間のブロック転送を対象とした。本実験は切出し合成処理時間の実測評価が目的であるので、装置を単純化するために、2次元ブロック転送のアドレス制御機能は外部メモリのみに限定し、主メモリに対しては通常のDMAコントローラで制御した。対象とする画像は2値とし、主メモリおよび外部メモリは、各1語が、主走査方向に連続した16個の画素を格納する。主メモリと外部メモリへのアクセスおよび両メモリ間の転送は、16ビットの語単位に行う。本装置の制御プログラムはアセンブラ言語で作成し、約180ステップであった。切出し・合成する部分画像のサイズをパラメータとして、後述の5ケースを検討した。

#### 3.2 実験結果と検討

切出し合成処理時間の実測値を、本論文の2次元ブロック転送と従来のDMAによる方式(1次元ブロック転送)について示したものが表3である。表3の各ケースは、部分画像の縦長さと横幅は異なるが、データ量はすべて等しく、4k語である。従来方式では、DMA起動終了のソフトウェア処理をラスタ単位に繰

表 3 切出し合成処理時間の比較

Table 3 Comparison of the image trimming and composition time between the conventional DMA and the proposed method.

ケース	部分画像		処理時間(ms)		処理時間比 (①/②)
	縦(行)	横(列)	①単純DMA	②提案方式	
1	80	800	33.2	7.1	4.7
2	160	400	59.2	7.5	7.9
3	250	256	90.6	7.9	11.5
4	400	160	144.0	8.6	16.7
5	800	80	280.0	10.5	26.7

り返すので、そのオーバーヘッド (0.3 msec/回) のために、切出し合成処理時間が部分画像の縦長さ (副査方向) に大きく依存する。たとえば、ケース 1 では 33.2 msec であるが、ケース 5 では 280.0 msec になる。また、切出し合成処理時間の 72% (ケース 1) ~ 86% (同 5) が上記オーバーヘッドによるものである。これに対して、本論文の方式では、2次元領域の境界抽出と領域境界でのアドレス更新を、ともにハードウェア化しているので、DMA 起動終了処理は部分画像単位に 1 回のみ行えばよい。両方式の切出し合成処理時間を比較すると、本方式の処理速度は、従来方式に比べて、4.7 倍 (ケース 1) ~ 26.7 倍 (同 5) であり、高速化に有効であることを表 3 は示している。また、従来方式では、部分画像の形状 (縦長さと横幅) に依存して処理時間が大きく変動するが、本方式では、部分画像の形状にはかかわらず、処理時間がほぼ一定 (データ量により定まる) となる。

#### 4. 画像編集機能をもつ文書管理システムへの応用

日常取り扱う文書情報には、英数字・仮名・漢字コードなどの符号化データと、地図、印影、イラストなどの画像データが混在する。これらの画像を含む文書の作成・修正・保管・検索・複写・伝送等を複合化した高機能の文書管理システムが望まれている。筆者らは、本論文の 2次元ブロック転送方式を応用して、画像編集機能をもつ文書管理システム<sup>10)</sup>を試作した。以下、この応用例について報告する。

##### 4.1 システム構成

試作した文書管理システムの構成と装置外観を図 5 に示す。ミニコンピュータ HITAC 10II を処理装置とし、磁気ディスク、光ディスク、ファクシミリ、レーザビーム・プリンタ、画像ディスプレイ、画像メモリ、圧縮伸張部、タブレット、キーセットなどを接続している。画像メモリ (512 k 語) は、入出力処理や編集用のバッファ・メモリであり、本論文の 2次元ブロック転送によるアドレス制御機構をもつ。キーセットからは、文書登録・検索などのコマンドやコードデータを入力し、ファクシミリは、画像の入出力・伝送用の装置である。タブレットは、手書文字や図形のオンライン入力と漢字コード入力に使用する。

