

原文書データベースにおける光ディスクの利用†

中川裕志^{††} 柴宮実^{†††}

学術情報の原文書を検索し、通信回線を利用し遠隔地へ伝達できるようなシステムは、現在まだ構築されていない。このようなシステムを構築するには、以下の性質をもつ記憶装置が不可欠である。(1)超大容量性、(2)アクセスの高速性、(3)経済性、(4)計算機との接続容易性。本論文では以上の条件を満足するシステムを構築するため、ジュークボックス方式の光ディスクシステムの利用を考えた場合のハードウェアの構成、ファイル、ボリューム・フォーマットについて検討を行った。さらに、アクセス要求の経年変化モデルを仮定し、ステージングの有効性、検索要求到着順入替え制御方式を検討した。また、このようなシステムの性能をシミュレーションによって評価した。光ディスク装置としては、ジュークボックス形式のものを考え、駆動装置に装着されているディスクへのアクセスに約 0.5 sec、駆動装置に装着されていないディスクを装着してアクセスする場合に約 10 sec を要する場合を検討した。シミュレーションの結果、このような光ディスク装置を用いても、検索要求頻度 5 文庫/min 程度のかかなり高いアクセス頻度に耐えることが明らかになった。

1. まえがき

科学技術進歩に不可欠な学術情報の流通の円滑化を目的として、表題、著者名、抄録、所在などの2次情報を提供する文献情報検索システムが各所で構築されている。しかし、2次情報として得られた文献について、さらに1次情報である原文書を入手する方法は、現在のところコピー、郵送などの人手に頼っている。学術情報の流通のいっそうの円滑化のためには、2次情報検索で特定された文献の1次情報たる原文書を、人手を介さずに検索し、通信回線を利用して遠隔地へも伝送できるシステムが必要である。このシステムでは、通信網としては DDX 網を想定し、原文書を GⅢ ファクシミリ形式で、A4判1枚当たり約 20 sec で送信することを想定している¹⁾。このようなシステムは、学術情報のみならず、設計図等の図面、地図、法律関係に必要な手書き文書などいわゆる図形、画像情報(以下ではこれらを総称して原文書と呼ぶ)の効率的流通にも応用できる。筆者らは、上記のシステムを以上のような理由から原文書情報データベースと名づけ、そのプロトタイプモデル ORDERS を構築している^{1), 2)}。

原文書情報データベースにおいては、大量の原文書情報を集中的に蓄積し、効率よく管理し、利用者の要求に対して早急に検索することのできる形でファイル

化する必要がある。このファイルに用いられる記憶装置には、(1)超大容量性、(2)経済性、(3)アクセスの高速性、(4)計算機との接続の容易性が要求される。一方、原文書情報は、内容的にはすでに固定されたものであり、またその膨大な容量からみて、これをしばしば書き換えることは運用上望ましくない。したがって、ファイルの記憶媒体は、必ずしも書換え可能でなくてもよく、追加書込みができれば、この用途に耐えうる。現在ないし近い将来において、この目的に利用できるファイル装置としては、MSS、光ディスク、マイクロフィッシュ等が考えられる。これらのファイル装置としての性能を比較し、さらに追加書込み可能ならば利用可能である点を考えると、追加書込み可能な Direct Read After Write (DRAW) 方式の光ディスクが最も有望である。

光ディスクの特徴は主として以下の点である³⁾。なお各性能値は現在のものであり、今後ある程度の改善が期待できる。

(1) 超大容量性：ディスクの1面当たり約 1 Gbyte の容量をもつ。さらに、記憶媒体であるディスクの駆動装置への着脱が可能であるため、ジュークボックス方式で装置当たり 10~1,000 Gbyte の超大容量化が可能である。

(2) 経済性：現在の磁気ディスクに比べて、記憶媒体を駆動装置に固定して考えた場合でも、ビット当りの価格は光ディスクのほうが安い。また、光ディスクの記憶媒体は安価なものであるから、ジュークボックス方式を考えると、ビット当りの価格は磁気ディスクの 1/10 以下となることが予想される。

(3) アクセス速度：光ディスクでは目的トラック

† Optical Disk File for On-line Remote Document Enquiry and Retrieval System by HIROSHI NAKAGAWA (Department of Information Engineering, Faculty of Engineering, Yokohama National University) and MINORU SHIBAMIYA (Hitachi Ltd.).

