論文 / 著書情報
Article / Book Information

論題(和文)	ストレージ省電力化手法RAPoSDAのデータ多重化時における制御方式が与える影響
Title(English)	
著者(和文)	引田諭之, Hieu Hanh Le, 横田治夫
Authors(English)	Satoshi Hikida, Hieu Hanh Le, Haruo Yokota
出典(和文)	, , ,
Citation(English)	, , ,
発行日 / Pub. date	2013,

ストレージ省電力化手法RAPoSDAのデータ多重化時における制御方式が与える影響

引田　諭之† HieuHanh Le† 横田　治夫†

† 東京工業大学大学院情報理工学研究科計算工学専攻　〒 152–8552 東京都目黒区大岡山 2–12–1
E-mail: †{hikida,hanhlh}@de.cs.titech.ac.jp, ††yokota@cs.titech.ac.jp

あらまし　IT 機器の発達やクラウドサービスの普及等で大量のデータを格納する大規模ストレージが要求されるようになり，ストレージ自身の消費電力量の増加を抑制することは重要な課題となっている．我々はこれまでにストレージ省電力化手法である RAPoSDA を提案し，その有効性を検証してきた． RAPoSDA では可用性確保のためにデータをプライマリ・バックアップ構成で二重化しているが，可用性を向上させるためには更なる多重化の検討も必要である．本研究ではデータを三重化以上として構成する際に，データ配置方法やアクセスタイミング等を様々に変化させ，それらの違いが省電力効果や応答性能に与える影響について評価を行う．

キーワード　ストレージ，省電力，データ多重化

Satoshi HIKIDA†, Hieu HANH LE†, and Haruo YOKOTA†

† Department of Computer Science, Graduate School of Information Science and Engineering,
Tokyo Institute of Technology　2–12–1 Ookayama, Meguro-ku, Tokyo 152–8552, Japan
E-mail: †{hikida,hanhlh}@de.cs.titech.ac.jp, ††yokota@cs.titech.ac.jp

1. はじめに

近年における情報量の爆発的増加に伴い，それら大量の情報を格納するためにストレージも益々大規模化している．米調査会社の IDC によれば，世界中のデータ量は 2 年毎に倍増しており，2015 年には全世界で蓄積されるデータ量はおよそ 7.9 ゼタバイトに達すると予想されている [7]．これら大量のデータを格納するための大規模なストレージシステムは，データセンターにおける IT 機器の中でも近年もっとも消費電力量が増加していると報告されている [10]．そのため，ストレージシステムの消費電力量を削減することは重要な課題である．

我々はこれまでにストレージシステムの省電力化手法である RAPoSDA(Replica Assisted Power Saving Disk Array) [5], [16], [17] を提案してきた．RAPoSDA では，信頼性および可用性を確保するためにデータをプライマリ・バックアップ構成で二重化し，個々のディスクドライブの回転状況を考慮したディスクへのアクセス制御によりストレージシステムの省電力化を実現している．

ストレージシステムの信頼性と可用性を高めるには，データの複製数を増やすことが有効な手段の一つであり，RAPoSDA は二つの複製データを持つことで信頼性と可用性を確保している．しかし，現実に運用されている大規模ストレージシステムでは二つよりも多く複製データを持つものもある．例えば Goolge 社が自社で独自開発した Google File System(GFS) [4] や，GFS に触発されてオープンソースとして開発された Apache Hadoop プロジェクトの Hadoop Distributed File System(HDFS) [1] においては，初期設定でデータは三つに複製され，それぞれ別々のノードに格納される．

データの複製数を増やすことはストレージシステムの信頼性および可用性を高めるが，ストレージシステムの省電力化の観点からは問題もある．例えば，複製数が増加するとディスクへの書き込みも必然的に増加し，省電力化のために停止していたディスクへのアクセスも増えてしまい，ディスクのスピンアップに起因する省電力効果の低下や応答性能の劣化等が起こってしまう．

RAPoSDA においても，信頼性および可用性をより向上させるためにデータの複製数を増やすという多重化は重要であるが，その際は上記問題にも対応する必要がある．そこで，本研究では RAPoSDA においてデータを三重化以上に対応させる際に，それまでの省電力効果を出来る限り維持するようなデータ配置方法やディスクアクセスのタイミングを制御する方法について検討し，それぞれの方法が省電力効果や応答性能に与える影響について考察を行うこととする．

