

ディスクキャッシュの効果に関する一考察†

小畑 征二郎^{††} 松 沢 茂^{††} 宮 崎 正 俊^{††}
 神 山 典^{†††} 表 俊 夫^{†††}

計算機システムにおいて、ディスク装置は非常に重要なものにもかかわらず、そのアクセス時間は主記憶装置のアクセス時間に比較すると非常に長い。このギャップをうめる一つの方法としてディスクキャッシュを使う方法がある。我々は、東北大学大型計算機センターで稼動している ACOS システム 1000 のディスクキャッシュ・システムを対象として、プログラムの入出力時間から見たディスクキャッシュの効果について、実験による計測と理論的な観点から評価を試みた。その結果ヒット率と入出力時間の関係、ディスクキャッシュ・サイズとヒット率の関係、アクセス方式の異なるファイルに対するディスクキャッシュの効果の違い、多重処理におけるディスクキャッシュの効果の傾向などが明確になった。このことは、他の計算機システムのディスクキャッシュの設計と運用に対しても貴重な情報を提供するものと思われる。

1. はじめに

磁気ディスク装置（以下、ディスクという）は、計算機システムの補助記憶装置として極めて重要なものにもかかわらず、そのアクセス時間は主記憶装置のアクセス時間や演算装置の処理時間に比べて 10^5 倍以上長い。このことは計算機システムの処理能力向上を妨げる一つの要因となっている。ディスクキャッシュ・システムは、このような問題を解決するために考案されたもので、ディスクと主記憶装置間に高速なバッファ・メモリを設け、ディスクに対するアクセス時間を短縮するための技術である。

そのディスクキャッシュ・システムの方式を大別すると、ディスクキャッシュをチャンネルに接続されたディスク制御装置側におく方式とチャンネルを介さずに中央処理装置側におく方式がある。IBM, UNIVAC, 富士通, 日立など大方の計算機メーカーでは前者の方式を採用し^{4),8)}、その性能評価も種々試みられている。一方、唯一日本電気の ACOS システムの ACOS-6 系のみが ACOS-6 ディスクキャッシュ・システム^{5)-7),9)}（以下、DCS という）として後者の方式を採用している。これに関しては実動システムによる性能評価はまだなされていない。そこで我々は、東北大学大型計算機センターで稼動している ACOS システム 1000 を対象として、

(1) 入出力方式の違いと DCS の効果の関係

- (2) 入出力レコード・サイズと入出力時間の関係
- (3) ディスクキャッシュのヒット率と入出力時間の関係
- (4) ディスクキャッシュ・サイズと入出力時間の関係
- (5) ディスク装置とディスクキャッシュ間のデータ転送サイズとヒット率の関係
- (6) ディスク入出力ジョブの多重度とディスクキャッシュのヒット率の関係

などを重点的に分析することにより、DCS の性能評価を試みた。

以上のような分析を行うためには、ヒット率、入出力時間などがジョブ単位や入出力単位ごとに明確である必要がある。ところが、システム運用中では利用者ジョブの増減によってディスク装置や DCS に対する負荷の状態が変化するために正確で再現性のあるデータが採取できない。また、(4), (5) の分析では DCS の構成変更が必要であるが、運用中ではその変更が不可能である。このため、データの収集は計測用に作成したジョブを実行することにより行われた¹⁾⁻³⁾。

本稿では、DCS の概要、計測システムの構成と計測方法、理論値と実測値による DCS の効果に関する考察などについて述べる。

2. ACOS-6 ディスクキャッシュ・システムの概要

2.1 DCS の構成と管理

DCS では、ディスクキャッシュ・メモリを図 1 に示すように中央の装置側に置いている。したがって、実際の主記憶とキャッシュ間のデータの転送にチャネ

† A Consideration on the Effect of Disk Cache by SEIJIRO OBATA, SIGERU MATSUZAWA, MASATOSHI MIYAZAKI (Tohoku University Computer Center), NORIO KAMIYAMA and TOSIO OMOTE (Nippon Electric Corporation).

†† 東北大学大型計算機センター

††† 日本電気(株)

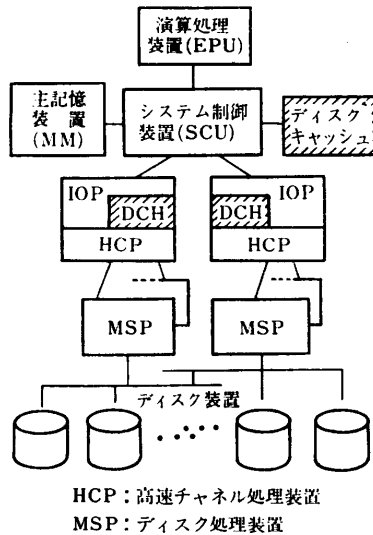


図1 ACOS-6 ディスクキャッシュ・システム
Fig. 1 ACOS-6 disk cache system.

