
 文 献 紹 介

A: 数値解析 B: プログラミング C: 計算機方式
 D: 回路および機器 E: オートマトン F: 応用その他

A-38. 多項式の零点の帰納的誤差限界

W. Börsch-Supan: A Posteriori Error Bounds for the Zeros of Polynomials [Numerische Mathematik, Vol. 5, 1963, pp. 380~398]

多項式の根を求めるという歴史的問題には、いまだ決定的な方法は確立していないが、多重精度の演算が本質的に必要であることは明白である。

本論文においては、多項式の根の精度について論じている。何らかの近似解法によってその多項式の根の全部または一部が知られているとき、それらの誤差限界を推定するのである。

与えられた近似値を用いてそれらを改良し、あわせてその時の近似値の誤差限界を求めるのであるが、これについては、逆行列を求める問題、行列の固有値および固有ベクトルを求める問題の場合、既に一応の結果が得られている (Schulz¹⁾, Wilkinson²⁾)。ここでは多項式の根についての対応する問題を論じている。

方法は Newton-Raphson 法であるが、精度を高める一方法として、対数微分による式変形を行なっている。理論的な結果を導き出ししてから、その数値計算上の手順を与えている。計算は一種の反復法である。

多項式の場合、単根、重根および近接根によって方程式の性質が大幅に変る。ここでは全て単根である場合と重根または近接根を含む場合の二つに分けて方法を展開している。後の場合は与えられた近似値を改良するのが困難である。

最後に乱数から選んだ数値を根を持つ6次多項式を作って、0.1の誤差をもつ近似値を用いて計算を行なって、得られた数種の推定方式に数値的検討を加えている。重根の著しい影響の例示が見られる。

〔参考文献〕

- Schulz, G: Iterative Behandlung der Raziproken Matrix, [Z. angew. Math. Mech. Vol. 13, 1933, pp. 57~59]
- Wilkinson, J.H.: The Evaluation of the Zeros of Ill-conditioned Polynomials [Numer. Math. Vol. 1, 1959, pp. 150~180]

(渡部 敏)

A-40. 数値微分および数値積分のための最適横座標

A. Schönhage: Optimale Punkte für Differen-

tiation und Integration [Numerische Mathematik, Vol. 5, 1963, pp. 303~331]

一般に $f(x)$ をなめらかな関数とするとき、その数値積分を求めるには次の方法がよく用いられる。すなわち、 $f(x)$ を区間 (a, b) において Lagrange の多項式 $L_n(x)$ で近似し、その式から数値積分公式を求めるのである。

これと同じ方法を用いて数値積分の公式を求めることが本論文の主題である。

$f(x)$ を近似する際の横座標の選び方、たとえば n 個の点 x_1, x_2, \dots, x_n , によって精度に関していろいろと相違が生じてくる。数値積分の場合は、Gauß 型の積分公式がその最適点を与えている。

数値微分に対するこの方面の研究は、その内蔵されている困難さの故に従来ほとんど取り扱われていなかった。実用的には Salzer¹⁾ が提唱した誤差の最大を最小にするという方法によっていくつかの結果が示されている。

これらの結果をさらに一般化し、誤差の重み付き二乗平均という Norm を採用して近似理論として問題を展開している。

まず n 回微分可能な $f(x)$ について残差項 $f'(x) - L_n'(x)$ を取り扱い、その Norm

$$\int_a^b P(x)(f'(x) - L_n'(x))^2 dx$$

を最小にするように (x_1, \dots, x_n) を求める。重み関数として $P(x) = (1-x)^\alpha (1+x)^\beta$ を採用すると、 x_i は Jacobi 多項式 $P_n^{(\alpha-1, \beta-1)}(x)$ の n 個の零点である。 $P(x)$ を選んだ理由は、Jacobi 関数の特別な性質を利用するためである。

以上のようにして定まった公式が $n \rightarrow \infty$ において真の微分に収束するための $f'(x)$ に課すべき条件は連続性だけである。Gauß の公式の拡張と同様に微分の場合も Norm の重み関数を変化させることにより、Laguerre 型や Hermite 型の拡張が可能である。

最後に簡単な応用例として、線型微分方程式の境界値問題が取上げられている。

〔参考文献〕

- Salzer, H.E.: Optimal Points for Numerical Differentiation, [Numer. Math. Vol. 1, 1960, pp. 214~227]

(渡辺 敏)

A-40. Traveling Salesman 問題の一つの解法

Katta D, Little, Dura W. Sweeny and Caroline Karel: An Algorithm for the Trevaling Salesman Problem [JORSA, Vol. 11, No. 6, Nov. 1963, pp. 972~989]

Traveling Salesman の問題とは、「ある町から出発し、 $(n-1)$ の町をただ 1 度、しかも必ず 1 度通って元の町へ戻ってくる。最小費用(または距離)のコースはどれか?」ということである。問題は単純であるが、解を得るのは難かしく、 n が少し大きくなると計算機なくしては不可能である。

ここでは“branch and node”と呼ばれる方法を用いたプログラムの概要を紹介する。基本的な考え方は、tours の集合(可能解)をより小さな集合へと分けてゆき、各々の集合の中での費用の下限を求めることである。

i 町から j 町への費用を $c(i, j)$ で示すと、費用行列 $C=[c(i, j)]$ ができる。また tour t は、 $t=[(i_1, i_2)(i_2, i_3) \dots (i_{n-1}, i_n) (i_n, i_1)]$ で表現できる。

(1) 行列の各要素が正または零、しかも各行、各列に少なくとも一つ零が存在するように、各行、各列より定数を消去する。この定数の和(Reduced const h_0)は all tours (node X_0 で示す) の下限 $\mu(X_0)$ となる。

