

仮想化環境における VM メモリサイズとキャッシュヒット率に関する考察

竹内 洸祐[†] 日名川 幸矢[‡] 山口 実靖[‡]

工学院大学大学院 工学研究科電気電子工学専攻[†] 工学院大学 工学部 情報通信工学科[‡]

1. はじめに

仮想化環境下において、ホスト OS キャッシュ(下位キャッシュ)へのアクセスはゲスト OS キャッシュ(上位キャッシュ)を介して行われる。このような多段キャッシュ環境下において、上位キャッシュの置換アルゴリズムに LRU が使用されている場合、下位キャッシュにおいては一度アクセスされたデータが近い将来に再度アクセスされる可能性が低くなり、通常とは逆向きの負の参照の時間的局所性が存在すると予想される[1][2]。

本研究では、ゲスト OS 上でアプリケーションを動作させ、ホスト OS キャッシュへのアクセスパターンの解析を行い、負の参照の時間的局所性の存在の調査を行う。そして、実際の仮想化環境におけるゲスト OS キャッシュとホスト OS キャッシュのヒット率を示し、下位キャッシュメモリが効果的に機能していないことを示す。

2. 負の参照の時間的局所性

ホスト OS キャッシュへのアクセスは、図 1 のようにゲスト OS キャッシュを介して行われる。ゲスト OS キャッシュ置換手法には多くの場合 LRU が用いられており、この場合最近参照されたデータはゲスト OS キャッシュに格納される。このため、最近アクセスされたデータへのアクセス要求はゲスト OS キャッシュ上で処理され、ホスト OS キャッシュに届くことはない。従ってホスト OS キャッシュでは“最近アクセスされたデータは近い将来再度アクセスされる可能性が低い”という通常とは逆向きの負の参照の時間的局所性が存在し、従来の参照の時間的局所性を期待している LRU キャッシュ置換手法は効果的に機能しない。

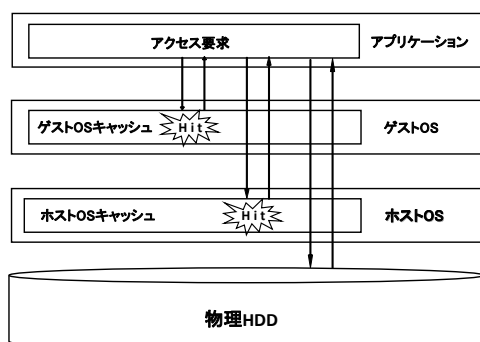


図 1 二重キャッシュ構造

A Study on VM Memory Size and Cache Hit Ratio

[†]Kousuke Takeuchi [‡]Kouya Hinagawa, Saneyasu Yamaguchi

[†]Electrical Engineering and Electronics, Kogakuin University Graduate School

[‡]Department of information and Communications Engineering, Kogakuin University

3. ホスト OS キャッシュにおける参照の時間的局所性の解析

3.1 解析方法

ゲスト OS 上でベンチマークソフトである FFSB (Flexible File System Benchmark) を実行し、ホスト OS キャッシュへのアクセス要求をモニタリングすることにより、負の時間的局所性の調査を行った。ホスト OS, ゲスト OS 共に OS は Linux2.6.32.57(CentOS6.3)を使用した。物理メモリは 4.0GB 搭載されており、ゲスト OS に 1.0[GB], 2.0[GB], 3.0[GB] とメモリ割り当てを変更し測定を行った。モニタリングはゲスト OS のブロックデバイス層にて行い、ファイルシステムはゲスト OS において ext4, ホスト OS において ext2 を用いた。仮想化システムは Xen 3.4.3 を使用した。