なお，本論文の構成は以下の通りである．2. 節で我々が提

案している RAPoSDA について概要を説明する．次に 3. 節では RAPoSDA を多重化させる際のデータ配置方法およびアクセスタイミングの制御方法について述べ，それぞれの方法が RAPoSDA に与える影響について考察を行う．そして 5. 節で関連研究を紹介し，最後に 6. 節でまとめと今後の課題について述べる．

2. RAPoSDA の概要

2.1 RAPoSDA の構成

RAPoSDA [5] はキャッシュメモリとディスクドライブで構成され，ディスクドライブは更に少数のキャッシュディスクと多数のデータディスクに分けられる．キャッシュメモリは個別の電源系統に接続された複数のメモリからなり，無停電電源装置（UPS）等で断電対策されているものとする．ただし，磁気抵抗メモリ（MRAM）や強誘電体メモリ（FeRAM）等の書き換え可能回数が大きな不揮発性メモリ（NVRAM）が実用化され，これらをキャッシュメモリに採用するならば，このような個別のメモリに対する断電対策は不要となる．

キャッシュディスクは常に回転しており，クライアントからの読み出し要求に対するキャッシュとして働く．一方データディスクは一定時間アクセスがなければ回転を停止し，それによりストレージシステム全体での省電力化を実現している．

また，キャッシュメモリとデータディスクはプライマリ・バックアップ構成によりデータを二重化して保持している．RAPoSDA は一つのキャッシュメモリと複数のデータディスクを紐付けてこれを論理的なグループとして扱う．あるグループに所属するデータディスク群をディスクグループ（Disk Group: DG）と呼ぶ．

2.2 RAPoSDA におけるデータ配置

これまで報告してきた RAPoSDA では，データはキャッシュメモリとデータディスクのそれぞれで二重化されている．キャッシュメモリでは，プライマリデータは予め格納先ディスクを割り当てられており，そのディスクが所属する DG に紐付くキャッシュメモリのプライマリデータ格納領域に書き込まれる．バックアップデータはそれとは別のキャッシュメモリのバックアップデータ格納領域に書き込まれる．一方，データディスクでは Chained declustering [6] を採用しており，i 番目ディスクのプライマリデータに対応するバックアップデータは，$(i+1) \bmod N_{DD}$ 番目のディスクに格納される．ここで，N_{DD} はデータディスクの総数である．

3. RAPoSDA のデータ多重化

本節以降で用いる記号とその説明を表 1 に示す．本研究では議論を容易にするため，RAPoSDA においてデータを三重化させた場合（$N_R = 3$）におけるデータ配置方法およびアクセス制御方法について議論するが，これらは三重化以上に一般化させる場合でも適用可能である．

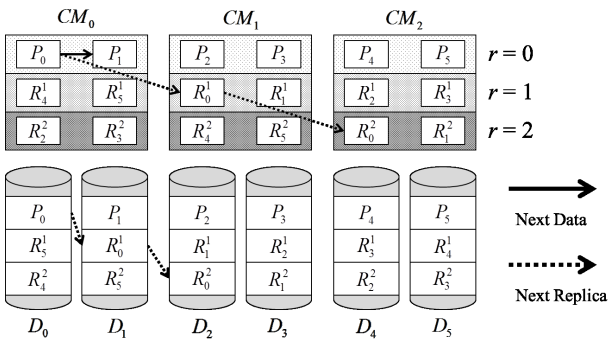
3.1 データ配置

3.1.1 データディスクにおける三重化時のデータ配置

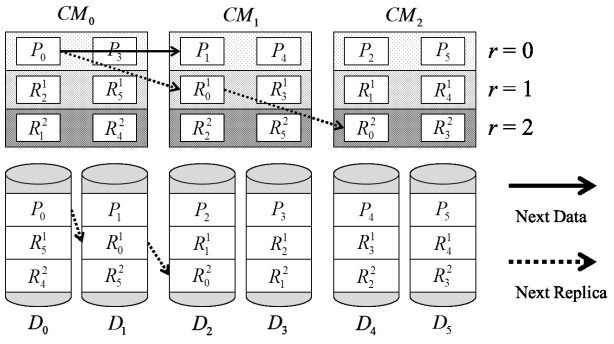
データディスクにおける三重化時のデータ配置は，Chained declustering を拡張し．i 番目ディスクのプライマリデータ P_i に対する r 番目の複製データ（$r = 0$ はプライマリとする）R_i^r は，$i + r \bmod N_{DD}$ 番目のディスクに格納されるように配置する．