(2) Reduced Matrix において $c(k, l)=0$ で k 行、 l 列のおのの最小の要素 ($c(k, l)$ をのぞく) の和 $\theta(k, l)$ が最大となる (k, l) を選ぶ。

(3) ここで tours (k, l) を含むグループと含まないグループにわけ、それぞれ node X_1 , node \bar{X}_1 で示す。すると $w(\bar{X}_1) = w(X_0) + \theta(k, l)$

(4) node X_1 において k 行 j 列を削った行列から再び Reduced const h_1 を求めると

$$w(X_1) = w(X_0) + h_1$$

以下同様 (2) (3) (4) を繰り返すが、この行程中、2 度同じ町へ行かぬよう、 (i, j) node では $c(j, i) = \infty$ にする。

このように X_0, X_1, \dots, X_{n-1} を求めると、おのずから一つのコースがきまり、費用は $w(X_{n-1})$ である。次に $w(\bar{X}_i) < w(X_{n-1})$ なる node \bar{X}_i があるかどうかをチェックし、なければ終了。もしあれば node \bar{X}_i を始点とし、 $w(\bar{Y}), w(Y)$ を求め、さらによいコースが存在するかどうかを調べてゆく。

この方法は従来の Dynamic Program を用いた方法より、optimal tour を保証する点でも、計算時間が短い点でも、格段によい方法である。IBM 7090 を使用しての計算時間は $n=40$ で 8 分、 n が 10 増すごとに 10 倍の時間を要する。(丸本 修)

A-41. 第 3 種の境界条件をもつ、ある種の放物型偏微分方程式の数値解法について

George W. Batten Jr.: Second-Order Correct Boundary Conditions for the Numerical Solution of the Mixed Boundary Problem for Parabolic Equations [Mathematics of Computation, Vol. 17 No. 84, Oct. 1963, pp. 405~413]

$$(1) \frac{\partial^2 u}{\partial x^2} - a(x, t) \frac{\partial u}{\partial t} + b(x, t) \frac{\partial u}{\partial x} + c(x, t)u = d(x, t), \quad a(x, t) > 0$$

$$(2) u(x, 0) = f(x) \quad (\text{初期条件})$$

に対して、境界条件として、いわゆる Dirichle 問題の

$$(3) u(0, t) = g(t), \quad u(1, t) = h(t)$$

が与えられているとき、 u の近似値 w について

$$u_x \quad \text{に対して} \quad \Delta_x w_{i,n} = \frac{1}{2h} (w_{i+1,n} - w_{i-1,n})$$

$$u_t \quad \text{''} \quad \Delta_t w_{i,n} = \frac{1}{2h} (w_{i,n} - w_{i,n-1})$$

$$u_{xx} \quad \text{''} \quad \Delta_x^2 w_{i,n} = \frac{1}{h^2} (w_{i-1,n} - 2w_{i,n} + w_{i+1,n})$$

$$w_{0,n} = g_n, \quad w_{1,n} = h_n$$

を用いて差分方程式を作ったときの誤差の order は $0(h^2 + k)$ である、しかし (3) の代りに Neuman 問題の

$$\frac{\partial u}{\partial x}(0, t) = g(t), \quad \frac{\partial u}{\partial t}(0, t) = h(t)$$

が与えられたとき

$$\frac{w_{1n} - w_{0n}}{h} = g_n, \quad \frac{w_{1,n} - w_{1-1,n}}{h} = h_n$$

を用いると誤差の order は $0(h+k)$ となる。

ところが

$$\frac{w_{+1n} - w_{-1n}}{2h} = g_n, \quad \frac{w_{1+1n} - w_{1-1n}}{2h} = h_n$$

と h について 2 階の改良を最近 Isaacson が示している。もっとも、 u の x に関する連続などの条件が広い範囲で成り立つことが必要となるが、

同様のことを、境界条件が

$$-p(t)u(0, t) + q(t) \frac{\partial u}{\partial x}(0, t) = g(t)$$

$$-r(t)u(1, t) - s(t)\frac{\partial u}{\partial x}(1, t) = h(t)$$

の場合について調べ

$$p, q, r, s \geq 0 \quad p+q > 0 \quad r+s > 0$$

のときに、誤差の order が $O(h^2+k)$ であるように近似できることを示している。また最後に non-linear な問題に関しても、上述に対応したことが少々ふれられている。(菅野良夫)

A-42. 定常ランダム過程におけるエルゴード性の決定と条件

A.A. Wolf: On Conditions for Determining Ergodicity in a Class of Stationary Random Processes [IEEE Trans. No. 68, Sept. 1963, pp. 546~553]

本論文で考えている定常ランダム過程は、確率平均を $E\{x(t)\}$ とすると

$$\int_a^b E\{x(t)\} dt < \infty \quad (a, b \text{ は定数})$$

なる場合で、この過程が2次平均でエルゴード性を有するための必要十分条件を求めることを目的としている。この条件の決定には過程の標本関数を特長づける自己相関数と確率平均を基にしている。

最初に定常ランダム過程の標本関数が平均エルゴードであるための条件を求め、これを平均零と平均零でない白色雑音や定常ガウス・マルコフ過程に適用してエルゴード性を調べている。同様に定常周期的ランダム過程について平均エルゴードなるための条件を求め、これをランダム正弦状波と変調ランダム正弦状波なる過程に適用しエルゴード性を調べている。

次に、ある条件のもとでは、二つのエルゴード・ランダム過程の和はエルゴードであり、あるエルゴードランダム過程は二つの定常非エルゴード過程に分解できることが証明される。