ルを介さないため、その転送速度は 4.0MB/秒と高速である。また、システムに接続されているディスクはすべて平等にキャッシュを使用することができる。この DCS の制御は入出力処理装置（以下、IOP という）上のソフトウェアであるディスクキャッシュ・ハンドラ（以下、DCH という）が行っている。つまり、ディスクに対する入出力要求は、すべて IOP に対して出されるが、それに対して DCH は入出力要求ごとにキャッシュを使用するかどうかを判断し、キャッシュを使用している場合には、ファイルの種別やアクセス特性に応じてデータの転送を制御する。また、DCH はキャッシュの使用回数、入出力対象レコードがキャッシュ上にある割合（以下、ヒット率という）などの統計情報の収集も行っている。

キャッシュは、図2に示すようにブロックに分割されている。このブロックはキャッシュを管理するときの最小単位で、かつキャッシュとディスク装置間のデータの転送単位である。ブロックは、システム的环境に応じて、4KB、8KB または 16KB のいずれの大きさにも設定できる。なお、キャッシュの容量は最大 64MB まで可能である。また、ディスクキャッシュ・ディレクトリは、ブロックを管理するためのもので、これには各ブロックに含まれるレコードのディスク上のアドレス（ディスク装置番号とセクタ・アドレスなど）に関する情報が記録されている。DCH は、これを参照することによって入出力レコードがキャッシュ上にあるかどうかを判断する。なお、ブロックの置換アルゴリズムは LRU (Least Recently Used) 方

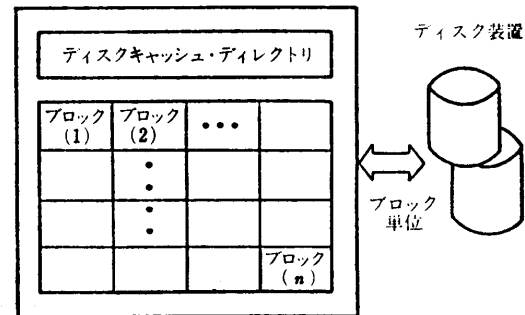


図2 ディスクキャッシュの構造
Fig. 2 Structure of disk cache memory.

式で、一番昔に参照されたブロックの内容を新しいものと置き換える。

2.2 DCS の動作モード

DCS の動作モードには、次の四つのモードがある。

- (1) 基本モード
- (2) シーケンシャル・ファイル・モード
- (3) 一時ファイル・モード
- (4) 高速ファイル・モード

(1)の基本モードとは、主にランダム・アクセス・ファイル（以下、ランダム・ファイルという）の入出力に適用されるもので、入力の場合には、対象となるレコードがキャッシュ上があれば、そのレコードはキャッシュより読み出される。要求のレコードがキャッシュ上にない場合には、まず、ディスクから目的のレコードを含むブロックがキャッシュに転送され、次に要求のレコードがキャッシュから読み出される。出力の場合には、書き出すレコードがキャッシュ上であれば、そのレコードはキャッシュとディスク装置の両方に出力されるが、キャッシュ上にないときはディスク装置にのみ出力される。

(2)のシーケンシャル・ファイル・モードは、基本モードに対して、次に述べることを追加したものである。シーケンシャル・ファイルは、先頭のレコードから順番にアクセスされるので、ヒットしなかった場合には、要求されたレコードの3倍のデータを含むブロック群をディスクから読み出しキャッシュに書き込む。また、一度アクセスされたものは二度とアクセスされることはないので、ブロックの最後のレコードがアクセスされるとそのブロックを直ちに解放する。

(3)の一時ファイル・モードは、一時ファイルの入出力に適用されるもので、基本モードとの違いは、出力時に対象となるレコードがキャッシュ上にない場合でも、キャッシュにも書き込むことである。

(4)の高速ファイル・モードは、必ずしもディスクに保存する必要のない一時ファイルのアクセスに適用され、キャッシュだけを使ってあたかもディスクを使っているかのごとく、ファイルの入出力を行うものである。