†† 横浜国立大学工学部情報工学科

††† (株)日立製作所

へのヘッドの位置決めは、まず大まかなヘッド移動を行う。次にヘッドの現在位置するトラックの内容を読み出して目的トラックとの位置の差を検出して、ヘッドを移動させる。この2段階操作による目的トラックの検出は平均0.5秒であって、マイクロフィッシュの平均アクセス時間4秒に比べて1桁近く高速である。

(4) 計算機との接続容易性：入出力信号は1次元のバイナリなデジタル信号であるため、計算機との接続は容易である。

(5) データ転送速度：現在の DRAW 方式の光ディスクでは、書込み用レーザーパワーの制限から、回転速度が 240 rpm 程度と低く抑えられる。このためデータ転送速度は、120 kbyte/sec 程度となりかなり遅い。

以上の点を勘案して、本論文ではまず原文書ファイルのアクセスにおける性質を解析し、これを基礎として光ディスクを原文書ファイルとして利用するにあたっての問題点を検討し、原文書データベース ORDERS で採用したファイル構成、大規模システム的设计の問題等について論ずる。

2. アクセス要求のモデル化

原文書ファイルには、文献の1次情報が格納されるので、ファイル内容に対するアクセスは論文に対する参照と同様の性質を示すことが予想される。ファイルにはかなり長い期間において公表された多数の論文が格納されている。したがって、まず各論文に対するアクセス頻度のモデル化が必要である。論文が公表されてからの時間経過ともなうアクセス頻度の変化は、負の指数分布を初めとして種々のモデル化がなされている^{4),5)}。ここでは簡単に次式で表されるような負の指数分布を仮定する。ただし、 τ は論文公表後の経過時間、 C は比例係数である。

$$P_D(\tau) = C \cdot e^{-D\tau} \quad (1)$$

一方、各時期において公表される論文の数はときとともに増大している。このモデルとして、ここでは指数関数的増加を仮定する。すなわち、時刻 t と $t + \Delta t$ の間に公表される論文数を式(2)で表す。ただし、無限大の過去を $t = -\infty$ 、現在を $t = 0$ と考える。また、 C' は比例係数である。

$$P_G(t) \cdot \Delta t = C' e^{Gt} \cdot \Delta t \quad (2)$$

原文書データベースに格納される論文数は公表される論文数に比例していると仮定し、以後式(2)は時刻 t に格納される論文数を表すものとする。

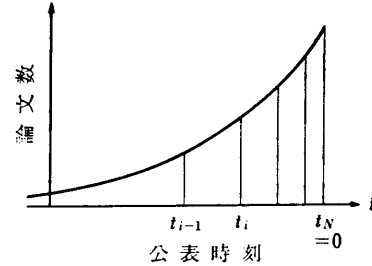


図1 ファイル化された論文の N 等分割
Fig. 1 N division of filing papers.

ファイルへのアクセスの局所性を検討するために、ファイルに格納された論文全体を公表時刻順に並べたものを、時刻順に N 等分する。これを図1に示す。つまり、 $0, 1, 2, \dots, N$ の各 i について、 t_{i-1} から t_i の期間に公表された論文数が等しくなるような分割を考える。ファイルに格納された全論文数を L とする。式(2)により、過去へさかのぼるほど、公表論文数は指数関数的に減少することがわかる。ゆえに論文収集は、現在以前に公表されたものすべてにわたると近似する。すなわち、 $t_0 = -\infty$ 、 $t_N = 0$ とする。 N 等分割する時刻 $t_i (i=1 \sim N-1)$ を求める。まず、 t_i の定義から、以下に示す式(3)と式(4)からなる連立方程式が得られる。

$$\begin{aligned} \int_{t_{i-1}}^{t_i} P_G(t) dt &= \frac{C'}{G} (e^{Gt_i} - e^{Gt_{i-1}}) \\ &= \frac{L}{N} \quad (i=1, 2, \dots, N) \end{aligned} \quad (3)$$

また、全論文数 L は次式で表せる。

$$L = \int_{t_0}^{t_N} P_G(t) dt = \int_{-\infty}^0 C' e^{Gt} dt = \frac{C'}{G} \quad (4)$$

式(3)(4)と、 $t_0 = -\infty$ 、 $t_N = 0$ より、 t_i が次式のよう求められる。

$$t_i = \frac{1}{G} \log \frac{i}{N} \quad (\leq 0) \quad (5)$$

次に、 t_{i-1} から t_i の期間に公表された論文群に対するアクセス率の総和 λ_i を求める。微小な公表期間の論文群へのアクセス率は論文数と論文個々へのアクセス率の積に比例すると考えられるので、 λ_i は次式で表される。

$$\begin{aligned} \lambda_i &= \int_{t_{i-1}}^{t_i} P_D(-t) \cdot P_G(t) dt \\ &= \frac{CL}{A} \cdot \frac{i^A - (i-1)^A}{N^A} \end{aligned} \quad (6)$$

ただし、

$$A = (G + D)/G$$

また、全アクセスに対する λ_i の割合 P_i は次式となる。

$$P_i = \frac{i^A - (i-1)^A}{N^A} \quad (7)$$

A の値は学問分野によって変わるであろうが、図書館学で常識的に用いられる値⁶⁾として

$$P_D(10 \text{年})/P_D(0) = 1/8$$

$$P_G(10 \text{年})/P_G(0) = 3 \sim 4$$

を用いれば、 $A=3$ 程度となる。以下では、 $A=2 \sim 4$ について考える。

3. 光ディスクファイルの位置づけ

DRAW 方式光ディスクは、磁気ディスクに比べて、アクセス速度、データ転送速度とも1桁以上遅い。このため、磁気ディスクと併用して記憶階層を構成することによって、仮想的な高速アクセスを目指す方法が考えられる。この場合、磁気ディスク上に光ディスク上のデータの一部をステージングしておくことになる。ステージングされるデータの選び方として、次の2方式が考えられる。