さらに定常な線形網でのエルゴード性を論じ、ここで物理的に実在するエルゴード・ランダム過程を入力とする場合に、この応答の定常部分はまたエルゴードであるという重要な性質が導びかれ、この結果を平均零なる白色雑音を濾波器に通した場合に適用している。

討論において、エルゴード過程の物理的性質や非エルゴード過程の時間平均と確率平均の間の関係を求める可能性などについて論じている。(田村, 山本)

A-43. ルンゲ・クッタ法の新しい試み

J.C. Butcher: Implicit Runge-Kutta Processes. [Mathematics of Computation, Vol. 18 No. 85, Jan. 1964, pp. 50~64]

一階連立常微分方程式

$$\frac{dy}{dx} = f(y), \quad (x=x_0 \text{ ときの } y=y_0)$$

の $x=x_0+h$ における近似解 \bar{y} を求めるルンゲ・クッタ法の ν 段階における近似解 \bar{y} は、

$$g^{(i)} = f(y + h \sum_{j=1}^{\nu} a_{ij} g^{(j)}), \quad i=1, 2, \dots, \nu$$

$$\bar{y} = y_0 + h \sum_{i=1}^{\nu} b_i g^{(i)}$$

で与えられる。ここに $a_{ij}, b_i (i, j=1, 2, \dots, \nu)$ 係数は定数 真の解 y および 近似解 \bar{y} を刻み h についてのべき級数に展開すると

$$y = y_0 + \Sigma \alpha F \frac{h^r}{r!},$$

$$\bar{y} = y_0 + \Sigma \beta \Phi F \frac{h^r}{(r-1)!},$$

となる。ここに総和は函数 f のすべての異なる基本微分 (elementary differentials) F について、 F の次数 r の昇べきの順に加え合わせたものとし、 Φ は対応する基本の重み (elementary weight), また α, β は f に独立な定数とする。

したがって、 h^p の項まで y と \bar{y} を一致させるためには

$$\Phi = \frac{1}{r}$$

でなければならない。ただし $r \leq \rho$ なるすべての Φ に対し $r = \frac{r\beta}{\alpha}$ とする。

一般にルンゲクッタ法は“implicit”と呼ばれていて、 $a_{ij}=0 (i < j)$ および $a_{ij}=0 (i \leq j)$ の場合はそれぞれ“semi-explicit”および“explicit”と呼ばれている。そして、いままでは“explicit”のみを考えてるのが普通であった。

以上の3手法を幾つかのデータから比較すると、“implicit”および“explicit”精度的にほとんど刻み h 程度の差しかなく、また“semi-explicit”では、しばしば同程度の精度も得られないことがわかる。

次に求積公式に基づく積分法として、たとえば

$$\left. \begin{aligned} \frac{dy_1}{dx} &= f(y_1), \quad y_1=0 \\ \frac{dy_2}{dx} &= 1, \quad y_2=x_0 \end{aligned} \right\} (x=x_0 \text{ のとき})$$

における積分法は、求積公式 $I = h \sum_{i=1}^{\nu} b_i f(x_0 + hc_i)$ を用いて $I = \int_{x_0}^{x_0+h} f(x) dx$ を求めることに帰着する。

したがって、ルンゲ・クッタ法で行なう各過程は $b_1, b_2, \dots, b_{\nu}; c_1, c_2, \dots, c_{\nu}$ (ただし $c_i = \sum_{j=1}^{\nu} a_{ij}$) で特徴付けられる求積公式に一致している。ここでは、良く知られたガウス・ルジャンドルの求積公式を用いて、階数が 2ν であるルンゲ・クッタ法の ν 段階におけるパラメータを求める方法が紹介されている。すなわち、

(1) まず $p_{\nu}(2c-1) = 0$ の根を c_1, c_2, \dots, c_{ν} とする。ここに p_{ν} は ν 次のルジャンドル多項式。

(2) $i=1, 2, \dots, \nu$ に対し、 $\sum_{j=1}^{\nu} a_{ij} c_j^{k-1} = \frac{1}{k} c_i^k$ ($k=1, 2, \dots, \nu$) から a_{ij} ($j=1, 2, \dots, \nu$) を求める。

(3) $\sum_{j=1}^{\nu} b_j c_j^{k-1} = \frac{1}{k}$ ($k=1, 2, \dots, \nu$) から b_j を求める。なお、 $\nu=1, 2, 3, 4, 5$ については、本文中に a_{ij}, b_i, c_j の値が記載されている。

最後に、誤差項については、一般的な打ち切り誤差の三つの型を考えて、それぞれについて、定理の形で結論を述べ、その証明を与えている。

さらに補足的に $y' = y, y(0) = 1$ から、 $y(0.3)$ の値を求めて数値解と解析解との誤差が理論通りになることを示し、また近似的 \bar{y} の右辺に現われる $g^{(i)}$ が唯一つの解に収束することも証明を与えている。

(斎藤福治)

B-44. 文書の自動分類のための判別法

J.H. William, Jr.: A Discriminant Method for Automatically Classifying Documents. [AFIPS Conf. Proc. Vol. 24. 1963, pp. 161~166]

文書の内容があらかじめ定められたいくつかのカテゴリ (category) のいずれに分類されるべきかを、その単語の頻度をもとにした計算値によって判別する方法の実験を示す。

実験対象は計算機に関する文献の要約 400 件で、うち 300 件を基準とし、残り 100 件が供試文書である。基準文書はあらかじめ人手で n 個のカテゴリに分類しておき、かつ各文書中の各使用単語の頻度 f_{ij} を数えて、次式で示される判別係数 (discriminant coefficient) λ_i を計算する。

$$\lambda_i = \frac{\sum_{j=1}^n (\hat{p}_{ij} - \bar{p}_{ij})^2}{\bar{p}_{ij}}$$