3.2 解析結果

各ブロックにおける再アクセス間隔とアクセス発生確率(確率密度関数)の関係を図 2, 3 に示す。図 2, 3 は共に FFSB を用いた測定結果であり、総データサイズ 16[GB] である。また図 2 はオペレーションサイズ 16[KB], 図 3 は、1MB[MB] の測定結果である。図 3, 4 よりゲスト OS のメモリサイズが 1GB の場合は再アクセス間隔 0.7GB 以下の再アクセスが、2GB の場合は再アクセス間隔 1.7GB 以下の再アクセスが、ゲスト OS のメモリサイズが 3GB の場合は再アクセス間隔が 2.6GB 以下の再アクセス確率が極めて低く負の参照の時間的局所性が存在することが確認された。

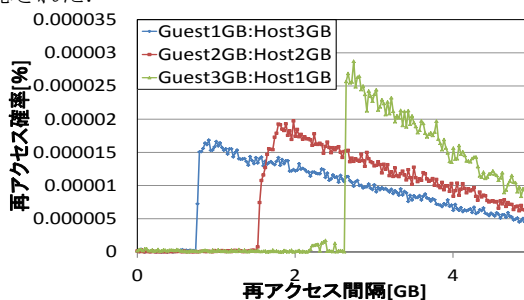


図 2 FFSB (OpSize 16KB) 測定結果

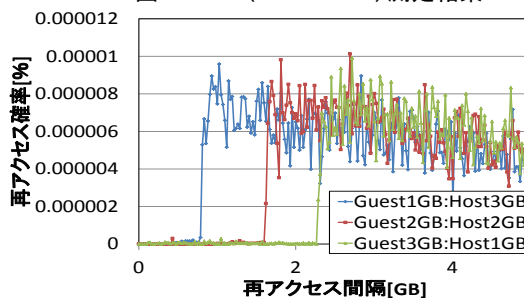


図 3 FFSB (OpSize 1MB) 測定結果

5. 実ホスト OS におけるキャッシュヒット率の評価

本章において、実際の仮想化環境における実ホスト OS のキャッシュのヒット率の評価を行う。上位キャッシュ(ゲスト OS キャッシュ)、下位キャッシュ(ホスト OS キャッシュ)の各キャッシュヒット率を求めるため、図 4 の様な実験環境を構築し、図内の“Monitoring”の箇所を流れるアクセス要求を調査した。図 4 内の“Monitoring”の(A)から(D)の箇所を流れるアクセス要求は順に、アプリケーションから発行され上位キャッシュに入ってくるアクセス要求、上位キャッシュでキャッシュミスしホスト OS に送られるアクセス要求、上位キャッシュでキャッシュミスし下位キャッシュに送られてくるアクセス要求、下位キャッシュでキャッシュミスし物理 HDD に送られるアクセス要求である。各キャッシュミス率は、各キャッシュに入る前のアクセス要求量(図 4 の A と C)をキャッシュを経由した後のアクセス要求量(図 4 の B や D)で割ることにより近似的に求めることができる。

ゲスト OS 上で FFSB を実行しキャッシュヒット率を評価した。環境は前章と同様であり、FFSB の設定は総データサイズ 1~8[GB]、オペレーションサイズ 1[MB]である。上位キャッシュ(ゲスト OS キャッシュ)、下位キャッシュ(ホスト OS キャッシュ)のキャッシュヒット率を図 5~7 に示す。左縦軸はキャッシュヒット率を示し、横軸は FFSB の総データサイズを示している。また右縦軸は FFSB によって得られたスループットを示している。なお、図 5 はゲスト OS にメモリを 1[GB]、図 6 は 2[GB]、図 7 は 3[GB]割り当ててキャッシュヒット率を求めた結果である。

すべての図においてホスト OS キャッシュのヒット率がホスト OS のメモリサイズ/データサイズ比よりも低くなっていることが分かる。アクセスに局所性がなく一様分布である場合は、キャッシュヒット率はメモリサイズ/データサイズ比と等しくなる。また、アクセスに通常の参照の局所性がある場合は、LRU のキャッシュヒット率はメモリサイズ/データサイズ比よりも高くなる。しかし、本実験におけるキャッシュヒット率はメモリサイズ/データサイズ比よりも低くなっている。よって、実環境においても負の参照の時間的局所性が存在し、ホスト OS キャッシュヒット率が低くなっていると考えられる。