(1) スタティック・ステージング

磁気ディスクには、アクセス頻度最大と予想される原文書データを常駐させ、光ディスクからのステージングはシステム稼動中には行わない。磁気ディスクにないデータは、アクセスのつど、光ディスクから直接読み出す。

(2) デマンド・ステージング

磁気ディスクにないデータにアクセスされると、現在磁気ディスクにステージングされているデータの一部をLRU等のアルゴリズムで選択し、その場所に光ディスクからアクセスされたデータをステージングする。

以上の2方式のいずれにおいても、磁気ディスクにステージングされているデータへのアクセスのヒット率が高くなければ、大幅なアクセス時間の改善は望めない。そこで、2章で求めた N 等分された各論分群、すなわち原文書データ群へのアクセス率の割合の式(7)を用いて、磁気ディスク上のデータへのヒット率を近似的に評価する。

光ディスクに蓄積されている全データのうち、 $1/N$ が磁気ディスクにステージングされているとする。上記の2種のステージング方式のいずれにおいても、ステージングされているデータは最もアクセス頻度の高い $1/N$ のデータと近似できる。これは、2章の解析によれば公表時刻 $t = t_{N-1} \sim t_N (=0)$ の部分に当たる。

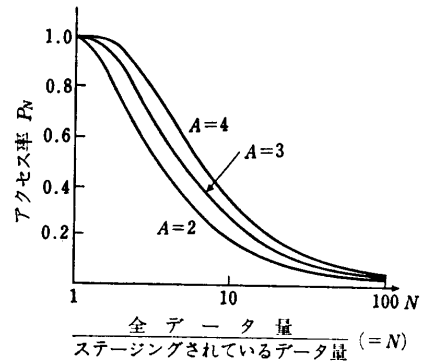


図2 ステージングされているデータへのアクセス率
Fig. 2 Access rate for staging data.

その部分へのアクセス比率は式(7)で P_N である。図2に、各 $A=(G+D)/G$ に対して N をパラメータとしたときの P_N の値を示した。 A の値により差はあるものの、 N が3以上ではヒット率 P_N は、大きく低下する。

次にステージングした場合のサービス時間を評価する。サービス時間はアクセス時間とデータ転送時間の和である。ここでは、データアクセスは論文単位で行われるとする。1論文は10ページからなり、1ページはA4判を解像度8本/mmで走査した場合のGⅢファクシミリ符号化データであり、約100kbyteの情報量とする。したがって、論文当たり1Mbyteとなる。

(磁気ディスク)

磁気ディスクへのアクセスはレコード単位である。回転速度3,600rpmの磁気ディスクの場合、レコードへの平均アクセス時間は約8.3msecである。1レコード512byteとすると、1論文当たり2,000レコードとなる。ディスク10面で1シリンダであり、シリンダ単位でアクセスされるなら、ヘッドがレコードを捜して回転待ちする回数は、200回である。したがって、全回転待ち時間は、 $8.3 \text{ ms} \times 200 = 1.66 \text{ sec}$ である。データ転送自体はチャンネルの速度、たとえば3Mbyte/sec程度とすると、1論文当たりのデータ転送時間は、0.33secであり、サービス時間 $t_d = 2 \text{ sec}$ となる。

(光ディスク)

光ディスクでは、書換えができないため、書込み時に1論文を連続して書き込めば、ある論文に1度アクセスすると、その論文全部を連続的に入力できる。したがって、論文当たりのサービス時間 t_0 は次式のようになる。

$$t_0 = 0.5(\text{sec}) + 1(\text{Mbyte})/120(\text{kbyte/sec}) \\ \cong 8.83(\text{sec}) \quad (8)$$

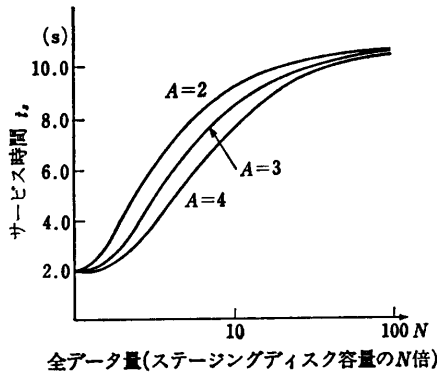


図3 ステージング時のサービス時間
Fig. 3 Service time with staging.