ただし

$$\hat{p}_{ij} = \frac{f_{ii}}{\sum_{i=1}^m f_{ij}} \quad \left(\begin{array}{l} j \text{ 番目のカテゴリ中の } i \text{ 番目} \\ \text{の単語の相対頻度} \end{array} \right)$$

$$\bar{p}_{ij} = \frac{1}{n} \sum_{j=1}^n \hat{p}_{ij} \quad \left(\begin{array}{l} i \text{ 番目の単語の相対頻度の} \\ \text{カテゴリ当たりの平均値} \end{array} \right)$$

(m は単語の種類数, n はカテゴリの数)

λ_i は key word としての価値を示すもので、たとえばカテゴリ間で頻度の差があまりないものではその値は小さい。したがって樹枝状分類体系では同じ単語でもその分類のレベルによって λ_i の値が異なる。

供試文書を分類するには、その単語頻度を理論値と比較して、下式で示す適格度 (Relevance Value) RV を算出し、その値の大きいカテゴリを採用する。

$$RV_j = 1 - \frac{0.01}{m} \sum_{i=1}^m \lambda_i \frac{(\hat{p}_{i0} - \hat{p}_{ij}^*)^2}{\hat{p}_{ij}^*}$$

(\hat{p}_{i0} は供試文書中の i 番目の単語の相対頻度, \hat{p}_{ij}^* は j 番目のカテゴリにおける i 番目の単語の理論的相対頻度)

供試 100 件の実験結果では、うち 17 件がこの実験の範囲では分類することができず、したがって 83 件についての成功率が附表のとおりであった。ここに文

附表 正しく分類された文書の百分率

文書種別	数	上位レベル	下位レベル
I	63	0.78	0.64
II	20	0.95	0.60/0.75

書種別 I は 1 文書が上位レベルでも下位レベルでも 1 カテゴリのみに分類できたもの、II は 1 文書が上位レベルでは 1 カテゴリのみに、下位レベルでは 2 カテゴリに分類されたものである。(木沢 誠)

B-45. 直接呼出しによる情報検索方式

I.A. Warheit: The Direct Access System. [AFIPS Conf. Proc. Vol. 24. 1963, pp. 167~172]

情報検索を機械で行なうに当たっては、多数の記事 (records) を見出語 (descriptors, keywords) によって識別するが、その見出語のファイルの作り方にはふたとおりある。すなわち記事ごとにこれに関連する見出語をまとめておく conventional file (item file), および見出語別にこれに関連する記事のアドレスをまとめておく inverted file (item file) である。欠点のみを挙げれば、前者は腕力にものをいわせてファイル全部を直列に読むので能率が悪く、後者はランダム・アクセスの記憶装置を用いれば能率はよいが、それでも検索の際の見出語が多数となれば読取比較操作が増加してあまり能率がよくない。

ここに提案する検索方式 (Direct Access Search

system) では、ファイルとしては term file と item file との両方を使うが、その使い方が今までと異ってゐる。すなわち検索指令の中の最も意味のある見出語、もし意味が同等であればその中で最も関連記事数が多い見出語の記事アドレスを term file から読み出し、これらをすべて記憶装置に記憶して、次に item file の方からこの記憶したアドレスを逐次呼出し、この見出語を検索指令の他の見出語と比較するという方法である。

たとえば見出語 A および B および C および D に関連する記事を要求するとき、もし A が最も意味があるか記事数が少ないとすれば、term file の A のところから A に関連する記事のアドレスをすべて読み出し、そのすべての記事について今度は item file の方からそのアドレスを逐次呼び出してその中に見出語 B および C および D があるかどうかを調べるのである。つまり A によって直列の検索を行なう個所を局限することになり、見出語 B, C, D などに関連する記事アドレスは全然読み出す必要がない。

論理積のみでなく、論理和、否定、およびそれらの組み合わせに対しても同様の考え方で行なえる。通常の conventional file や inverted file の場合よりも売取り、比較の操作数がかかるかに少なく、一例ではそれぞれ 1% および 20% になる。(木沢 誠)

C-46. デジタル要素によりアナログ形計算を行なうハイブリッド計算装置

H. Schmid: An Operational Hybrid Computing System Provides Analog-Type Computation with Digital Elements [IEEE Trans Electronic Computers, EC-12, No. 6, Dec. 1963, pp. 715~732]

計算機に対する入出力が、ともにアナログ量であることを要する場合に、通常のアナログ技術では十分な精度をうることができない。一方、デジタル計算機でこのような計算を実行するためには、A-D, D-A 変換器を必要とし、高速度、高精度をうるためには複雑な機構となり、価格その他の点で難点が多い。本方式はパルス幅変調器によりアナログ量をパルス幅信号に変換し、これを加減算器、乗除算器、微積分器および周波数発生器より構成された演算デジタル回路 (operational digital circuit) により処理する計算組織であり、特定の機能を備えた数種の演算要素の集まりであるところから、hybrid という表現を用いた。この装置は情報を貯えることができるので、連続演算を行な

わせることが可能であり、したがって、適切な組み合わせにより大低の代数方程式、超越方程式、微積分方程式を解くことができる。本計算機では、精度と反復周波数の積がデジタル回路の最大演算周波数に等しいので、反復周波数を落せば 10^{-5} 以上の精度で演算させることができる。計算機からの出力はパルス幅信号であるが、多くのアナログ制御装置や各種の表示回路はこれを入力とできるから、簡単な構造で高精度の計算機の実現が可能である。(田村, 山本)

C-47. B 5000 におけるプッシュ・ダウン・スタックの構成

C.B. Carlson: The Mechanization of a Push-Down Stack [Proc. Fall Joint Computer Conf. 1963, pp. 243~250]