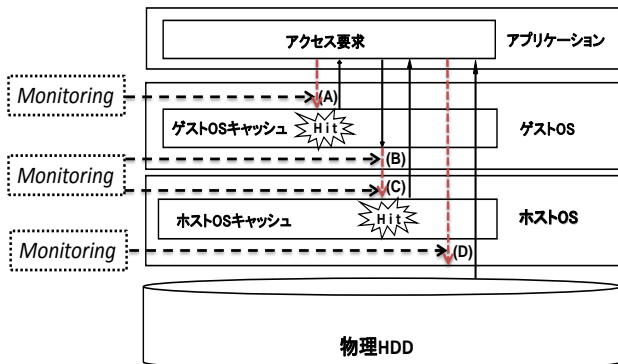


図 4 実験環境

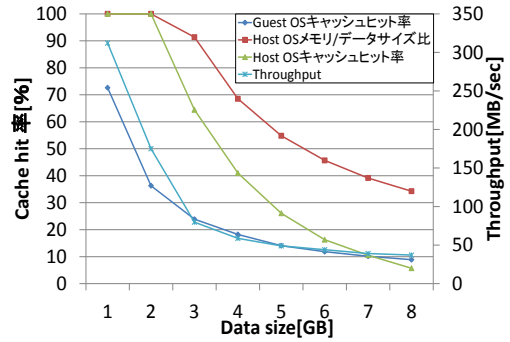


図 5 ゲスト OS 1GB キャッシュヒット率

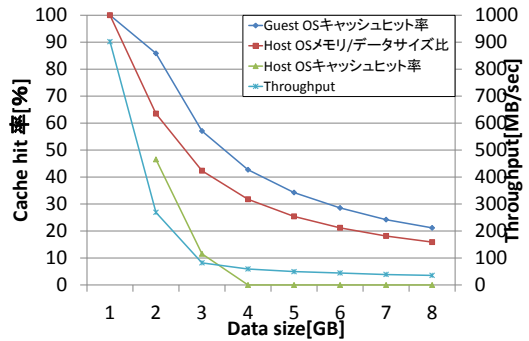


図 6 ゲスト OS 2GB キャッシュヒット率

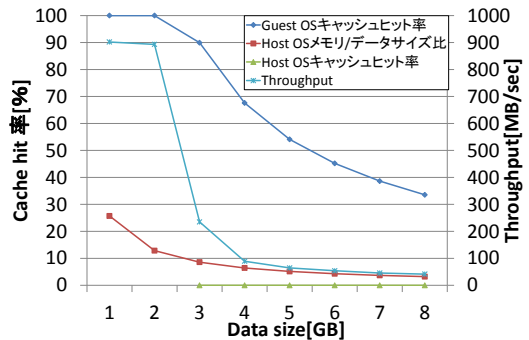


図 7 ゲスト OS 3GB キャッシュヒット率

7. おわりに

本稿では、仮想化環境下における負の参照の時間的局所性の調査を行った。その結果、負の参照の時間的局所性が存在することを確認した。また実際の仮想化環境におけるゲスト OS キャッシュとホスト OS キャッシュのヒット率を調査し、ホスト OS キャッシュのヒット率が低くなっていることを確認した。

謝辞 本研究は JSPS 科研費 22700039, 24300034 の助成を受けたものである

参考文献

- [1] Yusuke Nagasako and Saneyasu Yamaguchi, “A Server Cache Size Aware Cache Replacement Algorithm for Block Level Network Storage,” In Proceedings of The 4th Ad Hoc, Sensor and P2P Networks Workshop (AHSP) 2011.
- [2] Yuanyuan Zhou and James F. Philbin, Kai Li, “The Multi-Queue Replacement Algorithm for Second Level Buffer Caches,” In Proceedings of the 2001 USENIX Annual Technical Conference, 2001.