

浮動アドレス型光ディスクライブラリ装置の 最適ブロックサイズの近似計算について

日大生産工(院) ○張 寧波
日大生産工 黒岩 孝
日大生産工 松原 三人
NTTアイティ 水上 誠

1. はじめに

最近、数百TB級の記憶容量を提供できる光ディスクライブラリ装置が開発されている^[1]が、ディスク媒体の数が多い場合には、アクセスに膨大な時間を必要とする。著者らは、光ディスクライブラリ装置のアクセス性能を向上するため、ディスク媒体をいくつかのグループに分けて格納し、グループ間で大まかな並び替えを行う、浮動アドレス型媒体管理方式を提案した^[2]。この場合、アクセス性能の評価には、ハンドの総平均移動距離を用いる。その総平均移動距離はグループ数やブロックサイズなどにより、変わることを既に明らかにしている^[3]、^[4]。ここでは、その最小値を求める際に必要となる最適なブロックサイズを、精度良く求める手法について検討を行う。

2. 光ディスクライブラリ装置の構成

図1に、本研究で用いる光ディスクライブラリ装置の概略図を示す。本装置はディスク媒体を収納する倉庫部、再生を行うドライブ部、ディスク媒体の搬送を行うハンド部から構成されている。ここでは、グループの総数を N とし、 N 番目のグループ名を G_N とする。ドライブ部に最も近いグループから $G_1, G_2, G_3, \dots, G_N$ とする。また、グループ G_n

からドライブ部に向かって、 y ($y=1, 2, \dots$) だけ前のグループを G_{n-y} とする。倉庫部の各グループにはそれぞれディスク1枚分の空きエリア(図中の斜線部分)が設けてある。ドライブ部はディスク媒体を一時的に格納しておくノンアクティブドライブと再生を行うアクティブドライブから成る。またドライブ間の距離は0とし、ドライブ部から倉庫部への最大アクセス距離を L とする。尚、同図中の細い線はハンドのみの動きを表し、太い線はディスクを把持したハンドの動きを表す。

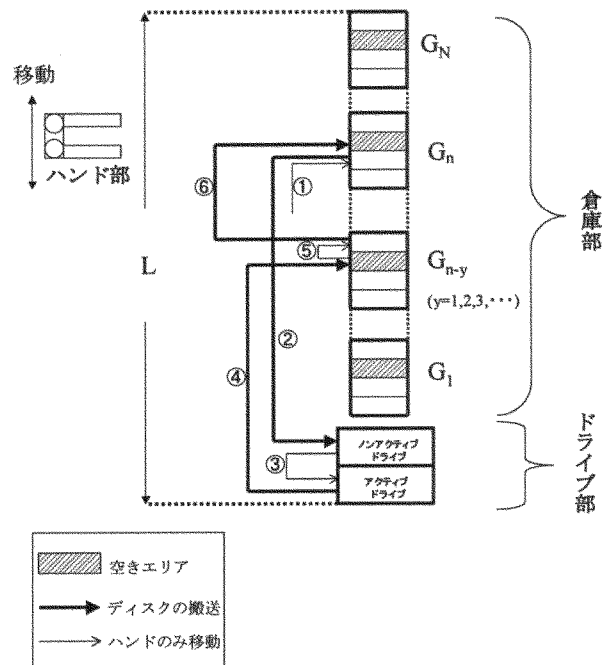


図1 光ディスクライブラリ装置の概略図

On the approximation of the optimum block size in optical disk library

Ningbo ZHANG, Takashi KUROIWA, Mitsuhiro MATSUBARA and Makoto MIZUKAMI

3. 並び替えアルゴリズム

ここでは、本研究で用いている並び替えアルゴリズムを以下に示す。

- ① ハンド部を任意の待機位置から所望のディスク媒体まで移動する。
- ② 所望のディスク媒体を把持してノンアクティブドライブまで搬送し、格納する。
- ③ ハンド部をノンアクティブドライブからアクティブドライブへ移動する。
- ④ 再生の終了したディスク媒体は、所望のディスク媒体が格納されていたグループ G_n から y だけ前のグループ G_{n-y} の空きエリアに搬送し格納する。
- ⑤ ハンド部を、グループ G_{n-y} の中で最もアクセス頻度の低いディスク媒体が格納されているところまで移動する。
- ⑥ そのディスク媒体を所望のディスク媒体が格納されていたグループ G_n 内の空きエリアに搬送し、格納する。