B 5000 においては、一つのプログラムに対し

1. SA (stack area) とよばれる 1,024 語以下のコア・エリア。
2. PRT (program reference table) —— 単純変数、データ群を記述する data descriptor, subroutine へのつなぎである program descriptor 等から成るコア・エリア。

が、この順に連続して割付けられる。PRT への参照は r レジスタとよばれる base に相対的になされるが、この r レジスタは同時に SA の上限でもあり、スタックのあふれが容易に検出できる (r=S の判定を金物がやる。s は SA のポインタ) ようになっている。

演算用には a, b レジスタがあり、これを二項とする演算が基本であるが、ときに a, b がひとつづきで一つの情報、たとえば乗算の結果を表わす。

命令はシラブルとよばれ、1 語 48 ビットに 4 シラブル入り、大別すれば

1. Operand Call
2. Operator
3. Descriptor Call
4. Literal

になる訳だが、たとえば次のような ALGOL プログラム

```
begin real A, B, C, D; A:=B+C×D end
```

のオブジェクト・プログラムは

```
OPDCB, OPDCC, OPDCD, MUL, ADD, LITCA, STD
```

であればよい。OPDC は Operand Call, LITC は

Literal Call, MUL, ADD, STD は乗算, 加算, 格納の2項演算であって, はじめの3シラブルで D, C, B がそれぞれ a, b レジスタ, SA 先頭に入れられ, MUL で $D \times C$ が, ADD で (Bが演算レジスタに復活して) $B + (D \times C)$ が実行されることになる. おわりの2シラブルは, 先ず, A の PRT 中の番地 (つまり rに相対的な番地) を演算しレジスタに入れ, 演算結果をこの番地に格納する. すなわち格納も2項演算である.

スタックを金物で入れた (というより, その制御が金物でなされる) 計算機は, ほかにもあるが, KDF 9とは違って, subroutine call がていねいに作られている. subroutine call は, 送るべき actual parameter をスタックに入れ, 次で, program descriptor を call し subroutine mode へ移ることでなされる. この際 actual parameter の列の両端には, MSCW, RCW とよばれる コントロール・ワードが (金物的に構成されて) 入り, これには各種レジスタの内容がしまわれ, 特に fレジスタとよばれる最新のコントロール・ワードの指標もしまわれるので, 結局, 鎖状につながり, subroutine が幾重になってもよい.

subroutine mode では, f レジスタに相対的にスタック中のものも参照できて, parameter をとり入れられる. 例として, recursive call の代表として (悪) 名高い factorial がとられている. なお, data-manipulation mode については何もふれていない.

(丸山 武)

C-48. 並列システム向きの連想論理

R.R. Seeber and A.B. Lindquist: Associative Logic for Highly Parallel Systems [FJCC, 1963, p. 489]

たとえば $Y = AB + CX$ なる演算は通常のプログラムでは2回の Load, 2回の乗算, 2回の Store, 1回の加算を必要とするが, 並列システムとして AB, CX なる乗算を並行して行なうことを考える.

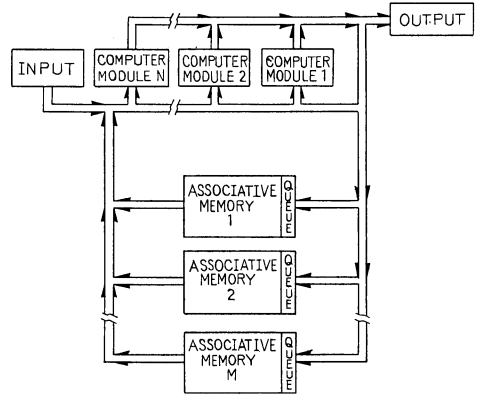
このような並列システムの実行において, 連想記憶および連想論理が有効に利用できることを提唱し, 図の如きシステムを示している.

その実行方法として次のような語構成を使用する.

Status	Tag & Subscripts	Code	Item & Subscripts
--------	------------------	------	-------------------

Tag と Tag につけた添字で所属すべきプログラ

ムトリー, トリー内部における相対関係を示す. たとえば branch の番号などである. Status は計算準備等の完了 (Rcady) を示し, Code は Item 部分が, "Operation" "Number" "List" あるいは "Data" のいずれであるかを規定する.



各計算モジュールは連想式 Program Word を取り出し演算処理を行なう. 頭初に示した例, および繰り返しを含む場合の例が示されている. 結論として, このような連想論理によって制御がオートモナスになること, プログラムの困難を避けられるのが利点であるとしている. (加藤満左夫)

C-49. C-8401 データプロセッサ

L. Beck and F. Keeler: The C-8401 Data Processor [Datamation, Vol. 10 No. 2, Feb. 1964, pp. 33~35]

C-8401 は Collins Radio Company が開発した, 中型のマイクロプログラム計算機である.

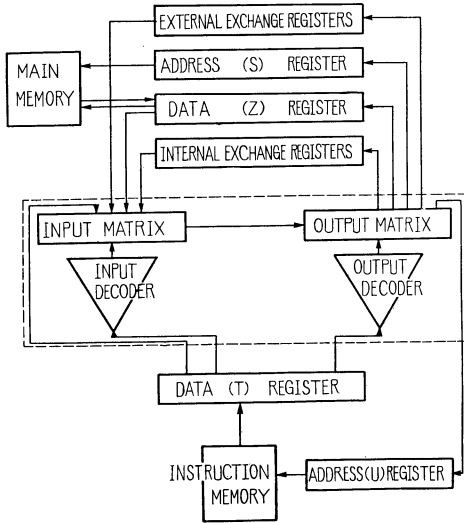
まず, 特徴とするところは,

(a) basic group に exchange registers を必要に応じて追加することにより, フレキシビリティを出していること. basic group は main memory と transfer link と instruction memory より成る. exchange registers には, internal と external とがあり, 種々の operating equipment を transfer link へ接続する. たとえば, 演算装置, 入出力装置, 通信回線, 等.