表 1　記号の説明
Table 1　Symbols notation

記号	説明
N_{CM}	キャッシュメモリの総数
N_{DD}	データディスクの総数
N_{DG}	ディスクグループに所属するデータディスク数
N_R	データの複製数
i	データディスク番号（$0 \leqq i \leqq N_{DD} - 1$）
j	キャッシュメモリ番号（$0 \leqq j \leqq N_{CM} - 1$）
r	複製レベル（r 重化目の複製を意味する）



(a) DGA のデータ配置



(b) CS のデータ配置

図 1　DGA と CS のデータ配置例（$N_{CM} = 3$, $N_{DG} = 2$, $N_{DD} = 6$, $N_R = 3$）
Fig. 1　A example of data layout with DGA and CS ($N_{CM} = 3$, $N_{DG} = 2$, $N_{DD} = 6$, $N_R = 3$)

3.1.2 キャッシュメモリにおける三重化時のデータ配置

キャッシュメモリ上のデータ配置方法を工夫することでデータディスクへのアクセスタイミングを制御し，省電力効果の維持を図る．キャッシュメモリ上のデータ配置でも Chained declustering を応用するが，ここでは以下のようにプライマリデータに対応するキャッシュメモリの割り当て方法が異なる二つのアプローチを検討する．

(a) Disk Group Aggregation（DGA）
(b) Cache Striping（CS）

図 1(a)，図 1(b) はそれぞれ DGA および CS のデータ配置例を示している．図中の D_i は i 番目のデータディスク，CM_j

は j 番目のキャッシュメモリを表しており，P_i はデータディスク D_i に対するプライマリデータ領域で，R_i^r はプライマリデータ P_i に対する r 番目の複製データ領域である．また，図中の実線矢印は次のプライマリデータの位置を示しており，破線矢印は r 番目の複製データの位置を示している．

(a) の DGA では，同じ DG に所属するプライマリデータは同一のキャッシュメモリのプライマリ領域に書き込まれる．複製データはキャッシュメモリのプライマリ領域の単位で Chained declustering により配置先のキャッシュメモリが決定される．すなわち，i 番目ディスクの複製 r（$r = 0$ はプライマリとする）のデータが格納されるキャッシュメモリの番号 j とその複製領域 r は，次の式によって求まる．

$$j_r = \begin{cases} \lfloor i_0 / N_{DG} \rfloor \bmod N_{CM} \ (r = 0) \\ j_{r-1} + 1 \bmod N_{CM} \ (otherwise) \end{cases} \quad (1)$$

ここで，i_0 は r 番目の複製データに対するプライマリデータが格納されているディスクの番号であり，N_{CM} はキャッシュメモリの総数である．

(b) の CS では，ディスクグループのデータ毎にまとめることはせず，キャッシュメモリへの割り当てはストライピングによって決定される．すなわち，i 番目ディスクの複製 r（$r = 0$ はプライマリとする）のデータが格納されるキャッシュメモリの番号 j とその複製領域 r は，次の式によって求まる．

$$j_r = \begin{cases} i_0 \bmod N_{CM} \ (r = 0) \\ j_{r-1} + 1 \bmod N_{CM} \ (otherwise) \end{cases} \quad (2)$$

3.1.3 キャッシュオーバーフローの違いによる影響の考察

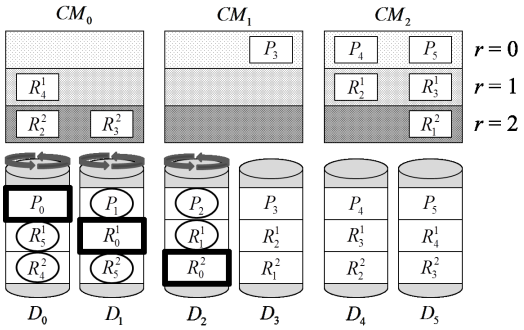
図 2(a)，図 2(b) では，キャッシュメモリ上のデータがオーバーフローし，P_0 およびその複製データ（R_0^1，R_0^2）に対応するディスクをスピンアップさせてバッファデータを書き込んだ後の状態を表している．図中の矩形枠はその領域のデータが契機となってディスクのスピンアップが発生していることを表し，円形で囲まれている部分は，スピンアップのタイミングで同時に書き込まれたデータ領域を表している．

図 2(b) より CS では全てのキャッシュメモリのすべてのバッファ領域で空き容量が確保出来ているのに対し，図 2(a) の DGA では CM_0 の $r = 2$ 領域および CM_2 の $r = 0, 1$ 領域のデータはそのまま残ってしまうため，これらの領域が直ぐにでもオーバーフローしディスクアクセスが頻発してしまう可能性が高い．そのため DGA では CS に比べ不要なスピンアップも増えてしまう可能性が高く，省電力効果が減少してしまうことが予想される．