3. 計測システムの構成とその計測方法

3.1 計測システムの構成

サービス用のシステムの構成は、中央処理装置 2 台、主記憶装置 56 MB、ディスク装置 18.5 GB、IOP 2 台、ディスクキャッシュ・メモリ 8MB などからなるが、計測システムのディスク装置は運用に使用しているものが利用者のプログラムやデータが入っているので使えないため、ディスク・パックの交換可能な容量 200 MB の装置 8 台のみを使用することにした。そのディスク装置の使い方としては、システム・プログラム・ファイル、システム・インプット・ファイルおよびシステム・アウトプット・ファイルを全装置に均等に割り当てるようにし、各装置とも残りの部分はすべてジョブの使用可能領域とした。その大きさは全体で約 1,298 MB である。また、ディスクの SEEK 時間は平均 30 ms、回転待ち時間は平均 8.3 ms、主記憶装置との転送速度は 0.8 MB/秒である。

3.2 計測用ジョブ

運用中における DCS は、コンパイラが使用する入出力ファイル、リンケージローダの入出力ファイル、利用者ジョブが使用するすべてのシーケンシャルならびにランダム・ファイルの入出力などに適用されている。それらの入出力方式は、基本的にはシーケンシャル・ファイルの入出力とランダム・ファイルの入出力である。したがって、計測のためのジョブとしては、シーケンシャル・ファイルの入出力時間を測定するものとランダム・ファイルの入出力時間を測定するものの 2 種類とし、いずれも FORTRAN で作成した。

計測用ジョブの入出力時間を測定する部分の流れ図を示すと図 3 のようになる。1 回の入出力時間は、DO の制御も含んだ時間 ($T_2 - T_1$) を DO ループ数 n で割って求めている。ランダム・ファイルの測定では、入出力レコードのアドレスは、あらかじめ乱数を使って求め配列に入れて置き、測定部分の READ 文または WRITE 文で順番に使っている。また、使用するランダム・ファイルの大きさは、次節で示すキャッシュ・サイズとの関係で 384 KB (300 LLINK) としてある。この大きさであると、ファイルがキャッシ

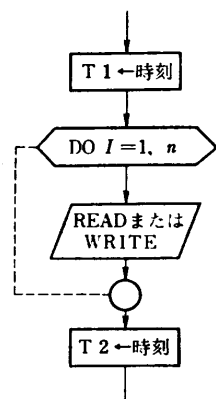


図 3 入出力時間の測定の流れ図

Fig. 3 Flowchart of measuring input/output time.

表 1 計測のためのシステム・タイプ

Table 1 Types of measuring system.

ブロックサイズ キャッシュサイズ	4 KB	8 KB	16 KB	OFF
128 KB	○	*	*	×
256 KB	○	○	*	×
512 KB	○	○	○	×
8 MB	×	×	○	○

*: システム的に構成不可, ○: 計測, ×: 未計測

ュより大きい場合と小さい場合の両方の計測を行うことができる。

3.3 計測の種類

計測の種類を大別すると、次のようになる。

- (1) キャッシュ・サイズとブロック・サイズを変化させたときの入出力時間に与える影響を調べるもの。
- (2) ディスク入出力ジョブの実行多重度と入出力時間の関係を調べるもの。

(1)の計測におけるキャッシュ・サイズとブロック・サイズの組み合わせを示すと表 1 のとおりである。実際の計測は、○印のついている 8 構成について行った。キャッシュの最小サイズを 128 KB としたのは、キャッシュの最小構成が 128 KB に制限されているためである。キャッシュが 8MB でブロック・サイズが 16 KB のものは、通常の運用時における構成である。また、表中ブロック・サイズの項目が OFF とあるのは、キャッシュを使用しないものである。計測用ジョブは各構成ともシングル・ジョブ・ストリームで実行し、各構成ごとにディスクキャッシュのヒット率などの統計情報を収集した。

(2)の計測では、キャッシュ・サイズとブロック・サイズは固定にし、多重度を変えて計測用のジョブを

流した。キャッシュのヒット率などの統計情報は、多重度ごとに収集した。この計測は、キャッシュを使わない場合とキャッシュを使いそのサイズを 128 KB, 256 KB, 512 KB, 1024 KB とした場合で行った。ブロック・サイズはいずれの場合も 4 KB である。

4. ディスクキャッシュの効果に関する考察

4.1 入出力のためのオーバヘッド時間

論理レコード・サイズと入出力時間の関係は、入出力方法を分析することによって論理的にある程度解明できるが、入出力時間の一要素であるソフトウェアの処理時間はシステム的环境によって異なり一意に決定することはできない。本節では先ず、論理的な考察と実測値より、入出力に最低限必要な CPU 時間 (α) (以下、基本オーバヘッド時間という) と DCS を制御するために必要な CPU 時間 (β) (以下、DCS オーバヘッド時間という) を求める。