(b) マイクロプログラム計算機であり, マクロプログラム用とマイクロプログラム用に2個のメモリを持っている. 後者は instruction memory に記憶される.

(c) データ通信の機能の充実.

basic group のブロックダイヤを第1図に示す.



第1図ブロックダイアグラム

main memory は 16 ビット, $5 \mu\text{s}$, 4 K ごとに増設可能である。

instruction memory は 36 ビット, $1 \mu\text{s}$, 1 K, 非破壊読出メモリで, 低速度では書き込みもできる。

internal registers はそれぞれ加算, シフト, ゼロテスト等の機能を持っているので, 命令には, オペレーション・コードの考えはない。

一つのマイクロプログラムが完了して次のマクロプログラムへ進むのは, RNI (read next instruction) というマイクロ命令で行なっている。

マクロプログラムもマイクロプログラムも簡単にロードできる。

通信回線のためには, 特別のマイクロプログラムが用意されていて, 回線のスキャン, シリヤルパラレル変換, その他の機能は, 進行中のマクロプログラムと独立に行なわれる。

マクロプログラムとしては, 1 アドレス型および 4 アドレス型の, 一般用のものおよびデータ通信用のものが開発されている。(村田賢一)

D-50. シングル・キャプスタン・テープ・メモリー

R.A. Kleist, M.A. Lewis and B.C. Wang: Single Capstan Tape Memory [Proc. Fall Joint Computer Conf. 1963, pp. 565~576]

1. 概要 テープトランスポートの中核は送り機構とガイド系である。情報の信頼性と装置の信頼性を上

げることを目標として開発されたシングル・キャプスタン・テープ・メモリーの概要と, 設計上の問題点ならびにアンベックス社の TM-7 による実験結果について述べたものである。

2. シングル・キャプスタンの概要 テープを正逆方向に送るキャプスタンが単一で, そのキャプスタンにテープは大きな角度で接触し, 命令によって回転する。したがって次のような利点を有する。

(1) テープを送る力が広く分布しているためテープの動きがなめらかで, テープの摩耗が少ない。

(2) テープの張力が均一であるからスキューを最小にできる。また調整周期を長くすることができる。

(3) 機構が簡単になり操作が容易で寿命も長くなる。

(4) スタートストップ特性は電流の大きさおよび波形によって規定値を容易に得ることができる。

3. 装置設計上の問題点

(1) キャプスタンのねじり発振: キャプスタンシャフト系は過渡トルクによって発振する。TM-7 ではシャフト系の基本周期を入力パルスの周期より小さくして振幅を小さくした(その比は 40)。

(2) テープ振動: この振動にはテープの走行方向の振動とそれと直角方向の振動の二つがある。前者はテープの速度の変動となるが, テープの加速時間と振動の伝達時間との比が 10 より大きい時は振動は無視しうる。(TM-7 では 80) 後者は信号の変動となって現われるがその基本周波数をトランスポートの周波数より十分大きくとることによって小さくしうる。

(3) テープの滑り: 摩擦力を駆動力より大きくして滑りをなくす。

(4) ダイナミックスキュー: 主にガイドとテープ間の寸法偏差によるもので TM-7 ではリードライトした時最大 $\pm 306 \mu\text{s}$ である。

3 シングルキャプスタンサーボ, 規定値内のスタートストップ時間ならびに距りをうるために, キャプスタンモータはプリントモータが最適である。このモータに直流回転計をつけ, その出力の帰環量によってスタートストップ時間ならびに定常速度を制御する。

プリントモータには二つの遮断周波数があり, その間に二つの共振周波数をもつ。この補償を行なってサーボを安定なものにしなければならない。

4. アンベックス社の TM-7 の性能

テープ幅：1/2 インチ，テープ速度：36インチ ±5 %，密度：200 または 556 BPI，スタートストップ時間：10 ms，リワインド速度：180 IPS，IRG：3/4 インチ，ヘッド：7チャンネル IBM コンパティブル。

(神田 薫)

D-51. IBM ハイパーテープ装置

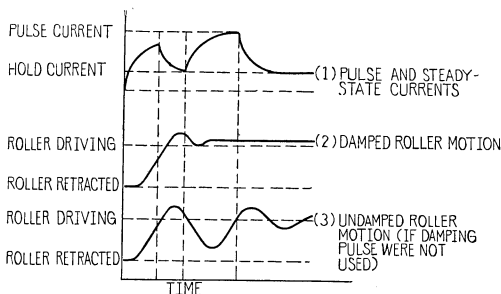
R.A. Barbeau and J.I. Aweida: IBM 7340 Hypertape Drive [Proc. Fall Joint Computer Conf. 1963, pp. 591~602]

計算機の速度の向上と能力の上昇により磁気テープ装置には、情報伝送速度の上昇とアクセスタイムの短縮が要求される。この要求にマッチするため IBM で開発されたのが、ハイパーテープ装置である。

この装置では1インチ幅のテープに10トラックも受け、8トラックを情報に、2トラックをチェックビットに使用する。数字は4ビットであらわし、テープ上の一桁に2字書き込み、文字は6ビットであらわす。書き込み密度1,511 bpi、テープ速度112.5 ips、情報速度は文字で170 kc 数字では340 kc である。