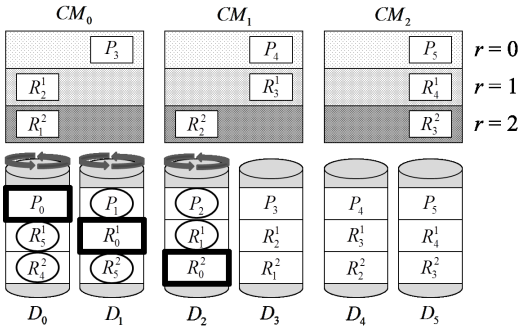
3.2 アクセスタイミングの制御

データディスクに対するアクセスタイミングを制御するために，キャッシュメモリのバッファ容量閾値を複製領域毎に異なる値に設定する方法について検討する．

図 3 はデータを三重化しているときの例である．この例の場合，これまでに報告していた RAPoSDA ではキャッシュメモリ



(a) DGA のオーバーフロー後の状態



(b) CS のオーバーフロー後の状態

図 2 DGA と CS のオーバーフロー後の状態.（$N_{CM} = 3$，$N_{DG} = 2$，$N_{DD} = 6$，$N_R = 3$）

Fig. 2 The situation ater cache memory overflows of DGA and CS ($N_{CM} = 3$, $N_{DG} = 2$, $N_{DD} = 6$, $N_R = 3$)

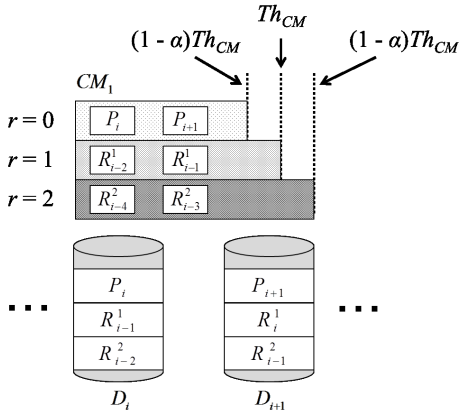
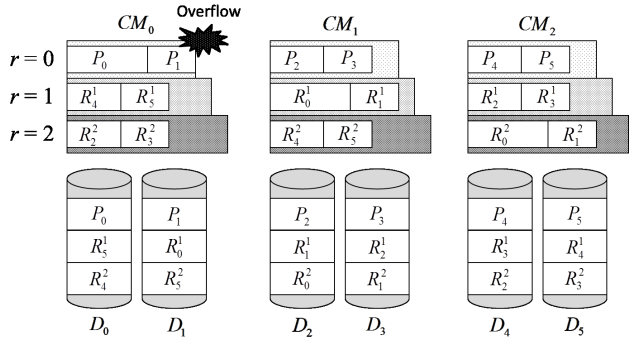


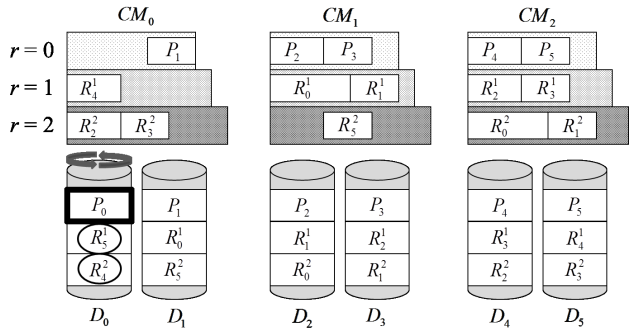
図 3 複製領域毎にバッファ容量閾値に差を持たせた様子（$N_{DG} = 2$，$N_R = 3$ の場合）

Fig. 3 A setting of differential buffer thresholds on each replication region(In the case of $N_{DG} = 2$, $N_R = 3$)

はプライマリデータ用領域（$r = 0$），二重化目の複製データ用領域（$r = 1$），三重化目の複製データ用領域（$r = 2$）に均等に分けて使用し，それぞれのバッファ容量閾値 Th_{CM} は等しいとしていた．ここで，ある割合 α ($0 \leqq \alpha \leqq 1$) に対し，プライマリデータ用領域のバッファ容量閾値 Th_{CM}^0 を，$Th_{CM} \times (1 - \alpha)$ とし，二重化目の複製データ用領域のバッファ容量閾値 Th_{CM}^1 を Th_{CM}，三重化目の複製データ用領域のバッファ容量閾値 Th_{CM}^2 を $Th_{CM} \times (1 + \alpha)$ となるように設定し，プライマリデータ用領域のバッファ容量閾値が最も小さく，三重化目の複