なお、上記システムのほかに、マイクロプロセッサ応用の文書管理システムも試作したが、構成は同様であるので、説明を省略する。

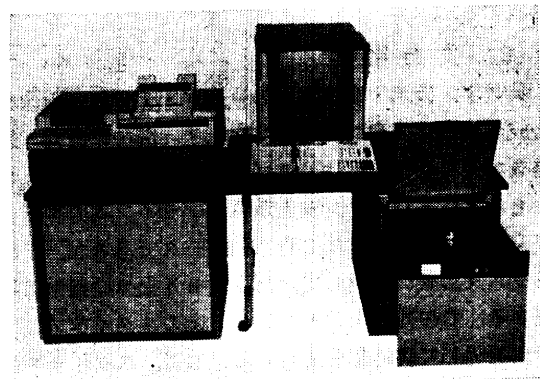
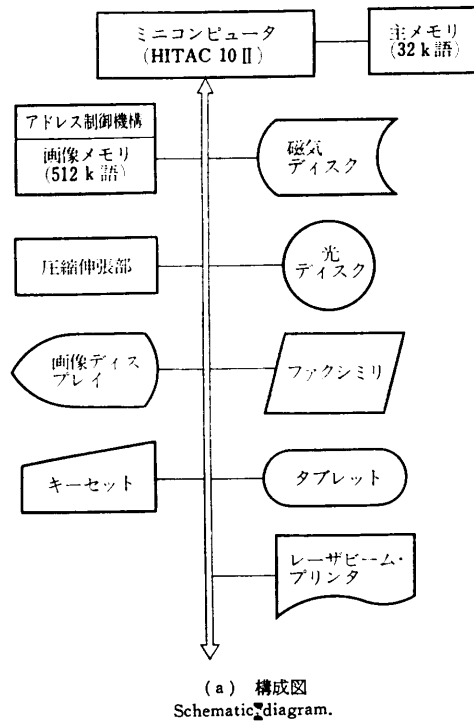


図 5 文書管理システムのハードウェア構成  
Fig. 5 Hardware configuration of the document management system.

##### 4.2 基本機能

顧客情報管理への適用例を中心に、文書管理システムの基本機能を説明する<sup>10)</sup>。

まず、顧客情報の登録処理は、原票をファクシミリ入力して行う。登録原票には、手書文字、印影などが記され、いくつかのマーク選択欄が設けてある。これらの部分画像を切り出し、チェック・マークをコード・データに変換する。キーセットやタブレットから入力したコード・データと上記のファクシミリ・データをファイルに格納する。

ファイル上のデータを検索する場合、顧客の仮名氏



名や顧客番号をキーセットから入力する。また、検索条件に合致した顧客情報の一覧表を作成することもできる。この資料には、登録原票上の部分画像が転記され、売上高などのコード・データとともに合成編集される。タブレットから手書きの文字や図形をオンライン入力することにより、ファイル内の部分画像を追加・削除・修正することができ、また、メモ交換も可能である。

4.3 2次元ブロック転送機能の応用例

本論文のブロック転送方式を文書管理システムにおける下記の処理に応用した。

4.3.1 切出し合成

切出し合成機能は、画像登録、文書編集、画像案内による検索処理に用いた。

(1) 画像登録

図6(a)の登録原票をファクシミリで読み取り、手書氏名・住所・印影などの部分画像を図6(b)のように切り出して、ファイルに格納する。切出し領域の位置、大きさ、属性などは事前に定義した書式データを参照する。

(2) 文書編集

英数字・仮名・漢字などのコード・データと画像を合成編集した文書の例を図7に示す。図中の備考・連絡欄などの手書き文字は、タブレット上で追記・修正したものである。タブレットからオンライン入力する手書き文字は、2次元座標の時系列データであるが、これをラスタ形式に変換して、画像メモリ上の原画像に重畳する。この処理を、タブレット上のスタイラスの動きに追従して実時間で実行するために、スタイラス位置に対応した部分画像(矩形領域)を画像メモリから切出し、主メモリ上でタブレット入力データと重畳した後、画像メモリ上の原画像に合成する方法<sup>11)</sup>を用いた。また、文字コードは、画像メモリ上でフォント・パターンに展開するが、この処理は部分画像の合成機能を応用している。