テープはカートリッジにおさめられている。カートリッジ型テープの採用により取り替えが簡便であると共に、テープロードアンロード時間が短縮され、アンロードするのに巻き戻す必要がない。カートリッジ自身も自動カートリッジローダ機構により、計算機よりの命令で自動的に取り替えられる。またカートリッジ式では人手が直接テープにふれないこと、および異物が混入しにくいいため、テープの破壊を防ぎ信頼度を高めている。

テープ駆動用キャプスタンは一つしかなく、キャプスタン駆動軸にはアクチュエータにより正または逆方向のモータの回転が伝えられる。テープはキャプスタンの表面に180°巻かれ、キャプスタン面との摩擦に



第1図 Pulse Current and Roller Action versus Times

よりすべりなく送られる。駆動軸と流体で結合されたキャプスタン、同じく軸と流体で結合されたブレーキの採用および第1図に示す如く、アクチュエータ駆動電流を制御することにより振動を少なくし、スタートストップ時のオーバシュート、アンダシュートによる速度変動は5%以内である。この結果スタート時間2.5 m sec、ストップ時間2.5 m sec が得られてアクセスタイムが短縮されている。

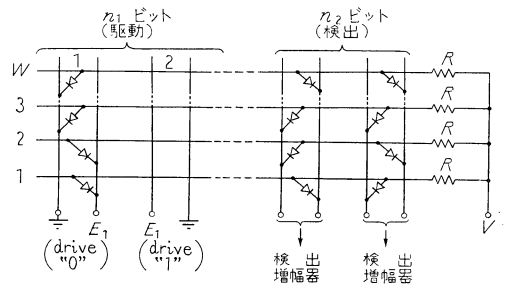
コラム内のテープ位置の検出は金属皮膜付ダイヤフラムにより容量変化として検出し、連続制御のリールサーボを採用している。

テープ上のデータは2ビットのチェックビットによりシングルエラーは総て、ダブルエラーは45組中33組までプログラムの中断または処理時間のロスなく訂正され、データの信頼度を高めている。(東安男)

D-52. 蒸着 Organic Diode Array を使った固定 Associative Memory

M.H. Lewin, H.R. Beelitz and J.A. Rajchman: Fixed Associative Memory Using Evaporated Organic Diode Arrays. [FJCC. 1963, pp. 101~106]

この論文では、symmetrical diode matrix が associative memory の基本的な性質をもつことと、有機半導体薄膜の真空蒸着による diode array の製法について述べている。



Diode Associative Array

symmetrical diode array は図のようなもので、 w 個の word line (行) と b pair の bit line (列) から構成される(1語 b ビット, w 語)。行、列の交点に diode があり、その一端が word line に他端がその列の右または左につながり、たとえば右(左)の線につながっている時に“0”(“1”)を示す。各 word line は抵抗 R を通して電圧源 V につながる。

各列の終端は駆動または検出増幅器につながる。ある列の左(右)側の線が接地され、右(左)側の線が電圧源 E_1 に接続されると“0”(“1”)に駆動されたことにする。また検出増幅器が正の信号を受けたときには出力“1”, 0電位のときには出力“0”である。

このマトリクスを n_1 ビットの駆動される部分と、 n_2 ビットの信号検出の部分とに分ける ($n_1+n_2=b$) (各行は n_1 diode And ゲートの出力と考える)。いま n_1 個の diode に与えられた入力にたいして、たゞ一つの行が“1”の電圧を示し他はすべて0電位になったとすると(このときは、 $w-1$ 個の行は少なくとも一つの diode により接地されている、えらばれた行の情報検出増幅器へ送られる(各列は w 個の diode の OR ゲートの出力と考える)。したがって、 n_1 ビット code が n_2 ビット code に変換される。またこのマトリクスは入・出力に関して対称であり、たとえば、上の例で入出力の関係を逆にするとも $n_2 \rightarrow n_1$ ビット decoder encoder として使用できる。すなわち、各列の終端に外からの情報で駆動または検出の切り換えが可能な増幅器をつけると、最も一般的な associative memory となる。

さらに、与えられた信号によって幾つかの語がえられた時に、それぞれを区別し、ある順序でよみだすことも可能である。それには検出のために各列の2本の線を使えることを利用する。すなわち、えらばれた各語が同じ情報をもてば出力は大きくなるだけであり、異なる信号が一つの列に含まれていると、二つの検出線に信号が現われるので、一つの語がえらばれた場合と区別できる。したがって、外部から適当な方法で、ただ一つの語の出力が得られるまで、読み出す語の範囲を制限することにより、えらばれた各語を分離できる。

diode は有機半導体、銅フタロンアニオンを真空蒸着する新しい方法で作られたり。その代表的なものは、 3.5 mm^2 の diode area をもち、 2 mA の順方向電流を流した時に約 1.5 V の電圧降下があり、整流比は $\sim 10^5$ である。各ダイオードは、カード上に蒸着されるが、それぞれ2本の出力線をもち、このうち1本を、たとえばカードに穴をあけるなどして切ることにより、任意の code を作成することができる。

- 1) A. Sussman: "Rectification in Evaporated Thin Filme of Copper Phthalocyanine" Joint Symposium in Thin Films, Electro-chemical Society, Pittsburgh, Pa., April 14~18, 1963

(中川圭介)

E-53. 決定性オートマトンの理論

M. Perles, M.O. Rabin and E. Shamir: The Theory of Definite Automata [IEEE Trans. EC. 12-3, 1963, pp. 233~243]

決定性オートマトンというのは、現在の状態が、現在までの相続く k 個の時刻における入力だけによって定まる有限オートマトンのことである。

オートマトンに加えられる有限長の文字の系列をテープと呼び、このようなテープ全体の集合の部分集合を事象と呼ぶ。ある事象が与えられたとき、その事象に属するテープに対して特定の出力を出し、属さないテープに対してはそれ以外の出力を出すとき、このオートマトンは、この事象を定義するという。