(ステージングした場合のサービス時間)

磁気ディスクに原文書データのステージングを行う場合のサービス時間 t_s は次式である。ただし、原文書のサービスは常にステージングディスクから行うとする。

$$t_s = t_d + (1 - P_N)t_0 \quad (9)$$

上記の検討結果 t_d , t_0 の値を用い、 N と A を変化させて t_s を求めた結果を図3に示す。

(現実的規模での評価)

以上の検討結果を現実的規模の問題にあてはめて評価する。たとえば、TOOL-IR を例にとってみると、CAS, XDC, INSPEC で約 100 万文献が収録されている。このうち希少価値のあるもの 1/10 を原文書データベース化したとすると、論文当り 10 ページとして約 10^6 ページすなわち、 10^2 Gbyte である。ステージングディスクとして、1,000 Mbyte なら $N=100$ となり、磁気ディスク上へのヒット率 P_N は 3% 程度となり、ステージングによる高速化は、図3からみてほとんど期待できない。仮に磁気ディスクを大容量化し、 $N=10$ としても、 $P_N=30\%$ 程度である。 t_d と t_0 の差がたかだか 1 桁であるので、この場合でもステージングによる高速化はあまり期待できない。結局、光ディスクがかなり高速であること、論文のアクセスの局所性が低いことから、原文書データベースにおいては、ステージングは効果的でない。直接光ディスクからデータをホスト計算機に入力し端末にサービスするほうが、システム構成の簡単さの点からみても好ましいと結論できる。このため、ORDERS ではステージングは行っていない。

4. 光ディスク制御装置の構成

現在の光ディスクは、ディスク 1 枚当り片面で

1 Gbyte すなわち原文書 10,000 ページ分のデータしか蓄積できない。実用規模のシステムを構築するためには、1 桁以上大きな記憶容量が必要である。このために現在可能な解決策の一つは、光ディスク駆動装置を多数台使用して、一つの原文書データベースを形成することである。以下で、この場合の光ディスクアクセス制御法等について検討する。

ORDERS で利用した光ディスクではデータ転送速度が 120 kbyte/sec と低速なため、これを計算機の高速度なチャンネルに結合する場合は何らかの多重化が要請される。光ディスクのフォーマットは、512 byte のセクタを単位とし、1 トラックは 60 セクタ (=30 kbyte) の情報をもつ。光ディスクは回転速度が遅いため、セクタ単位のアクセスを行うとデータ転送に長時間を要する。たとえば、1 論文をセクタ単位でアクセスすると、約 250 秒を要するため連続転送が必須である。連続転送を実現するためには、駆動装置ごとにバッファメモリを 2 面用意し、ダブルバッファリングを行えばよい。バッファ容量は大きいほどよいが、1 トラック分のバッファを 2 面用意する方法を用いた。バッファリングの制御を行う部分を独立して構成し、これを光ディスク接続装置と呼ぶ。光ディスクへのアクセス頻度が低い場合は、1 台の接続装置に複数台の駆動装置を接続することも可能である。さて、接続装置はさらにチャンネルに接続されるが、接続装置のチャンネル側のデータ転送速度は 120 kbyte/sec であるから、1 本のブロック・マルチプレクサ・チャンネルに複数の接続装置を接続して多重化できる。ブロック・マルチプレクサ・チャンネルと接続装置の間に、(1)チャンネル・インタフェース、(2)多重化制御、などを行う光ディスク制御装置を置き、制御装置には複数の接続装置を接続する。以上の構成を図4に示す。

次にアクセス頻度が大きくなった場合について考える。複数の光ディスク駆動装置がある場合、アクセス頻度が高い場合には、光ディスク駆動装置と接続装置を 1 対 1 に接続することが必要である。1 対 1 の場合、各光ディスクへのアクセス頻度が平均化していれば、駆動装置、接続装置を増設することによって、トラヒック特性を改善することが可能である。しかし、光ディスクに論文を公表される順に書き込み、1 枚書き終わったらさらに 1 枚増すというような方法では、2 章の検討結果からみて、光ディスク間でアクセス頻度かなりの偏りがでることが予想される。 N 台の光ディスク駆動装置に論文が発表年度順に蓄積されている

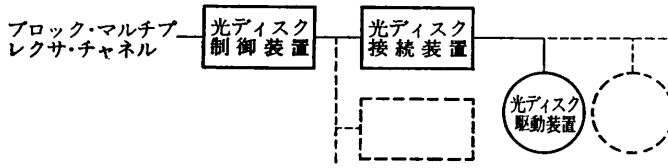


図4 光ディスクシステムのハードウェア構成
Fig. 4 Hardware configuration of optical disk system.

に光ディスクに書き込むことで行われる方法が、運用上一般的であろう。一方、検索は論文単位で行われるから、論文の数ページがまとめて順アクセスで読み出され、次にアクセスされる論文はまったく別の論文誌、巻、号の数ページという具合になる。

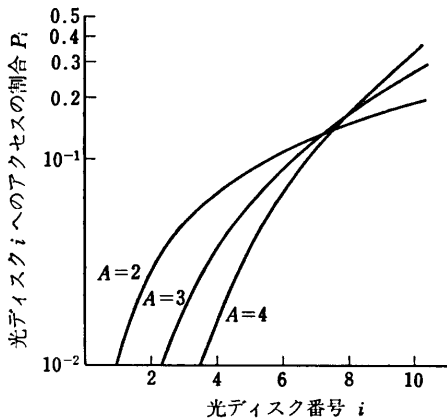


図5 $t_{i-1} \sim t_i$ へのアクセスの割合 P_i ($N=10$ の場合)