(3) 画像案内による文書検索

検索すべき文書のキー項目(たとえば顧客氏名)を仮名入力すると、図8の案内画面を表示する。この画面は、指定キーに対する同音異字・同音同字データがファイルに存在した場合、該当文書をリストアップして、それらの部分情報を一覧表形式で示したものである(図8の案内画面は、図7の住所変更処理前のデータを対象にしている)<sup>10)</sup>。このとき、目的の文書を画面上で選択する。従来方式と異なり、図8の画面は、

**お客様カード**

昭和 年 月 日 係 員

フリガナ 氏名 宮下 一夫	性別 男	配属 部署 営業	生年 月日 昭和9年12月14日
住所 長野県大石町8-9-3	所属 会社 富士通	役職 営業課長	印影 [印影]
勤務先 (部署) 栄木工所	所属 会社 栄木工所	役職 営業課長	印影 [印影]
所在地 [手書き住所]	所属 会社 K. Miyashita	役職 営業課長	印影 [印影]
年収 200万円未満 300万円以上 500万円以上 800万円以上	所属 会社 200万円以上 400万円以上 600万円以上 1000万円以上	所属 会社 [印影]	所属 会社 20万円 40万円 30万円 50万円

(a) 登録原票  
Original document image.

一登録内容確認一

昭和56年11月12日

コード・データ	画像データ
1 会員番号	1 氏名 宮下一夫
2 カナ氏名	2 生年月日 昭和9年12月14日
3 性別	3 住所 長野県大石町8-9-3
4 配偶者	4 勤務先 栄木工所
5 住居	5 所在地 [手書き住所]
6 年収 1000万円以上	6 役職 営業課長
7 係属 営業	7 所属会社 K. Miyashita
8 所属会社 50万円	8 印影 [印影]

(b) 部分画像とコード・データ  
Sub-images and coded data.

図6 文書画像の登録処理  
Fig. 6 Data input process of document images.

文書管理システム  
一顧客情報一

昭和55年12月14日

会社番号 800002 係 員 社員コード  
平川 803531

登録年月日 昭和53年 1月20日

フリガナ 氏名 日立 一夫	性別 男	配属 部署 営業	生年 月日 昭和8年6月30日
現住所 東京都千代田区千代田 Tel. 411-0066	住所 特 家	所属 会社 日立	所属 会社 日立
新住所 埼玉県春日部市 平井 2196-32	住所 住 居	所属 会社 日立	所属 会社 日立
勤務先 (部署) (株) 日立産機	役職 名 飛騨課長	所属 会社 日立	所属 会社 日立
所在地 〒100 千代田区北千代田1-1-1 Tel. 312-1111	年収 600万円以上	所属 会社 日立	所属 会社 日立
紹介者 田中 俊治	所属 会社 日立	所属 会社 日立	所属 会社 日立

式部費/月	当月定額(円)	今期入金総額
407円	378,000	107

月	元増上(円)	月	今増上(円)
4	372,000	10	85,500
5	253,900	11	22,000
6	220,500	12	0
7	317,800	1	0
8	332,000	2	0
9	163,000	3	0
合計	1,659,200	合計	107,500

一備考一

最近、FAXで始め  
したので、  
1/4 田中

図7 文書編集処理例  
Fig. 7 Edited document images.

コード・データ以外に、登録文書上の部分画像を転記編集して作成し、画像自体を検索案内情報として利用

する点に特徴がある。

上記の例は仮名検索の場合を示したが、これ以外の文書検索にも本手法を応用できる。たとえば、煩雑な検索キーの設定作業を簡略化する場合<sup>12)</sup>や、文書内容の一部(要約、図表、追記した手書メモなど)もしくは概観情報により文書を選択する場合<sup>13)</sup>には、当該カテゴリに属する文書の部分画像を一覧表形式に編集して表示すればよい。

文書管理システム  
— 検索ガイド —

検索キー : ヒタチ カス'オ (昭和55年12月14日)  
該当者 : 4名 ページ : (1/1)

項番	氏名	性別	住所	電話番号
1	日立 一夫	男	〒152 目黒区祐の木坂3の2016 Tel. 811-0066	8000002
2	日立 和雄	男	〒215 川崎市多摩区王禅寺109 TEL. 044-966-9113	8000004
3	日立 和雄	男	〒606 京都市左京区錦山1-18-5 Tel. 075-921-4704	8000033
4	常陸 万夫	男	〒140 東京都品川区幸町4の305 TEL. 265-2683	8000005

図8 画像案内による文書検索

Fig. 8 Document retrieval guided by the display of edited image data.