一つの集合があって、最後の k 個の文字が一致する2本のテープは、共にこの集合に属するか、共に属さないかのいずれかであるとき、この集合を決定性事象という。決定性オートマトンは、決定性事象を定義するものであるということが出来る。この場合 k としてとれる最小値をその事象(またはオートマトン)の決定性の度という。

この論文では、まず決定性の度が k であるオートマトンは、少なくとも $k+1$ 個の状態をもたなければならないという定理を三つの方法で証明している。第1は状態を等価性によって類別したときの類の数から、第2は、1一等価という概念を使って、1一等価は状態を一つにまとめる操作を何段階繰り返して1状態になるかということから、第3は古典的線型代数の方法から証明している。二つの状態が1一等価であるというのは、そのどちらから出発しても、同じ入力文字を加えると、同一の状態に移るということである。

次に、与えられたオートマトンが決定性であるか否かを決定する方法をのべている。これは、1一等価なものをまとめるという操作を繰り返して、最後にただ一つの状態にすることができるかどうかをしらべればよい。この方法はステップ数も少なく、実際的である。

続いて、与えられた決定性事象を定義するオートマトンを合成する方法について論じ、また、 $k+1$ 個の状態をもつ決定性オートマトンで定義される事象の性質をしらべている。

最後に、二つの決定性事象が、有限個のテープしか違わないとき、互に等価であると定義し、与えられた決定性事象と等価なすべての事象を定義するオートマ

トンの中で、最小のものの一意性を証明している。

(池野信一)

E-54. 修正 Holland 機械

W.T. Comfort: A Modified Holland Machine [AFIPS Conf. Proc. Vol. 24, 1963, FJCC, pp. 481~488]

並列回路計算機とは、幾何学的配列において隣接する基本回路の間のみを接続した構造の計算機であるが、特に Holland の機械 (J.H. Holland, Proc. EJC-C, 1959) は、中央制御装置を持たないという点で Turing 機械にはない特色を備え、注目すべきものである。しかし実際問題として、a) プログラミングの困難さと、b) 膨大な数のハードウェアの使用とが解決されねばならない。そこで著者はこの2点を修正することによって、より現実的な Holland 機械の可能性を示している。

Holland の提案した機械の特徴は、具体的には：

1) 任意個数のサブプログラムが並列に実行可能であり、その各ステップの命令を蓄えたモジュールは格子状に配列されている。

2) 命令の実行順序は空間的である。すなわち、一つのサブプログラムについて各時刻に1個のモジュールが、いわば“当番” (原語は“active”) になって、自己の蓄えている命令を実行し、“次の当番” (successor) に引き継ぐ (飛越し命令などの場合は例外)。

3) データ接近の方法も空間的である。すなわち、当番のモジュールは、累算器の役目をする“Aモジュール”への通路を確保したのち、その途中の“Pモジュール”から、被演算数を蓄えた“Tモジュール”へ通じる路 (path) を開いてデータを読み出し、演算を実行する。

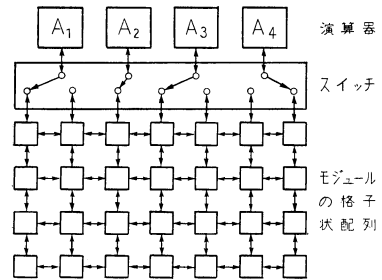
これに対して Comfort の提案する修正点はおよそ次の如くである (番号は上の番号に対応する)：

1) 格子型に配列されたモジュールと別個に、適当個数の演算器が備えられている (図参照)。

2) 当番のモジュールはスイッチを通して空いている演算器を補償し、自己の命令コードをそれに伝達する。そして当番のモジュールの制御に従って、演算はその演算器において実行される。

3) 演算器は Holland の言う Aモジュールおよび Pモジュールの役を兼ね、ここから Tモジュールへの通路が開かれる。

このように修正された機械について、Tモジュール



への“通路建設”の手順、各モジュールの命令実行のフローチャート、命令の種類などが具体的に述べられている。特に命令の種類には、HOLD, RELEASE, WAIT などの命令が含まれていて、複数個のサブルーチンの同期化を図っている (なお、この点については、Holland は、「非同期演算に要求されると同様のテクニックが必要であり、理論的研究に基づいた formulation が望ましい」と述べている)。

結論として著者は、所期の目的に沿って a, b の欠点が改善され、ハードウェアの利用度、system performance も向上したと述べ、将来に残されたいいくつかの問題点を列記している。(苗村憲司)

F-55. Maximum Principle の他励直流電動機の最適制御への適用

V.A. Sviatoslavski: Application of the Maximum Principle for Designing the Optimum Control of Separately Excited D.C. Motors [электричество, No. 9, 1963, pp. 10~15]

最近の最適制御の動向の一つとして、ポントリアギンの Maximum Principle の利用およびその適用範囲の拡大に努力が払われている。この原理は内容的に DP 法と類似のものであって、理論的には明快であるが、計算機利用の立場から眺めると、最終解に到達するまでの計算時間は DP 法と比較して必ずしも有利でなく、この点について目下各方面で検討中である。

本論文は、計算機を全面的に使用しているわけではないが、Maximum Principle の適用法を詳細に述べており、この原理を実際に応用する人に示唆を与える。本論文は他励直流分巻電動機を用いた位置制御を例にとり、制御変数 (界磁電流) および状態変数に制限を設け、予め指定された総発熱量のもとで最短時間制御を論じている。(田村、武居)

正誤 前号の E-17 は F-17 と訂正願います。