ACOS-6 における FORTRAN プログラムのディスク・ファイルへの入出力では、実際のディスク・ファイルへの入出力は、プログラム側からの入出力レコード (以下、論理レコードという) のサイズが 320 W に満たない場合には 320 W で行われ、論理レコード・サイズが 320 W より大きい場合には、320 W 単位の入出力がその論理レコードを含む回数だけ行われる。

実際の入出力単位である 320 W を単位入出力レコードと呼び s (単位: word), その入出力時間を単位入出力時間と呼び t (単位: ms) および論理レコード・サイズを r (単位: word) とすると、サイズ r の論理レコードの入出力時間 T (単位: ms) は

$$T = \left(\left\lceil \frac{r-1}{s} \right\rceil + 1 \right) t \quad (1)$$

と表すことができる。[] はガウスの記号である。また、ディスクキャッシュを使用しない場合の単位入出力時間 t は

$$\begin{aligned} t &= \text{シーク時間} + \text{回転待ち時間} + \text{転送時間} \\ &\quad + \text{基本オーバヘッド時間} \\ &= \begin{cases} 0 \\ \text{または} \end{cases} + \{0 \sim 16.8\} + 1.6 + \alpha \quad (2) \\ &\quad \{10 \sim 55\} \end{aligned}$$

となる。

ところが、計測に使用するファイルの大きさは 384 KB なので、その割り当ては 1.8 シリンダにしかまた

* シーケンシャル・ファイルの場合には、320 W に複数の論理レコードがブロックされることもある。

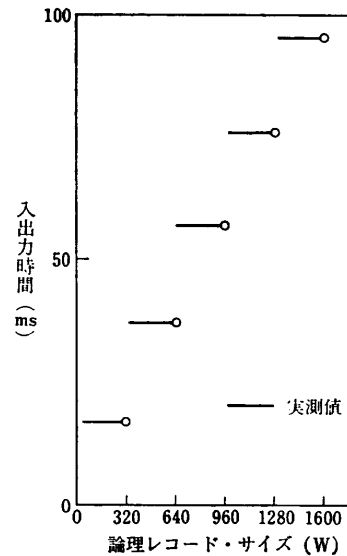


図 4 論理レコード・サイズと入出力時間

Fig. 4 The relation between logical record size and input time.

がらない。したがって、シングル・ジョブ・ストリームで入出力を行った場合、シーク時間が 0 である確率は、 $1/1.8$ である。また、シークがある場合でもそのシーク時間は 10.1 ms であるから平均シーク時間は $10.1 \times (1 - 1/1.8) \approx 4.5$ ms

である。また、平均回転待ち時間は 8.3 ms である。したがって、キャッシュを使わない場合の論理レコード・サイズ r の入出力時間 T は

$$T = \left(\left\lceil \frac{r-1}{320} \right\rceil + 1 \right) \times (14.4 + \alpha) \quad (3)$$

となる。

一方、実測により求めたディスクキャッシュを使わない場合の論理レコード・サイズと入出力時間の関係を示すと図 4 のようになる。これによると、単位入出力時間は約 18.9 ms である。したがって、ディスクキャッシュを使用しない場合の入出力における基本オーバヘッド時間 (α) は、約 4.5 ms であることがわかる。

入出力の対象となる論理レコードがキャッシュ上にあることをヒットするというにすると、ヒットしたときの入出力時間 T_h (単位: ms) は

$$T_h = \left(\left\lceil \frac{r-1}{320} \right\rceil + 1 \right) \times (t_h + \beta) \quad (4)$$

である。 t_h は単位入出力レコードのキャッシュと主記憶間の転送時間であり、約 0.32 ms である。また、 β は DCS オーバヘッド時間である。いま、ヒット率 h のときの改善率 C を

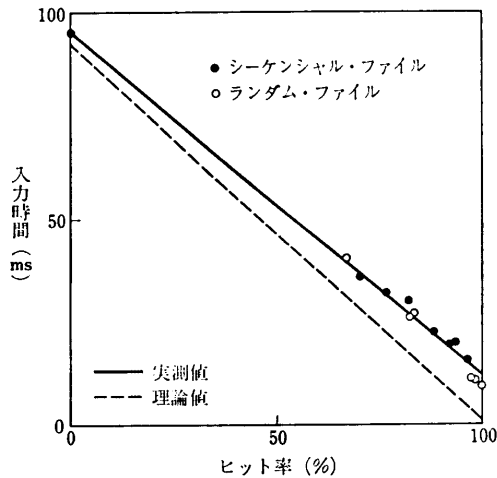


図5 ヒット率と入力時間
(論理レコード・サイズ=1282 W)