Fig. 5 Access rate P_i for optical disk storing papers of $t_{i-1} \sim t_i$. ($N=10$)

とし、光ディスク # i ($i=1 \sim N$) には、式(5)の t_{i-1} から t_i の間に発表された論文が蓄積されていると仮定する。このとき、原文書データベース全体へのアクセスに対する光ディスク # i へのアクセスの割合は、式(7)の P_i で与えられる。 $N=10$, $A=2, 3, 4$ のおのおのに対する P_i の値を図5に示す。この例からも明らかなように、各光ディスクに対するアクセス頻度を蓄積方法の運用によって平均化しなければならない。つまり、光ディスクへのデータの蓄積方法の柔軟性が必須となる。

5. 光ディスクのファイルおよびボリュームフォーマット

4章までの検討結果を踏まえて、原文書データベース ORDERS において採用した光ディスクのファイル、およびボリューム・フォーマットについて述べる。このようなシステムでは論文類を蓄積する原文書データベースにおける光ディスクの使用、運用条件が重要である。したがって、まずこの点について述べる。

論文等の蓄積は、論文誌の号単位に行われ、1号分(すなわち1冊分)の原文書データをページの上昇順

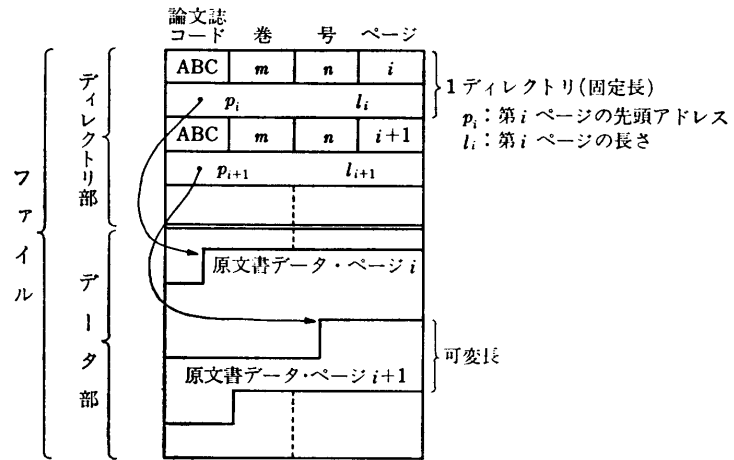


図6 ファイルフォーマット
Fig. 6 File format.

この結果、論文誌あるいは、その特定の範囲の巻、号単位にファイルを作り、ファイル内は原文書の各ページを上昇順に追い込んで蓄積する。したがって、ファイル・フォーマットは、図6に示すような Partitioned Sequential とする。帯域圧縮処理などにより、各ページの原文書データは可変長であるから、ページの先頭アドレス P_i と、ページ長 l_i をディレクトリ部にもつ。図6では、同一の論文の連続するページは、光ディスク上でも物理的に連続する場所に格納される。この理由は、次の2点を勘案してのことである。

(1) アクセスは論文単位で、論文内容はページの上昇順に読み出される。

(2) 光ディスクのトラックは物理的にはスパイラル状であるので、物理的に連続した領域からの読出しはヘッドの移動が不必要なので高速である。一方、隣接しないトラックのデータへのアクセスでは、ヘッドの2段階移動のためアクセス速度は低下し、ヘッド移動に際して平均 0.5 sec を要する。

次に、光ディスク1枚を1ボリュームとした場合のボリュームフォーマットについて検討する。ボリュームフォーマットとしては、1ボリュームを複数ファイ

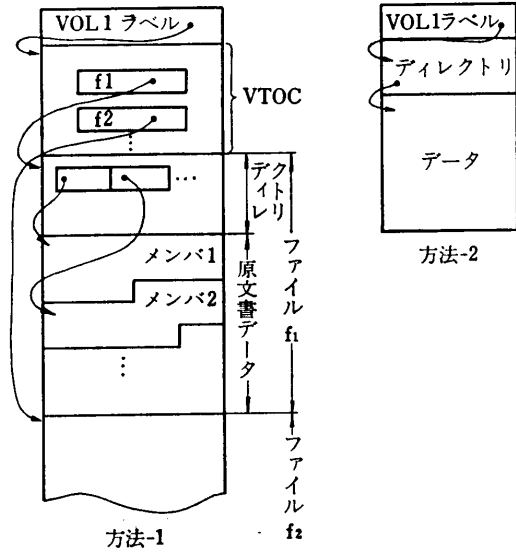


図7 原文書用光ディスクのファイル編成
 Fig. 7 File organization of optical disk document file.