4.3.2 リピート・コピー

文書編集時の直線発生(罫線など)やシェイディング処理に、リピート・コピー機能(2.5節)を用いた。直線やシェイディングのパターンに応じた矩形の要素画像を設定し、これを図2(e)のように縦・横両方向に繰り返して合成する。繰り返し回数は出力画像のサイズによって定まる。

4.3.3 メッシュ分割

対話処理で文書画像を編集する場合、画面上の任意

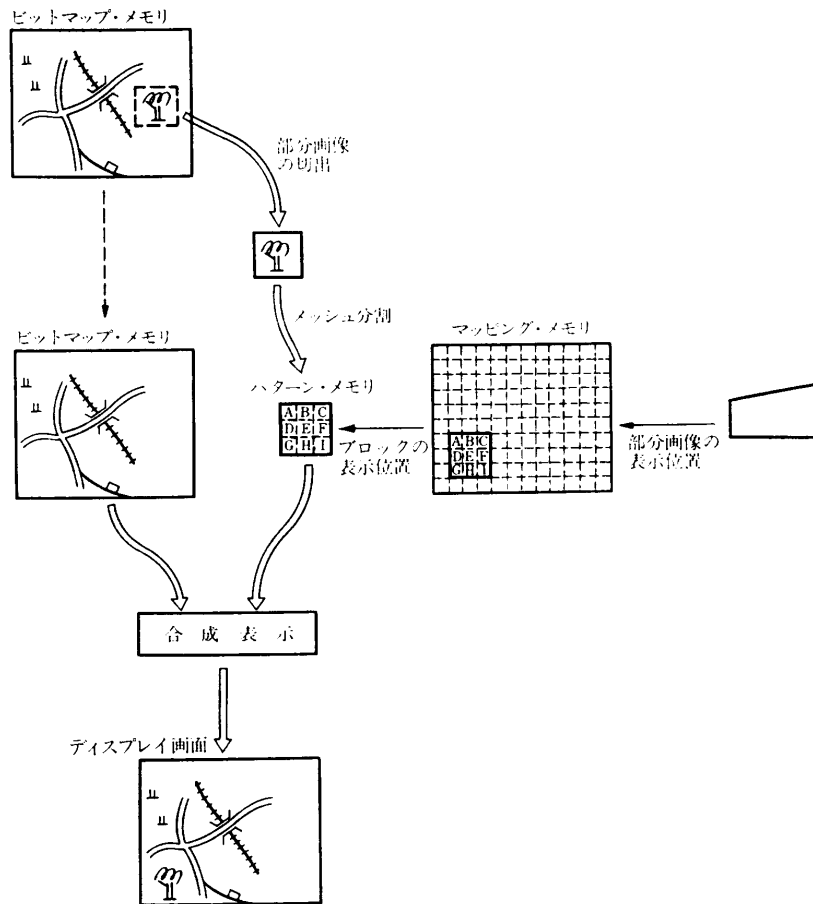


図9 メッシュ分割による画面上の画像移動

Fig. 9 Transfer of image data on the display based on mesh partitioning.

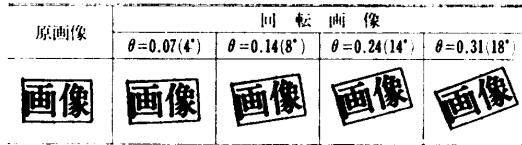


図 10 近似回転の処理例

Fig. 10 Examples of approximate rotation.