Fig. 5 The relation between hit ratio and input time.

$$C = T_h \cdot h / T \quad (5)$$

とおくと、式(5)は $C = h(t_h + \beta) / t$ となるが、 t, t_h および β は定数なので、改善率はヒット率にのみ左右されることがわかる。出力ではヒットした場合もディスクに書き出すので出力時間は短縮されない。したがって、以降は入力に関してのみ考察する。

ヒット率 h のときの単位入力時間を t_l (単位: ms) とすると t_l は $18.9 \cdot (1-h) + (0.32 + \beta) \cdot h$ となる。したがって、論理レコード・サイズ r で、ヒット率 h のときの入力時間 T_l (単位: ms) は

$$T_l = \left(\left[\frac{r-1}{320} \right] + 1 \right) \times (18.9 - 18.58h + \beta \cdot h) \quad (6)$$

となる。

図5は、レコード・サイズを 1282 W とした場合のヒット率と入力時間の関係を示したものである。実線は実測値で、点線は β を 0 と仮定した場合の理論値である。これより、DCS オーバヘッド時間 (β) は約 2.2 ms であることがわかる。したがって、ヒット率 h の場合の入力時間 T_l は

$$T_l = \left(\left[\frac{r-1}{320} \right] + 1 \right) \times (18.9 - 16.38h) \quad (7)$$

となる。また、図5からはヒット率を 80% に仮定すると改善率は約 1/3 になることもわかる。

4.2 キャッシュ・サイズと入力時間

ヒット率はキャッシュ・サイズやブロック・サイズの影響をうける。ところが、シーケンシャル・ファイルでは、レコードは順々にアクセスされるので、キャッシュの 1 ブロックに含まれる単位レコード数によ

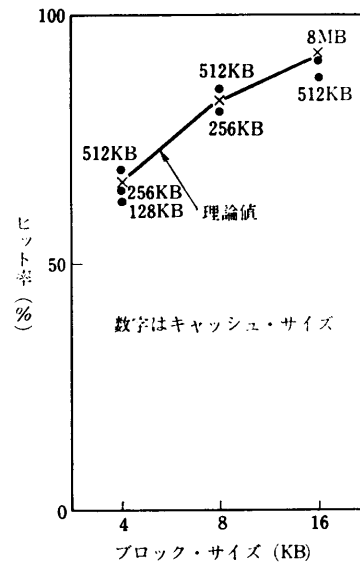


図6 ブロック・サイズとヒット率
(論理レコード・サイズ=1282 W)

Fig. 6 The relation between block size and hit ratio.

てヒット率は決定する。たとえば、ブロック・サイズを 4 KB とすると、1 ブロックに単位レコードが三つ入るのでヒット率は 66.6%、8 KB では 83.3%、16 KB では 91.6% となる。

図6はシーケンシャル・ファイルの論理レコード・サイズを 1282 W とした場合のブロックサイズとヒット率の関係を示したものである。点はキャッシュ・サイズごとの実測値であり、実線は理論値である。これによると、実測値と理論値はほぼ一致することがわかるが、実測ではキャッシュ・サイズの大きい方が、小さい方より若干ヒット率がよくなっている。これはシーケンシャル・ファイルの計測の際に同じジョブを何度か流したのでその影響がたものと思われる。

つぎに、ランダム・ファイルの論理レコード・サイズが 1282 W の場合の入力について考察するが、この場合プログラムからの 1 入力命令で 5 単位レコードが入力される。したがって、キャッシュ・サイズ 128 KB でブロックサイズが 4 KB の場合には、4 KB に 3 単位レコードが入るから、1 論理レコードの入力でキャッシュの 2 ブロックにわたって五つの単位レコードがサーチの対象となる。つまり、1 番目のブロックと 2 番目のブロックの最初の単位レコードのみがヒットまたはミスヒット (キャッシュ上にない) を起こし、それ以外は 100% ヒットすることになる。また、キャッシュ・サイズは、使用しているファイル・サイズ