ルで構成する方法(方法1)と、1ボリュームを単一ファイルで構成する方法(方法2)とが考えられる。通常のファイル構成に準拠して構成した両方式のボリュームフォーマットを図7に示す。ただし、方法1のVOL1ラベルには、ボリューム通し番号、VTOCアドレス、VTOC領域の大きさなどが書かれる。また、VTOC領域には、各ファイルの定義情報、すなわちファイル名、ファイル先頭アドレス、大きさなどが入る(図7左側のf1, f2など)。これに対し、方法2のVOL1ラベルは、ボリューム通し番号、ディレクトリ部およびデータ部のアドレスなどが入る。

方法1の場合、ファイルの単位を小さくとれるから、論文誌ごと、あるいは特定の論文誌の特定の範囲の巻、号を1個のファイルにでき、ボリュームの内容の多様性、構造の柔軟性に優れる。方法2の場合、1ファイルが1ボリュームのため、1ファイルを1論文誌のような大きなまとまりとすることが望ましい。この理由は、1ファイルに複数の論文誌が入るとディレクトリ部の内容は、種々の論文誌が入り乱れ、その上ディレクトリ部も大きくなるからである。したがって、ディレクトリ部の管理が複雑で、検索時にディレクトリ上の特定の原文書に対するアドレス情報を見つける手間が大きい。この点に関し、方法1の場合は、各ディレクトリ部は大きさも小さく、内容も同一論文誌に関するもので一様性があるため、管理が容易で検索の手間もかからない。

以上のような両方法の特性と、4章までで検討した

結果、すなわちアクセス頻度の平均化のための運用の柔軟性の要求等を勘案すると、原文書のファイルとしては方法1が望ましい。ORDERSでは、方法1を採用し、具体的にはHITAC M-150のOSであるVOS3の区分編成データセットに準拠したファイル編成とした。ただし、区分編成ファイルと原文書情報の間では次のような対応づけがなされる。

(1) 原文書情報としてのひとまとまり、たとえば一つの論文、1冊の雑誌などは、物理的に連続した領域に書き込まれる。原文書の個々のページは1個の順編成ファイルであり、区分編成ファイルのメンバに対応する。

(2) ファイル中のメンバは、ファイルの先頭のディレクトリによって管理される。ディレクトリには各メンバの物理的位置の情報とともに、ユーザ定義情報として各種のデータを記述できる。原文書に付随する属性情報をディレクトリのこの領域に格納することによって原文書情報そのものと属性情報を一元的管理を実現している。

以上の点を図7の方法1に図示した。

6. 大容量オンライン・ファイルとしての評価

光ディスクは1枚当たり1 Gbyteの容量をもっており、A4判の大きさのGIIIファクシミリ画像を、光ディスク1枚で約10,000枚蓄積できる。しかし、実用規模のシステムになると、さらに2桁以上大きな記憶容量が必要になる。この記憶容量を実現するためには、光ディスク駆動装置を多数並べる並列化法と、前に述べたジュークボックス方式が考えられる。並列化法は駆動装置がN台必要なのに対し、ジュークボックス方式は駆動装置1台と、光ディスク選択装置の組合せでよいので、後者のほうが安価である。具体的には、ジュークボックス方式の導入により、装置コストまで含んだビット当りの記憶コストは、磁気ディスクより1桁以上低下する。一方、高いアクセス頻度におけるトラヒック特性からみると、ジュークボックス方式では光ディスクの選択と駆動装置への装着に10秒程度かかるため、トラヒック処理能力は低い。ここでは、大規模システム設計の目安として、並列化法あるいはジュークボックス方式のいずれか一方が有利となるアクセス頻度の範囲について検討する。

6.1 到着順序入替制御

N枚の光ディスクを扱えるジュークボックス方式の光ディスク検索装置では、論文当りの検索時間と入

力時間の和, すなわちサービス時間 h は次式で表せる. ただし, N 枚へのアクセスは均等であるとする.

$$h = t_0 + \frac{N-1}{N} \cdot t_m \quad (10)$$

t_m は, 光ディスクを駆動装置に装置するための時間である. t_0 は駆動装置に装着されている光ディスク上の論文の検索と入力データ転送のための時間で, 式(8)より約 8.8 sec である. たとえば, $N=10$ であれば $h \approx 18$ sec でトラヒック処理能力は低い. そこで, 光ディスクの駆動装置への装着回数をできるだけ減らして, トラヒック処理能力の向上を図る方法を考える. つまり, ジュークボックス内の光ディスク全体へのアクセス要求の待ち行列を Q としたとき, 以下のアルゴリズムによりアクセスを制御する.

(アルゴリズム)

(1) Q の先頭の要求がアクセス要求を出している原文書の格納されている光ディスクを装置して, アクセス, 入力する.

(2) Q の中に, 現在装着されている光ディスクに対する要求があれば, K 個までに限り, これを優先的にサービスする.

(3) (1)へ戻る.

このアルゴリズムに従えば, アクセス頻度が高く Q が長くなったときに, 光ディスクの装着回数が増大を抑えられるのでトラヒック処理能力が向上することが期待される. ただし, 装着されていない光ディスクに対するサービスが長時間待たされることを避けるために, 新たに装着されたディスクへの優先サービスは最大 $K+1$ 個としている.