の画像領域を切り出して移動する処理が必要になる。リフレッシュ型の画像ディスプレイは、通常、ビットマップ・メモリをもち、画素単位に表示データを記憶するので、ビットマップ・メモリの内容を更新することによって、画面上の部分画像を移動できる。ただし、この方法では、部分画像を移動するたびにビットマップ・メモリ上のデータの退避・回復を要するので、応答性に劣る。筆者らは、メッシュ分割機能を採用し、図9のパターン・メモリとマッピング・メモリを導入して、この問題を解決した。ここで、パターン・メモリとは、ビットマップ・メモリから切り出した部分画像を同一サイズのブロックに分割して格納するメモリであり、マッピング・メモリとは、各ブロックの表示位置を記憶するメモリである。ディスプレイには、ビットマップ・メモリとパターン・メモリの両画像を合成表示する。図9に示すように、マッピング・メモリの内容を修正することにより、パターン・メモリ上の部分画像の表示位置を移動する。つまり、部分画像の各ブロックを、従来のキャラクタ・ディスプレイにおける外字フォントと同様に取り扱う考え方であり、このために、部分画像をブロックに分割する。この方法は、ビットマップ・メモリ上の画像データの退避・回復処理が不要であるので、前記の方法に比べて、メモリ間のデータ転送量を大幅に削減できる。

#### 4.3.4 微小角回転

2.8節の方式による回転処理結果を図10に示す。図中、回転角 $\theta$ は、 $4^\circ \sim 18^\circ$ の範囲で4ケースを選択した。本方式は、微小角回転を近似するものであるが、現在、高精度化の検討<sup>9)</sup>と任意角回転への拡張<sup>14)</sup>も進めている。この方式は、印鑑照合の画像重ね合わせやファクシミリ入力画像の傾き補正などに有効と思われる。

## 5. むすび

本論文では、2次元ブロック転送による画像メモリのアドレス制御方式を提案した。本方式は、アドレス空間上に分散した2次元画像データを、ソフトウェアの介在なく連続転送することを目的とする。このため、(1)2次元領域の境界抽出と、(2)領域境界での

アドレス更新を、ともにハードウェア化し、画像の切出し、合成、平行移動、メッシュ分割、リピート・コピー、斜交軸変換、 $90^\circ$ 回転、微小角回転などのアドレス制御機能を実現した。試作装置による実験では、従来のDMA転送(1次元ブロック転送)方式に比べて、本方式は、切出し合成を4.7~26.7倍高速化することを示した。また、本論文の2次元ブロック転送方式を応用して、文書画像の編集・保管・検索・複写・伝送等を複合化した文書管理システムを試作し、そのシステム構成、基本機能、応用例(画像案内による文書検索手法等)についても報告した。なお、本論文では、微小角回転の近似手法にも触れたが、その高精度化と任意角回転への拡張も進めており、その検討結果は別途報告する予定である。

**謝辞** 最後に、本研究の機会とご指導をいただいた(株)日立製作所取締役・コンピュータ事業本部長三浦武雄博士、同社システム開発研究所所長川崎 淳博士、同主管研究員三巻達夫博士、有益なご議論をいただいた同社神奈川工場 DIPS 設計部副部長岡田康行博士、ソフトウェア開発と評価実験を担当された(株)日立マイクロコンピュータ・エンジニアリングの宮下幸次郎氏、村上岩雄氏の方々に謝意を表します。