(a) オーバーフロー時の状態



(b) オーバーフロー後にディスクへデータが書き出された状態

図 4　バッファ容量閾値に差異を設けた場合におけるキャッシュメモリのオーバーフロー時の様子.($N_{CM}=3$, $N_{DG}=2$, $N_{DD}=6$, $N_R=3$)

Fig. 4　The situation when cache memory overflows with differential buffer threshold.($N_{CM}=3$, $N_{DG}=2$, $N_{DD}=6$, $N_R=3$)

製データ用領域のバッファ容量閾値が最も大きくなるように各領域のバッファ容量に差を持たせるようにする．

3.2.1　バッファ容量閾値に差を持たせることによる影響

図 4 はバッファ容量閾値に差を設けた場合におけるキャッシュメモリのオーバーフロー時の状態を示している．このように複製領域毎に異なるバッファ容量閾値を割り当てた場合，図 4(a) にあるように，最初にプライマリデータ領域のデータがオーバーフローすることになる．この時，そのデータに対する二重化目と三重化目の複製データが含まれる領域ではバッファ容量に余裕があるためオーバーフローせず，アクセス対象ディスクは一台のみで済む．これらの複製データは同じキャッシュメモリ中のプライマリデータ（P_2, P_3 または P_4, P_5）がオーバーフローしたタイミングで書き込まれるため，複製数の増加に伴うディスクアクセス回数の増加を抑制することが出来る．

ただし，この方法の注意点としては，プライマリデータ用領域のバッファ容量は通常よりも α の割合だけ小さくなってしまうため，その分キャッシュメモリのオーバーフローは早く起こってしまう．更に，図 4(b) の例では，CM_1 の $r=0,1$ の領域や，CM_2 の全領域（$r=1,2,3$）ではバッファ容量閾値近くまでデータが蓄積されているため，最初のディスクアクセス後から短い間隔で再度オーバーフローが発生する可能性が高く，不要なスピンアップにつながる恐れがある．

表 2　各ストレージシステムの構成

Table 2　Configuration of eache storage systems

項目	Normal		RAPoSDA	
キャッシュメモリ数	-		24GB(8GB × 3)	
キャッシュディスク数	-		6	9
データディスク数	60	90	60	90
バッファ容量係数	-		0.2	
複製数	3		3	

表 3　シミュレーションで用いる HDD のパラメータ

Table 3　Prameters of Hard Disk Drive Used in Simulation

parameter	value
容量（TB）	2
プラッター数	5
ディスク回転数（RPM）	7200
ディスクキャッシュサイズ（MB）	32
データ転送速度（MB/s）	134
Active 時消費電力（Watt）	11.1
Idle 時消費電力（Watt）	7.5
Standby 時消費電力（Watt）	0.8
Spin-down 時消費エネルギー（Joule）	35.0
Spin-up 時消費エネルギー（Joule）	450.0
Spin-down 時間（sec）	0.7
Spin-up 時間（sec）	15.0

4. 評　　価

本節では前節で述べたキャッシュメモリ上のデータ配置方法とバッファ容量閾値に差を持たせる方法を RAPoSDA に適用した場合について，消費電力量や応答性能について比較評価を行う．

評価には我々が構築したシミュレーションプログラム [18] を用いる．シミュレーションの動作は，あらかじめ用意しておいたワークロードファイルを読み込み，ファイル中の各レコードからクライアントリクエストを生成してコントローラーに要求を出す．コントローラーではリクエストの種類（read or write），リクエストの到着時刻やサイズ等を解析し，各種デバイスへリクエストを転送する．コントローラー部分と使用するデバイスの構成はストレージシステムの特性に合わせて任意に構成することが出来る．今回の実験では RAPoSDA と，省電力化を行わない構成のシステム（以降 Normal と呼ぶ）を用意した．Normal は各手法を適用した RAPoSDA の省電力効果を評価するための基準として用いる．なお，各ストレージシステムの構成は表 2 に示す通りである．

4.1　実験パラメータ

シミュレーションに用いるディスクドライブのモデルは Hitachi Global Storage Technologies の Hitachi Deskstar 7K2000 [13] を用いており，詳細なパラメータは表 3 に示す通りである．