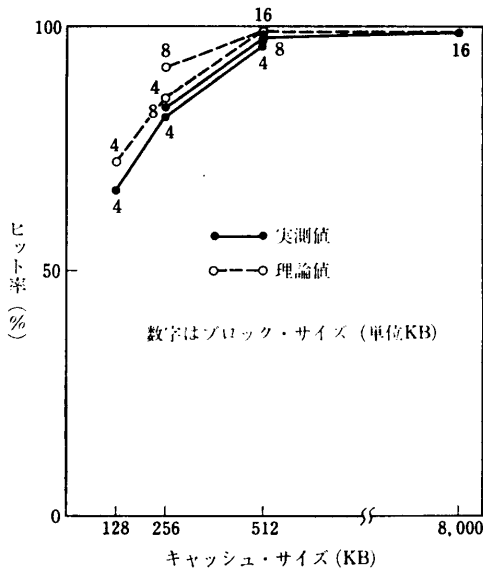


図7 キャッシュ・サイズとヒット率
(論理レコード・サイズ=1282 W)

Fig. 7 The relation between cache size and hit ratio.

の1/3の大きさなので、定常状態での論理レコード(1282 W)のヒット率は $(1/3 \times 2/5 + 3/5)$ となる。しかし、使用しているファイルには論理レコードが75個入るので、たとえば1000回の入力を行うとすると定常状態の確率1/3で動作するのは全体の925/1000である。したがって、キャッシュ・サイズ128 KB、ブロック・サイズ4 KBの場合に1000回入力を行ったときのヒット率は $(1/3 \times 2/5 \times 925/1000 + 3/5)$ となる。キャッシュ・サイズが256 KBでブロック・サイズが4 KBの場合のヒット率は $(2/3 \times 2/5 \times 925/1000 + 3/5)$ である。

図7は、以上のようにして求めたヒット率と実測によるヒット率をキャッシュ・サイズおよびブロック・サイズごとに示したものである。横軸がキャッシュ・サイズで、図中の数字はブロック・サイズである。また、実線が実測値で、点線が理論値である。これによるとシーケンシャル・ファイルの場合とは異なり、ヒット率に対するブロック・サイズの影響は小さく、キャッシュ・サイズの影響が大きいことがわかる。

また、キャッシュ・サイズが小さいところで、特に実測値の方が理論値よりヒット率が小さいのは、計測ジョブの入出力アドレスのランダム化の問題などを含む計測誤差によるものと思われる。

図8は、キャッシュ・サイズと入力時間の関係をキャッシュ・サイズおよびブロック・サイズごとに示し

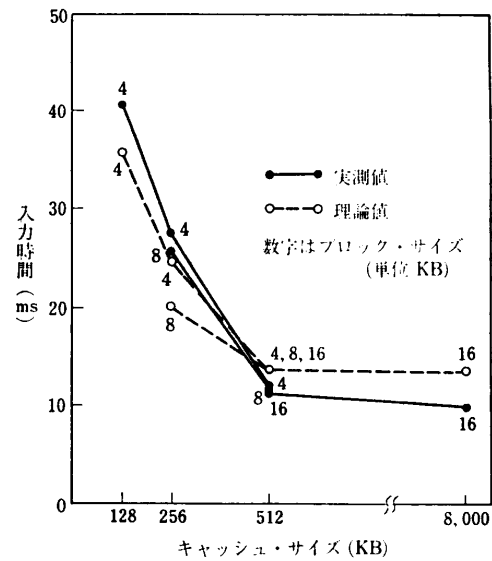


図8 キャッシュ・サイズと入力時間
(論理レコード・サイズ=1282 W)

Fig. 8 The relation between cache size and input time.

たものである。図中の数字がブロック・サイズを示し、実線が実測値で、点線が理論値である。これによると、入力時間の実測値はキャッシュ・サイズの小さいところでは理論値より大きく、キャッシュ・サイズの大きいところでは逆に小さくなっている。このことは、実動におけるDCSの効果が論理的に考えられるものよりも大きいことを示している。

4.3 ジョブの多重度とヒット率

本節では、ファイルの入力を行うジョブの多重度とヒット率の関係を考察するが、実測では目的の多重度を連続して実現することができないので平均的な多重度におけるヒット率しか得られない。したがって、理論値との正確な比較は不可能である。以上のような理由で多重度とヒット率の関係の考察においては、シミュレーションも試み三者による比較を行った。

図9は、計測用ジョブを多重で処理したときの多重度とヒット率の関係を示したものである。点線は理論値、鎖線はシミュレーション結果および実線は実測値である。ただし、いずれの場合もブロックサイズは4 KB、論理レコード・サイズは320 Wである。また、理論値の計算はつぎのようにしている。たとえば、キャッシュ・サイズが128 KBで転送ブロックサイズが4 KBとすると、ファイルのサイズが384 KBなので定常状態におけるヒット率は1/3である。また、1ブロックには論理レコードが3個入るので、キャッシュ