## 参 考 文 献

- 1) 石田, 村田: 超大型コンピュータ・システム, pp. 46-48, 産業図書, 東京 (1975).
- 2) 野島, 天野, 内田: 図形処理用複合計算機システムのための接続装置と番地変換機構, 情報処理学会研資, 計算機アーキテクチャ CA 22-1 (1976. 9).
- 3) 木戸出: 画像処理用ハードウェア, 情報処理, Vol. 21, No. 6, pp. 620-625 (1980).
- 4) Batcher, K. E.: The Multidimensional Access Memory in STARAN, *IEEE Trans. Comput.*, Vol. C-26, No. 2, pp. 174-177 (Feb. 1977).
- 5) Van Voorhis, D. C. and Morrin, T. H.: Memory Systems for Image Processing, *IEEE Trans. Comput.*, Vol. C-27, No. 2, pp. 113-125 (Feb. 1978).
- 6) Lawrie, D. H. and Vora, C. R.: The Prime Memory Systems for Array Access, *IEEE Trans. Comput.*, Vol. C-31, No. 5, pp. 435-442 (May 1982).
- 7) 坂井, 稲垣, 加藤: ファクシミリ端末をもつパターン理解並列処理装置, 信学技報, IE 80-110 (1981. 3).
- 8) 荒井, 片岡, 鈴木, 横田: 画像転記装置, 公開特許公報, 昭 55-40460 (1980. 3. 21).
- 9) 武田, 田畑, 町田, 津原, 高田: 2次元プロッ

ク転送による画像傾き補正方式, 情報処理第 25 回全国大会 (1982. 10).

- [10] 田畑, 津原, 岩見, 町田, 柴田, 横沢, 渡辺: イメージ処理機能を有する文書管理システム, 情報処理学会研資, コンピュータビジョン CV11-1 (1981. 3).
- 11) 津原, 竹内, 田畑: タブレットによる追記修正および手書きメモ交換の原理実験, 情報処理学会第 22 回全国大会, pp. 1025-1026 (1981. 3).
- 12) 田畑, 柴田, 建協: イメージ処理を応用した文書登録・検索の方式, 画像電子学会第 8 回全国大会 (1980. 6).
- 13) 田畑, 柴田, 岩見, 町田, 津原, 武藤: 文書処理装置, 特許公報, 昭 57-8499 (1982. 2).
- 14) 武田, 町田, 田畑: 2次元ブロック転送による高速画像回転方式, 情報処理学会第 26 回全国大会 (1983. 3).

### 付録 I アドレス関数 $\mu_1(t)$ の導出

式(7)より,

$$\begin{cases} x' = x & (A1) \\ y' = [\theta \times x] + y & (A2) \end{cases}$$

式(8)に式(5), (6), (A1), (A2)を代入して,

$$\begin{aligned} \mu_1(t) &= q \times (y' - [\theta \times x']) + x' + \langle \text{base address} \rangle \\ &= q \times [t/m] - q \times [\theta \times (t/m)] + t/m \\ &\quad + \langle \text{base address} \rangle \end{aligned} \quad (A3)$$

ところで,

$$t/m = t - m \times [t/m] \quad (A4)$$

また, 仮定により,  $m \times \theta$  は整数であるので,

$$\begin{aligned} [\theta \times (t/m)] &= [\theta \times t - m \times \theta \times [t/m]] \\ &= [\theta \times t] - m \times \theta \times [t/m] \end{aligned} \quad (A5)$$

式(A4), (A5)を(A3)に代入して, 次式を得る.

$$\begin{aligned} \mu_1(t) &= t - q \times [\theta \times t] \\ &\quad + (q - m + q \times m \times \theta) \times [t/m] \\ &\quad + \langle \text{base address} \rangle \quad \therefore \text{Q. E. D.} \end{aligned}$$

### 付録 II アドレス関数 $\mu_2(t)$ の導出

式(10)より,

$$\begin{cases} x'' = x' - [\theta \times y'] & (A6) \\ y'' = y' & (A7) \end{cases}$$

式(11)に式(A6), (A7), (5), (6), (A4)を代入して, 次式を得る.

$$\begin{aligned} \mu_2(t) &= q \times y' + x' - [\theta \times y'] + \langle \text{base address} \rangle \\ &= q \times [t/m] + t/m \\ &\quad - [\theta \times [t/m]] + \langle \text{base address} \rangle \\ &= t + [(q - m - \theta) \times [t/m]] \\ &\quad + \langle \text{base address} \rangle \end{aligned}$$

Q. E. D.

(昭和 57 年 9 月 17 日受付)

(昭和 58 年 1 月 17 日採録)