ただし、 $n \leq y$ の場合は再び G_n に戻す。一方、 $n \geq y$ の場合の並び替えについて以下に示す。

上述の①～④までを本アクセスと呼び、⑤、⑥を並び替えアクセスと呼ぶ。また、並び替え終了後、ハンド部は次のディスク媒体をアクセスするまで、そのままの位置で待機する。

4. 解析法

本研究では、装置のアクセス性能をハンド部の総平均移動距離で評価する。全ディスク媒体のアクセス頻度は、次式の幾何分布に従うとする。

$$A_i = \begin{cases} \sum_{m=1}^{n_i} P(1-P)^{m-1} & (i=1) \\ \sum_{m=\varphi(i-1)}^{\varphi(i)} P(1-P)^{m-1} \left(\varphi(i) \equiv \sum_{v=1}^i n_v, i=2,3,4,\dots,N \right) & \dots\dots\dots (1) \end{cases}$$

ただし P は母数で、 $0 \leq P \leq 1$ なる値である。また、各グループのアクセス頻度を $A_i (i=1,2,3,\dots,N)$ とする。 $n_i (i=1,2,3,\dots,N)$ は各グループ $G_i (i=1,2,3,\dots,N)$ におけるブロックサイズを表す。ここで本アクセス時のハンドの平均移動距離 X_m は次式となる^[4]。

$$X_m = \frac{L}{M} \sum_{s=2}^N \left[\sum_{t=s}^N \left\{ \sum_{k=1}^{n_{s-1}} \frac{A_{s-1} A_t}{n_{s-1}} \left(\sum_{v=s-1}^t n_v - k \right) \right\} \right] \\ + \frac{L}{M} \sum_{s=2}^N \left[\sum_{t=s}^N \left\{ \sum_{k=1}^{n_{s-1}} \frac{A_{s-1} A_t}{n_{s-1}} \left(\sum_{v=s-1}^{t-1} n_v - j \right) \right\} \right] \\ + \frac{L}{2M} \left[\frac{2}{3} \sum_{r=1}^N A_r^2 (n_r + 1) + \sum_{r=1}^N A_r \left\{ \left(2 \sum_{k=1}^r n_k \right) - n_r + 1 \right\} \right] \\ + \frac{L}{2M} \left[\sum_{r=1}^y A_r \left\{ \left(2 \sum_{k=1}^y n_k \right) - n_r + 1 \right\} \right] \\ + \sum_{r=1}^{N-y} A_{r+y} \left\{ \left(2 \sum_{k=1}^r n_k \right) - n_r + 1 \right\} \dots\dots\dots (2)$$

ただし、 M はディスク媒体の総数で、 $M = n_1 + n_2 + \dots + n_N$ である。同様に、並び替えアクセス時のハンドの平均移動距離 X_r は次式となる。

$$X_r = \sum_{i=1}^{N-y} \left[\frac{A_{i+y} L}{2M n_i} \left\{ \sum_{k=1}^{n_i} \left(n_i + \sum_{v=1}^y (n_{i+v}) - k \right) \right. \right. \\ \left. \left. + \sum_{j=0}^{n_i} \left(n_i + \sum_{v=1}^{v-1} (n_{i+v}) - j \right) \right\} \right] \\ + \frac{A_{i+y} L}{3M} (n_i + 1) \dots\dots\dots (3)$$

よって、ハンド部の総平均移動距離 D は $D = X_m + X_r$ となる。この時、 M, N, y, P を与え、ブロックサイズ n_i をいろいろ変えて総平均移動距離 D を計算すると、その最小値 D_{min} を求めることができる。このときのブロックサイズを最適ブロックサイズと呼ぶ。以下では n_i^* で表す。しかしながら、 n_i^* を総当たりで求めると、莫大な計算時間を要する。

先の報告^{[5],[6]}では、最適ブロックサイズを最急降下法により求めることで、総平均移動距離の最小値 D_{min} を推定している。ここでは、更なる精度向上のため、Newton-Raphson 法^[7]を用いて最適ブロックサイズを求める手法を提案し、その有効性について検討する。まず、各グループのブロックサイズ $n_i (i=1, 2, \dots, N)$ をそれぞれ $n_1, n_2, \dots, n_N = M - \sum_{k=1}^{N-1} n_k$ とする。