また，シミュレーションに用いるワークロードは表 4 に示すパラメータを持つ人工的に生成したワークロードを使用する．

表 4　人工的ワークロードの諸元
Table 4　Parameters of Synthetic Workload

workload parameter	value
時間	約 5 時間
read 比率	30%
格納ファイル数	10,000,000 (32KB/file)
格納ファイルサイズ	960GB (3*replicas*)
リクエスト数	λ× 3600 × 時間
アクセス分布	Zipf 分布
アクセス到着分布	Poisson 到着
Zipf 係数 s	1.2
平均到着率（λ）	30 (request/sec)

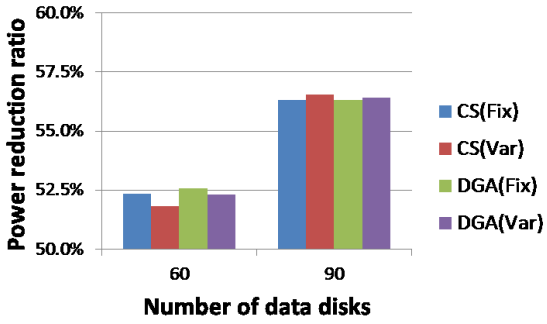


図 5　電力削減率
Fig. 5　Power reduction ratio

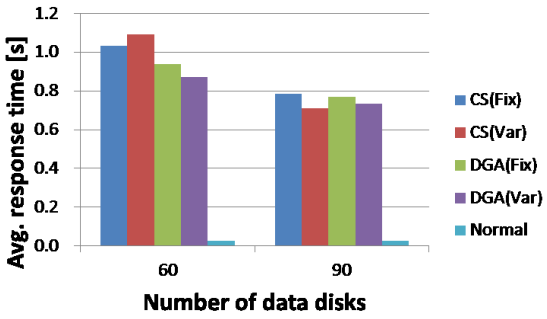


図 6　平均応答時間
Fig. 6　Average response time

4.2　実験結果

図 5 から図 8 はシミュレーション実験結果のグラフである．各図中で CS，DGA とあるのはキャッシュメモリ上のデータ配置方法がそれぞれ Cache Striping であるか Disk Group Aggregation であるかを示している．また，括弧中の Fix と Var は，それぞれキャッシュメモリのバッファ容量閾値をすべての複製領域で固定値とするか，n 重化目の複製領域毎に閾値を変更する方法を採用しているかを示している．

図 5 は Normal の消費電力量に対する RAPoSDA の電力削減率を表している．図より，CS と DGA の両方で，データディスク数が 60 台の場合にバッファ容量閾値を固定とした方が電力削減率は高くなっているが，90 台では逆に低くなっていることが分かる．また，同一データディスク数における CS および DGA における省電力効果の差は 1%程度であり，両手法における省電力効果については顕著な差は認められなかった．

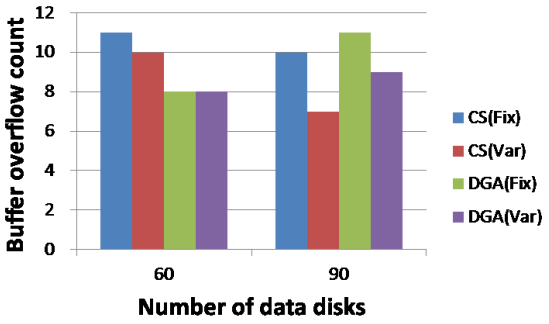


図 7　キャッシュメモリのバッファオーバーフロー回数
Fig. 7　A number of buffer overflows of cache memory

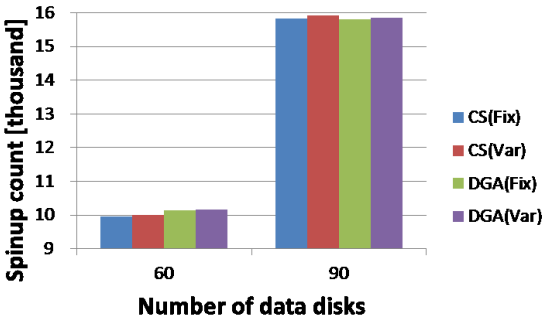


図 8　スピンアップ回数
Fig. 8　A number of spinups

図 6 は，平均応答時間のグラフである．RAPoSDA の平均応答時間をみると，データディスク数が 60 台では CS よりも DGA の方が平均応答時間は小さく，90 台では両手法でほぼ等しくなっている．また，データディスク数が 60 台の場合における CS を除き，Var は Fix よりも平均応答時間が小さくなっている．