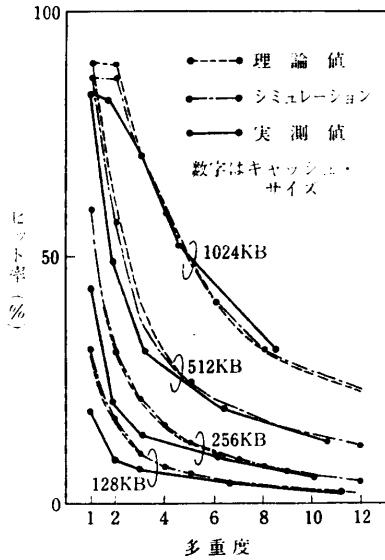


図 9 多重度とヒット率
(論理レコード・サイズ=320W)
(ブロック・サイズ=4KB)

Fig. 9 The relation between active jobs and hit ratio.

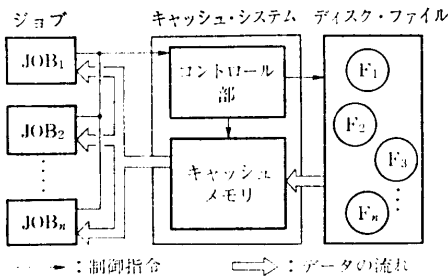


図 10 ディスクキャッシュ制御モデル

Fig. 10 A control model of disk cache system.

が論理レコードで満たされた定常状態になるためには 33.3 回の入力要求が必要である。したがって、1000 回の入力を行った場合のヒット率は、 $(1/3 \times (1000 - 33.3) / 1000)$ となる。以下同様にして他の場合も求めることができる。

シミュレーションは図 10 に示すようなモデルで行った。ジョブからの入力命令はコントロール部に入る。コントロール部では、要求のレコードがキャッシュ上にあるかどうかを調べ、ある場合にはヒット回数を 1 増やす。要求のレコードがキャッシュ上にない場合には、キャッシュがフルかどうかを調べ、フルのときは LRU の制御のもとにブロックを置換し要求のレコードを含むブロックをキ

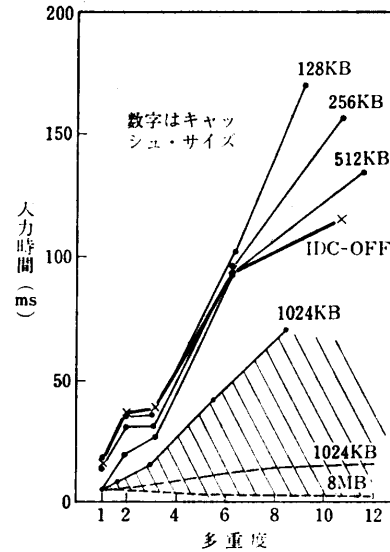


図 11 多重度と入力時間
(論理レコード・サイズ=320W)
(ブロック・サイズ=4KB)

Fig. 11 The relation between active jobs and input time.

ャッシュに転送する。ジョブ (JOB_i) とファイル (F_i) は、1 対 1 に対応し、入力レコードのアドレッシングは、各ジョブとも対応するファイル内でランダムに行っている。図 9 によると、理論値とシミュレーション結果はほぼ一致しているが、実測値は全体的に多重度 3 以下では理論値やシミュレーション結果より低く、多重度が上ると理論値に近くなることがわかる。これは、計測用ジョブの入力レコードのアドレッシングの特性などが影響しているためと思われるが、現時点では明確ではない。

図 11 は、計測用ジョブだけを多重で流したときの、つまり、ファイルの入力 (各ジョブともレコード・サイズは 320w) しか行わないジョブを多重で流したときの各ジョブの 1 入力時間を多重度ごとに示したものである。ただし、いずれの場合もブロック・サイズは 4KB である。実太線がキャッシュを使わないときのもので、実線がそれぞれキャッシュを使ったときのものである。グラフの中の数字はキャッシュ・サイズである。これによるとキャッシュ・サイズが 128KB の場合には、キャッシュを使うと逆効果となり、キャッシュ・サイズが 256KB と 512KB の場合には、6 多重ぐらいまではキャッシュを使う方が使わない方より若干よいが、それを越えると急に悪くなることがわかる。また、キャッシュ・サイズが 1024KB の場合には、9 多重度まで計測したが、いずれもキャッシュを