上記のアルゴリズムを適用した場合の各アクセス要求に対する平均待ち時間 W をシミュレーションにより求めた. ただし, $N=10$ とし, ジュークボックス全体への検索要求到着率を λ (論文/min) としている. K をパラメータとしての W を図8に示した. この結果, 待ち行列が発散しない範囲では, K は十分大きくとるほうが全体としてのトラヒック処理能力は向上することがわかる.

6.2 光ディスクシステムの設計

システム全体への到着率 λ に対して, どのような光ディスクシステムを設計すべきかを検討する.

ジュークボックス方式の場合各 K に対しての λ の関数としての W のシミュレーション結果を図9に示す. ただし, 各光ディスクへのアクセスが均一の場合と, 2章で述べたアクセス率の偏りを考慮した場合

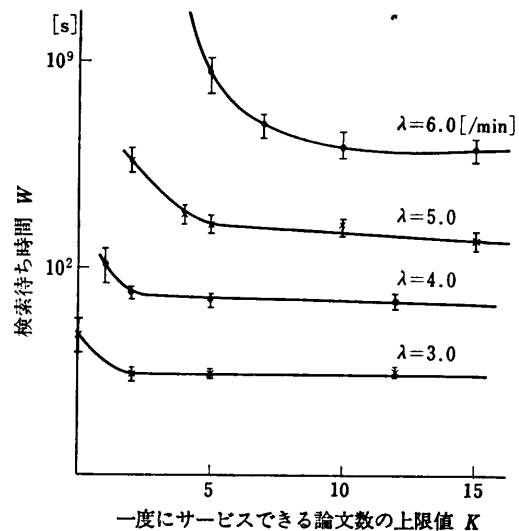


図8 並べ変えを行ったときの待ち時間のシミュレーション結果

Fig. 8 Simulation results of waiting time with re-sorting.

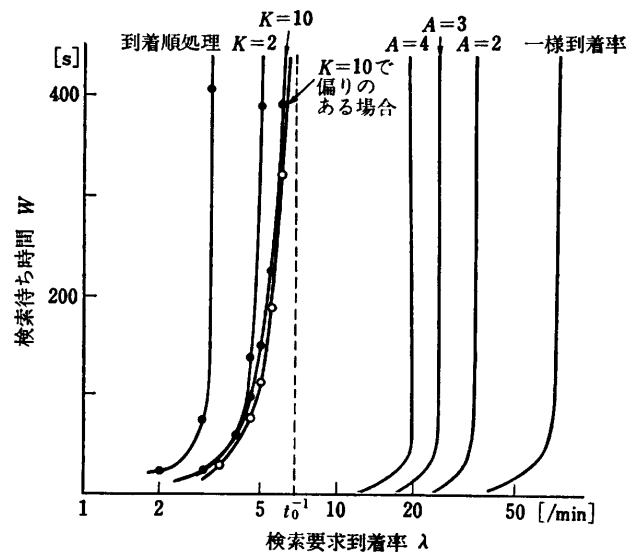


図9 ジュークボックス方式と並列化法の比較

Fig. 9 Waiting time comparison between juke-box system and parallel system.

の結果をあわせて示す. この結果, λ が小さいときは, 偏りがあるほうが W が短い. しかし, いずれの場合も, K を大きくしても $\lambda = 6.8$ (papers/min) $= t_0^{-1}$ 以上の到着率には耐えられない. これは, まったく光ディスクのかけ換えがない理想的な場合でも, 処理トラヒックの上限は, t_0^{-1} (papers/min) となることに一致している.

一方, 光ディスク駆動装置を接続装置に1対1に接続して並列化すればトラヒック処理能力は, 装置数に

比例して向上することは明白である。しかし、これはあくまでも各装置への到着率の均一化が前提である。2章で述べた偏りがあると、並列化の効果は減少するので、各光ディスクファイルに蓄積する論文を到着率の偏りが少なくなるように選ばなければならない。たとえば、式(6)を用いたとき、各装置を $M/G/1$ で近似した場合のアクセス当りの待ち時間の期待値 W は、ポラツェクヒンチンの式を用いれば、次式のように表せる。

$$W = \frac{\sum_{i=1}^N \lambda_i \cdot W_i}{\sum_{i=1}^N \lambda_i} \quad (11)$$

ただし、

$$W_i = \frac{a_i^2}{2\lambda_i(1-a_i)}, \quad a_i = \lambda_i \cdot t_0 \quad (12)$$

t_0 の分散は、0 と近似した、 $N=10$ の場合の $A=2, 3, 4$ に対する W_i の計算値を図9に示した。

以上の結果から、 λ に対する光ディスクシステム構成の選択法、各ファイルに蓄積する論文の選び方の指針が得られる。このような指針を実現するためにも、5章で述べた方法1のような柔軟なボリューム構成が望ましいといえる。

(現実のシステムに対する検討例)