図 7，8 は RAPoSDA におけるキャッシュメモリのバッファオーバーフローの回数およびデータディスクのスピンアップ回数を表している．図 7 をみると，データディスク数が 90 台の場合では CS は DGA よりもバッファオーバーフロー回数を抑制出来ているが，60 台では逆に DGA よりもバッファオーバーフロー回数は多くなってしまっている．

また，図 8 より，データディスク数が 60 台では CS は DGA よりもスピンアップ回数が若干抑制出来ているが，こちらも 90 台では逆の傾向を示している．Fix と Var を比べてみると，すべての組み合わせにおいて Var の方がスピンアップ回数が多くなっている．

今回のシミュレーション結果ではキャッシュメモリ上のデータ配置方法である CS と DGA を比較すると，データディスク数が 60 台では，省電力効果，応答性能の両方で DGA が若干優位である結果となった．但し，データディスク数が 90 台の場合では逆に CS の方が若干優位であるという結果であり，メモリ上のデータ配置方法とバッファ容量閾値を複製領域毎に差を

持たせる方法の組み合わせの違いには顕著な差はみられなかった．これは今回用いたワークロードの特性による影響が大きいことが原因だと考えられる．CS のデータ配置では write アクセスの分布が一様であるほど有効に働くと予想されるが，今回用いたワークロードではアクセスの局所性が高く，CS の効果を正確に検証することが困難となってしまった．

5. 関 連 研 究

複製データの数を増加させることでストレージシステムの信頼性，可用性および応答性能を向上させる研究としては Shifted declustering(SD) [15] がある．これは Chained declustering 手法を拡張しデータを三重化以上に多重化させ，著者らが定義した理想的なデータ配置の条件を満たすようにデータを各ディスクに割り当てることを提案している．しかし SD ではストレージの省電力化については何も考慮されていない．

Willis ら [11] は Chained declustering 手法を活用したストレージの省電力化に関する研究を行っている．彼らは Chained declustering で構成されたストレージの複製データを活用して負荷分散と省電力化の両方を実現する手法を提案している．ただし，Chained declustering ではデータは二重化されるだけであり，多重化までは考慮されていない．

MAID [3] や PDC [12] は，頻繁にアクセスするデータを特定のディスクに集約し，アクセスの少ないデータを格納している他のディスクをスピンダウンさせることでストレージシステム全体の省電力化を実現する．MAID は少数のディスクをキャッシュ用のディスクとし常に回転状態を維持させ，その他のディスクは一定時間以上アイドル状態が続いた場合にスピンダウンさせて消費電力を削減する．PDC ではアクセス頻度の高いデータと低いデータを区別し，一定時間毎にアクセス頻度の高いデータ群と低いデータ群が別々のディスクに格納されるようにデータを再配置する．これにより閾値時間以上アイドル状態の続くディスクをスピンダウンさせて省電力化を実現する．これらの手法は比較的単純な仕組みで優れた省電力効果を得られるが，信頼性を確保することは考慮されていない．

GreenHDFS [8] は，計算機ノードの利用率等を基に，ホットゾーンとコールドゾーンに各ノードを分け，コールドゾーンのノードを停止させることによって HDFS クラスターの消費電力を削減している．

Rabbit [2]，Sierra [14]，FREP [9] は Power proportinality を実現するための手法である．これらは，システムに対する負荷に応じて稼働するノード群の数を増減させることで，電力と性能の比率を一定に保つことを目的としている．もっとも低い負荷の時には最低限プライマリデータのみを格納するノード群を稼働させ（低ギア），負荷が高くなった場合はそれに応じて複製データを持つノード群を徐々に稼働させていく（高ギア）．これらは大規模なデータセットを対象としており，プライマリデータ量自体が多い場合にはそれを格納するための最低限のノードは常に起動させなくてはならないという制約がある．

6. まとめおよび今後の課題

本研究では我々が提案しているストレージ省電力化手法である RAPoSDA について，データを三重化させる際に省電力化を考慮したデータ配置やバッファ容量閾値に差を持たせることによるアクセスタイミングの制御を検討し，それらが RAPoSDA の消費電力量や応答性能に与える影響についてシミュレーション実験による評価を行った．

今回のシミュレーション結果ではキャッシュメモリ上のデータ配置方法およびメモリバッファ容量閾値に差を持たせる方法の組み合わせの違いによる顕著な差はみられなかった．これは今回用いたアクセスの局所性が強いワークロードの特性による影響が大きいと考えられる．今後，書き込みが一様に発生するようなロングテールな特性を持つ大規模なワークロードを用いて更なる検証を行う予定である．

また，その他としては実機環境での評価を行い，シミュレーションプログラムとの誤差を検証し，シミュレーションプログラムの更なる精度向上に取り組むことも今後の課題である．

謝　　辞

本研究の一部は，日本学術振興会科学研究費補助金基盤研究 (A)(#22240005) の助成により行われた．

文　　献

[1] Apache Hadoop Project. http://hadoop.apache.org/.