次に最適ブロックサイズを、ベクトル $\mathbf{n}^* = [n_1^* \ n_2^* \ \dots \ n_{N-1}^*]^T$ で表す。ここで、 \mathbf{n}^* の近似値を、次のベクトル $\hat{\mathbf{n}}[k] = [\hat{n}_1[k] \ \hat{n}_2[k] \ \dots \ \hat{n}_{N-1}[k]]^T$ で表し、以下の手順で D_{min} を推定する。

- ① 初期値を $\hat{\mathbf{n}}[0] = [\hat{n}_1[0] \ \hat{n}_2[0] \ \dots \ \hat{n}_{N-1}[0]]^T$ とし、次の近似値 $\hat{\mathbf{n}}[k+1]$ を次式により求める。

$$\hat{\mathbf{n}}[k+1] = \hat{\mathbf{n}}[k] - \mathbf{G}^{-1}[k] \mathbf{f}[k] \quad \dots \dots (4)$$

ただし、 $\mathbf{f}[k]$ は次式で表されるベクトルである。

$$\mathbf{f}[k] = \begin{bmatrix} \frac{\partial D(\hat{\mathbf{n}}[k])}{\partial \hat{n}_1[k]} & \frac{\partial D(\hat{\mathbf{n}}[k])}{\partial \hat{n}_2[k]} & \dots & \frac{\partial D(\hat{\mathbf{n}}[k])}{\partial \hat{n}_{N-1}[k]} \end{bmatrix}^T \quad \dots \dots (5)$$

また、 $\mathbf{G}[k]$ は、各要素が $g_{ij}[k] = \frac{\partial f_i[k]}{\partial \hat{n}_j[k]}$ ($i, j=1, 2, \dots, N-1$) で表される正方行列である。

- ② ε を十分小さな値としたとき、 $\|\hat{\mathbf{n}}[k+1] - \hat{\mathbf{n}}[k]\| < \varepsilon$ であれば $\hat{\mathbf{n}}[k]$ を \mathbf{n}^* の近似値とする。ただし、最適ブロックサイズは整数で表わされるため、求めた $\hat{\mathbf{n}}[k]$ の値を四捨五入する。収束しない場合は $\hat{\mathbf{n}}[k+1]$ を $\hat{\mathbf{n}}[k]$ として、再び(4)式より $\hat{\mathbf{n}}[k+1]$ を求める。

5. 結果

図2は、 $N=2, M=30$ とした場合の、初期値 $\hat{n}_1[0]$ に対する n_1^* の近似値を示す。同図中の破線は、 n_1^* の真値を示す。初期値がある値を超えると真値と異なる値に収束し、更に初期値が大きい場合、桁落ちが生じて計算できなくなることを確認している。また、アクセス頻度 $P=0.1$ 及び $\hat{n}_1[0]=1$ の場合、真値との一致は見られない。

図3は、最急降下法を用いて最適ブロックサイズ n_1^* を求めた結果である。本方法の場合と比べて、 n_1^* が良好に近似できる範囲が狭く、 $\hat{n}_1[0] \leq 20$ では、 $\hat{\mathbf{n}}[k]$ は収束しないことがわかる。

次に、表1及び表2は $N=3, y=1, M=100, P=0.1$ 及び 0.3 の場合の最適ブロックサイズを求めた結果である。いずれの場合も真値とよい一致が見られる。

また、図4は最適ブロックサイズを精度良く求めることができる初期値 ($\hat{n}_1[0]$ 及び $\hat{n}_2[0]$) の範囲を示す。 P が大きくなるとその範囲は狭くなる事がわかる。しかしながら、本方法の場合、初期値が適切な範囲にあれば、最適ブロックサイズを良好に近似できることがわかる ($P=0.5$ の場合においても、同様のことを確認している)。以上のことから、本手法を用いることで、最適ブロックサイズを精度良く近似できると考えられる。

6. まとめ

浮動アドレス型光ディスクライブラリ装置における最適ブロックサイズを近似的に求めるため、Newton-Raphson 法を用いる手法を提案した。その結果、本方法を用いることで、最適ブロックサイズを良好な精度で求めることが可能であることがわかった。