使わない場合の約 1/2 の時間で入力を終了している。この計測における負荷は、ブロック・サイズに関しても、計測ジョブそのものに関しても、その流し方に関しても、システムにとって最も厳しい状態である。つまり、通常の運用ではほとんど有り得ない負荷のかけ方である。それにもかかわらずキャッシュ・サイズ 1024 KB の場合には、非常によい結果が得られた。

図 11 の点線は、キャッシュ・サイズが 1024 KB でブロック・サイズが 4 KB の場合とキャッシュ・サイズが 8 MB でブロック・サイズが 16 KB の場合の入力時間の理論値を示したものである。実際の運用ではキャッシュ・サイズを 8 MB, ブロック・サイズを 16 KB とし、IOP も 2 台使っているので、入力時間はキャッシュ・サイズが 1024 KB の場合の実測値よりは小さく、キャッシュ・サイズが 8 MB の理論値より大きいはずである。つまり、運用中に計測用ジョブを流したとすると、その入力時間は図 11 の斜線の部分の下の方に入るものと予想される。

5. おわりに

本稿では、ディスクキャッシュの基本的動作を入出力プログラム側から解析し、実験計測と理論的観点からその評価を試みた。その結果、(1) ACOS-6 における FORTRAN プログラムの入出力では、ディスクに対する入出力時間は、通常、論理レコード・サイズ 320 W を境として増減する。(2) キャッシュを使用した場合の改善率はヒット率にのみ依存する。そして、そのヒット率は、シーケンシャル・ファイルの場合には、ブロック・サイズに依存し、ランダム・ファイルの場合には、キャッシュ・サイズに依存する。つまり、シーケンシャル・ファイルの入力時間はブロック・サイズが大きいほど短縮され、ランダム・ファイルの入力時間はキャッシュ・サイズが大きいほど短縮される。(3) ジョブを多重で処理する場合は、キャッシュは少なくとも 1024 KB 以上でなければならない、などが明確になった。

実際の運用では、キャッシュ・サイズを 8 MB とし、ブロック・サイズはシステムで取り得る最大値の 16 KB に設定してある。したがって、各ジョブの入力に対してはかなりの効果が得られているものと予想さ

れる。しかし、運用におけるシステムのスループットやターンアラウンド・タイムにはシステムの他の要素、つまり、主記憶容量、チャネルの能力、ディスク処理装置の能力、IOP の数および実行ジョブの性質など複雑に影響し合っているものと思われる。今後は、これらの関係を定量的に把握して、それらとディスク・キャッシュの関係、スループットやターンアラウンド・タイムに対する影響などについて考察する予定である。

謝辞 最後に、計測システムの作成および計測にご協力いただいた日本電気株式会社の高橋壮幸氏に深謝する。

参 考 文 献

- 1) 松沢, 小畑, 宮崎, 三田, 今井, 表: ディスクキャッシュの効果に関する一考察, 情報処理学会第 25 回全国大会論文集, p. 133 (1982).
- 2) 小畑, 松沢, 宮崎, 三田, 今井, 表: ディスクキャッシュの効果に関する一考察(その 2), 情報処理学会第 26 回全国大会論文集, p. 175 (1983).
- 3) 小畑, 松沢, 宮崎, 今井, 表, 神山: ディスクキャッシュの効果に関する一考察(その 3), 情報処理学会第 27 回全国大会論文集, p. 187 (1983).
- 4) 平野正信: アクセス・ギャップを埋めるディスク・キャッシュの機能を見る, 日経コンピュータ, 1982 年 3 月 22 日号, pp. 71-85 (1982).
- 5) 猪苗代, 徳永, 平井, 山本, 石橋: 統合ディスクキャッシュシステム, 日本電気技報, No. 133, pp. 45-50 (1980).
- 6) 日本電気 マニュアル: ディスクキャッシュシステム概説書.
- 7) 菅 隆志, 上田尚純, 田中千代治: ディスクキャッシュ装置のシミュレーションによる効果測定, 情報処理学会論文誌, Vol. 22, No. 1, pp. 22-28 (1981).
- 8) 宮地泰造, 三石彰純, 溝口徹夫: 階層型ディスクキャッシュ・サブシステムの方式と性能評価, 情報処理学会, 計算機システムの制御と評価研究会論文誌, 16-1, pp. 11-20 (1982.6.11).
- 9) Tokunaga, T., Hirai, Y. and Yamamoto, S.: Integrated Disk Cache System with File Adaptive Control, Proc. IEEE COMPCOM Fall 80, pp. 412-416 (1980).

(昭和 59 年 5 月 25 日受付)

(昭和 60 年 4 月 25 日採録)