[2] Hrishikesh Amur, James Cipar, Varun Gupta, Gregory R. Ganger, Michael A. Kozuch, and Karsten Schwan. Robust and flexible power-proportional storage. In *Proceedings of the 1st ACM symposium on Cloud computing*, SoCC '10, pp. 217–228, New York, NY, USA, 2010. ACM.

[3] Dennis Colarelli and Dirk Grunwald. Massive arrays of idle disks for storage archives. In *Supercomputing '02: Proceedings of the 2002 ACM/IEEE Conference on Supercomputing*, pp. 1–11, Los Alamitos, CA, USA, 2002. IEEE Computer Society Press.

[4] Sanjay Ghemawat, Howard Gobioff, and Shun-Tak Leung. The Google file system. *SIGOPS Oper. Syst. Rev.*, Vol. 37, No. 5, pp. 29–43, 2003.

[5] Satoshi Hikida, Hieu Hanh Le, and Haruo Yokota. A power saving storage method that considers individual disk rotation. In *The 17th International Conference on Database Systems for Advanced Applications (DASFAA)*, Vol. 7239/2010, pp. 138–149, April 2012.

[6] Hui-I Hsiao and David J. DeWitt. Chained declustering: A new availability strategy for multiprocessor database machines. In *Proceedings of the Sixth International Conference on Data Engineering*, pp. 456–465, Washington, DC, USA, 1990. IEEE Computer Society.

[7] IDC. Extracting value from chaos, 2011. http://idcdocserv.com/1142.

[8] Rini T. Kaushik and Milind Bhandarkar. GreenHDFS: towards an energy-conserving, storage-efficient, hybrid Hadoop compute cluster. In *Proceedings of the 2010 international conference on Power aware computing and systems*, HotPower'10, pp. 1–9. USENIX Association, 2010.

[9] Jinoh Kim and Doron Rotem. Energy proportionality for disk storage using replication. In *Proceedings of the 14th International Conference on Extending Database Technology*, EDBT/ICDT '11, pp. 81–92, New York, NY, USA, 2011. ACM.

[10] Jonathan Koomey. Growth in data center electricity use 2005 to 2010, 2011. http://www.analyticspress.com/datacenters.html.

[11] Willis Lang, Jignesh M. Patel, and Jeffrey F. Naughton. On energy management, load balancing and replication. *SIGMOD Rec.*, Vol. 38, No. 4, pp. 35–42, June 2010.

[12] Eduardo Pinheiro and Ricardo Bianchini. Energy conservation techniques for disk array-based servers. In *Proceedings of the 18th annual international conference on Supercomputing*, ICS '04, pp. 68–78, New York, NY, USA, 2004. ACM.

[13] Hitachi Global Storage Technologies. Hard disk drive specification, hitachi deskstar 7k2000. http://www.hgst.com/tech/techlib.nsf/products/Ultrastar_7K4000.

[14] Eno Thereska, Austin Donnelly, and Dushyanth Narayanan. Sierra: practical power-proportionality for data center storage. In *Proceedings of the sixth conference on Computer systems*, EuroSys '11, pp. 169–182. ACM, 2011.

[15] Huijun Zhu, Peng Gu, and Jun Wang. Shifted declustering: a placement-ideal layout scheme for multi-way replication storage architecture. In *Proceedings of the 22nd annual international conference on Supercomputing*, ICS '08, pp. 134–144, New York, NY, USA, 2008. ACM.

[16] 引田論之, Hieu Hanh LE, 横田治夫. ストレージ省電力化手法の電力削減におけるシステム構成の影響. In *DEIM Forum 2012 D6-2*, 2012.

[17] 引田論之, 横田治夫. 複数ディスクからなるストレージシステムの省電力化手法における電力削減効果の比較および評価. In *DEIM Forum 2011 D10-1*, 2011.

[18] 引田論之, LE Hieu Hanh, Koh Kai Hung, 横田治夫. ストレージシステムにおける省電力効果検証のためのシミュレータ. 情報処理学会研究報告. データベース・システム研究会報告, Vol. 2010, No. 19, pp. 1–8, 2010-07-28.