前記の TOOL-IR においては、出力文献数は1日当たり 1,000~2,000 件である。1日の稼働を8時間とすれば、0.035~0.07 文献/sec のアクセス頻度である。ただし、この場合は、 10^6 文献が蓄積されている。一方、上記の検討における $N=10$ の場合では、 10^5 文献であり、アクセス頻度も1桁下がるので、ジュークボックス方式で十分である。現在の出力文献のすべての原文書アクセスが行われても、アクセス頻度が現在の10倍程度までは、ジュークボックス方式で十分対処できる。したがって、学術文献に関する原文書データベースに関していえば、ジュークボックス方式の光ディスクが可能となれば実用規模のシステムを容易に構築できると予想される。

7. む す び

ORDERS システムの実証実験は現在実施中であるが、図4に示した構成の光ディスクの試作および ORDERS システムへの組み込みが行われている。また、ファイルおよびボリュームフォーマットは5章で述べた Partitioned Sequential および方法1が採用された。DRAW 方式光ディスクは書換えができないので、計算機の外部記憶としての用途は限定されるで

あろう。しかし、本稿で述べたように、内容の固定された原文書データベースへの応用には有望である。ORDERS システムの開発を通じて、光ディスクのハードウェア、ソフトウェアの開発を行って、その実現性を確認するとともに、論文へのアクセスのモデル化によって、将来の大規模システムの設計に際しての目安がわかった。

今後の課題は、ORDERS システムにおいて種々の条件下で光ディスク使用実験を行い、より具体的なシステム設計の指針を得ること、より精密なアクセス要求のモデルの構築と解析などである。

謝辞 東京大学工学部・猪瀬博教授、斉藤忠夫助教授、浅野正一郎助教授、同大型計算機センター・安達淳助手等の本研究における共同研究グループの諸氏、ならびに(株)日立製作所の関係各位に感謝いたします。

本研究は、文部省科学研究費特定研究「オンライン・リモート・アクセス可能な原文書データベースの構成に関する研究」の補助を受けていることを記して、厚く感謝の意を表します。また、6章のシミュレーションを行ってくれた横浜国大工学部の本田晃君に深謝いたします。

参 考 文 献

- 1) 斉藤, 猪瀬: 原文書データベース ORDERS の構成, 第25回情報大全, 3M-6-9 (1980.10).
- 2) 猪瀬: 原文書データベースの開発について, 大学図書館研究, XX, pp.1-7 (1982).
- 3) 荒井, 伏木: 画像ファイルに使われ出した光ディスクメモリ, 日経エレクトロニクス, No.281, p.86 (1981).
- 4) Line, M. B.: The Half-Life of Periodical Literature Apparent and Real Obsolescence, J. Doc., Vol.26, No.1, pp.46-54 (1970).
- 5) 一松 信, 羽鳥浅子: 数学分野の情報検索(1), BIT, Vol.14, No.8, pp.76-82 (1982).
- 6) Line, M. B. and Sandison, A.: Progress in Documentation, J. Doc., Vol.30, No.3, pp.283-343 (1974).

付録 式(6)の導出

$t_{i-1} \sim t_i$ の間の入力 $P_G(t)$ が $P_D(t)$ の形の減衰をしたとき、時刻 T における参照頻度 $\lambda_i(T)$ は、 P_G と P_D のたたみ込み積分となり次式で与えられる。

$$\lambda_i(T) = \int_{t_{i-1}}^{t_i} P_D(T-t) \cdot P_G(t) dt \quad (A.1)$$

ゆえに、現在すなわち $T=0$ における参照頻度 λ_i

は $T=0$ とおけばよく、これが式(6)の前半である。
次に後半を導出する。式(6)に式(1)(2)を代入し整理すると、

$$\begin{aligned}\lambda_i &= \int_{t_{i-1}}^{t_i} C \cdot C' e^{(G+D)t} dt \\ &= \frac{C \cdot C'}{G+D} (e^{(G+D)t_i} - e^{(G+D)t_{i-1}}) \quad (\text{A.2})\end{aligned}$$

式(4)より $C' = G \cdot L$ となり、これと、式(5)の t_i を (A.2) に代入すると、

$$\lambda_i = \frac{C \cdot L \cdot G}{G+D} \left(e^{\frac{G+D}{G} \cdot \log \frac{i}{N}} - e^{\frac{G+D}{G} \cdot \log \frac{i-1}{N}} \right)$$

$$\begin{aligned}&= \frac{C \cdot L \cdot G}{G+D} \left(e^{\log \left(\frac{i}{N} \right)^{\frac{G+D}{G}}} - e^{\log \left(\frac{i-1}{N} \right)^{\frac{G+D}{G}}} \right) \\ &= \frac{C \cdot L \cdot G}{G+D} \cdot \frac{i^{\frac{G+D}{G}} - (i-1)^{\frac{G+D}{G}}}{N^{\frac{G+D}{G}}}\end{aligned} \quad (\text{A.3})$$

ここで、 $\frac{G+D}{G} = A$ とおくと、式(6)の後半が得られる。

(昭和58年2月25日受付)

(昭和58年7月19日採録)