参考文献

- [1] 右田, 池田: "スーパーサーバーNX7000シリーズの概要", NEC 技報, Vol.50, No.8, pp. 3-14 (1997)
- [2] 水上, 岩津, 井沢: "浮動アドレス型ライブラリに適した複数ドライブモードの設定", 1995年電子情報通信学会総合大会, D-172, p.180 (1995)
- [3] 黒岩, 畑, 山崎, 松原, 水上: "浮動アドレス型光ディスクライブラリにおけるアクセス性能向上に関する検討(4)", 2002年電子情報通信学会総合大会, D-1-9, p.9 (2002)
- [4] 黒岩, 畑, 山崎, 松原, 水上: "浮動アドレス型ライブラリにおけるアクセス性能に関する検討", 2002年電子情報通信学会ソサイエティ大会, A-6-7, p.121 (2002)
- [5] 黒岩, 高野, 山崎, 松原, 水上: "浮動アドレス型光ディスクライブラリ装置のアクセス性能について(Ⅲ)", 2005年信学総大, A-6-1, p.163 (2005)
- [6] 黒岩, 高野, 山崎, 松原, 水上: "浮動アドレス型光ディスクライブラリ装置のアクセス性能について(Ⅳ)", 2006年信学総大, A-6-4, p.174 (2006)
- [7] 町田, 小島: "FORTRAN 応用数値計算", 東海大学出版会 (1989)

表1 最適ブロックサイズの推定結果
($N=3, y=1, P=0.1$ の場合)

最適ブロックサイズ	n_1^*	n_2^*	n_3^*
真値	15	21	64
本方法($P=0.1$)	15	21	64

表2 最適ブロックサイズの推定結果
($N=3, y=1, P=0.3$ の場合)

最適ブロックサイズ	n_1^*	n_2^*	n_3^*
真値	6	10	84
本方法($P=0.3$)	6	10	84

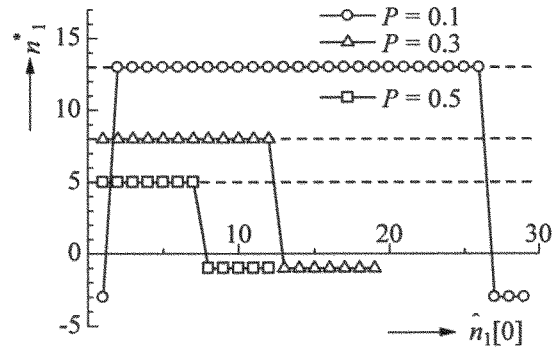


図2 初期値 $n_1[0]$ に対する n_1^* の近似値
($N=2$, Newton-Raphson 法の場合)

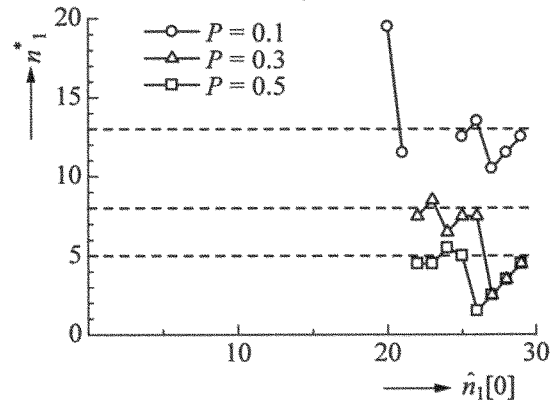


図3 初期値 $n_1[0]$ に対する n_1^* の近似値
($N=2$, 最急降下法の場合)

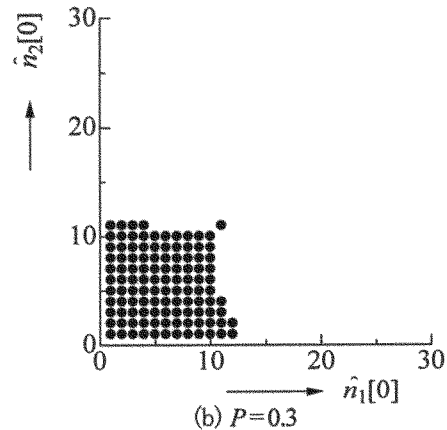
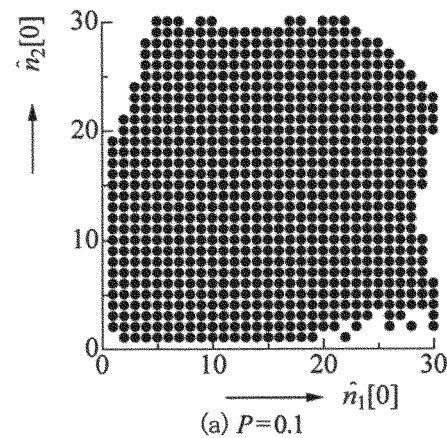


図4 初期値 $[n_1[0], n_2[0]]$ の範囲
($N=3$ の場合)