

論文 / 著書情報
Article / Book Information

論題(和文)	TSUBAME2におけるスケジュール効率化への取り組みとユーザ動向の見える化
Title(English)	
著者(和文)	野村 哲弘, 佐々木 淳, 三浦 信一, 遠藤 敏夫, 松岡 聡
Authors(English)	Akihiro Nomura, Atsushi Sasaki, Shinichi Miura, Toshio Endo, SATOSHI MATSUOKA
出典(和文)	情報処理学会 研究報告, Vol. 2015-HPC-150, No. 2, pp. 1-7
Citation(English)	, Vol. 2015-HPC-150, No. 2, pp. 1-7
発行日 / Pub. date	2015, 7
権利情報 / Copyright	<p>ここに掲載した著作物の利用に関する注意: 本著作物の著作権は(社)情報処理学会に帰属します。本著作物は著作権者である情報処理学会の許可のもとに掲載するものです。ご利用に当たっては「著作権法」ならびに「情報処理学会倫理綱領」に従うことをお願いいたします。</p> <p>The copyright of this material is retained by the Information Processing Society of Japan (IPSJ). This material is published on this web site with the agreement of the author (s) and the IPSJ. Please be complied with Copyright Law of Japan and the Code of Ethics of the IPSJ if any users wish to reproduce, make derivative work, distribute or make available to the public any part or whole thereof.</p>

TSUBAME2におけるスケジュール効率化への取り組みと ユーザ動向の見える化

野村 哲弘^{1,2,a)} 佐々木 淳¹ 三浦 信一^{1,2} 遠藤 敏夫^{1,2} 松岡 聡^{1,2}

概要：

スーパーコンピュータの資源利用の効率化のためには、投入されるジョブの情報を正確に把握し、ジョブのスケジュールリングを最適化することが重要である。東京工業大学学術国際情報センターのTSUBAME2においても、各種のログ情報・センサー情報を蓄積していたが、蓄積したデータの分析は十分なものではなかった。本報告では、TSUBAME2において行われているユーザの資源指定を正確なものにするための取り組みと、その成果を確認するための各種ログ情報・センサー情報の解析について報告する。

1. 背景

東京工業大学学術国際情報センターでは、2010年11月よりスーパーコンピュータTSUBAME 2.0 [1]を、2013年9月よりそのアップグレード版であるTSUBAME2.5(以下両システムの総称としてTSUBAME2を用いる)を運用し、学内外のユーザから利用されている。TSUBAME2の運用中は、TSUBAME2全体を単一のアプリケーションが利用するランドチャレンジ制度等の実行時などの例外を除き、計算資源をノード単位もしくは仮想マシン単位で分割し、複数のユーザの大きささまざまなアプリケーション(計算ジョブ)が同時に実行されている。

一般にこのようなシステムにおいては、バッチジョブスケジューラを用いて、各ジョブの推定実行時間・要求資源量(ノード数)の情報をもとに実行順を制御し、複数の計算ジョブがオーバーラップしないよう順番に実行させている。計算資源の利用効率はすなわちジョブスケジューリングの効率であり、多数のジョブスケジューリングアルゴリズムに関する研究がなされてきており、商用のジョブスケジューラにもその成果が反映されているものと考えられるが、これらのアルゴリズムにおける原理的な限界として、実際の実行時間はジョブの終了まで分からず、推定実行時間はユーザにとってはあくまでも最大実行時間でしかない点である、一方でスケジューラは常にジョブが指定された実行時間まで実行されることを前提としているため、事後

的に最適な詰め込みが発見できる場合でも、オンラインではそのような解を選択できない。

TSUBAME2においてもスケジュールリングの限界に起因するマシンのアイドル時間の発生が問題となっており、繁忙期におけるユーザの実行機会損失の一要因となっていた。本報告では、スケジュールリングアルゴリズム・ポリシーの変更ではなく、ユーザへの広報および課金ポリシーの変更によって緩和する試みについて報告する。また、著者らTSUBAME2の運用チームはこのような問題に定性的には気づいていたものの、定量的な分析は今まで行えていなかった。本報告ではTSUBAME2に蓄積されているジョブ実行ログおよびモニタリングログを活用し、上記ポリシーの変更についての検証結果について報告するとともに、どのようなデータが利用可能となり、どのようなデータの蓄積が必要であるかを議論する。

2. TSUBAME2のジョブスケジューリング

2.1 キュー構成

TSUBAME2では、ユーザのジョブ特性に合わせて主に以下のジョブクラスを定義し、それぞれについて一定台数の実行キューを作成している、夏季節電期間中の消費電力に応じたノード数の動的増減 [2] および後述のU/Vキュー間のノード数動的制御はあるものの、基本的にはクラスごとに固定台数のノードを持つPBS Professionalのキューを作成してそれぞれのキューの中でスケジュールリングを行っている。

2.1.1 予約キュー (H)

TSUBAME2では大規模ジョブの実行を希望するユーザのために24時間単位でのノードの予約が可能であり、予約

¹ 東京工業大学 学術国際情報センター
Global Scientific Information and Computing Center, Tokyo
Institute of Technology
² JST CREST
^{a)} nomura.a.ac@m.titech.ac.jp

用の資源として 420 台の Thin ノードを確保している。スケジューラの観点からは、予約ごとに対応する固定台数の計算ノードからなる PBS キューが作成され、そのキューを予約したユーザグループで独占して利用する、もしくは割り当てられた計算ノードにスケジューラを迂回して直接アクセスして、ユーザの責任においてタスクを実行するという形態がとられる。予約用資源である 420 ノードのうち予約に用いられなかった部分は、後述する X キューとして再利用される。

2.1.2 ベアメタルノード (S 系, X, L 系)

TSUBAME2 の Thin 計算ノードは 2 基の CPU(Intel Xeon X5670, 計 12 物理コア), 3 基の GPU(TSUBAME2.5 では NVIDIA TESLA K20X), 56GB(一部 96GB) の物理メモリ, 2 つの InfiniBand QDR ネットワーク (インジェクションバンド幅 80Gbps), 120 ~ 240GB のローカル SSD などからなり、そのすべてをジョブの実行に用いるユーザのための TSUBAME における最も基本的なジョブクラスである、S キューには 300 台の Thin 計算ノードを割り当てており、単一の PBS キューの上で多数のユーザがそれぞれのジョブを実行している。

X キューは前節の予約ノードに用いられなかったノードを用いて毎日動的に作成されるキューであり、S キューに投入されたジョブが以下の条件を満たす時に自動的に X キューに転送されるバイパス的な役割を果たしているキューである。

- ジョブが即時開始することができる
 - X キューに要求台数以上の空きがある
 - ジョブに実行順依存関係などの即時開始と反する実行条件が付されていない
 - ジョブの開始から指定実行時間経過までの間に予約キューの切り替え時間帯 (9:00 ~ 10:00) をまたがない
- 最初の条件より、X キューに転送されたジョブは即時実行開始されるので、X キューにおけるスケジューラ役は空き資源の管理だけであり、スケジューリングの諸問題はこのキューにおいては発生しない。なお、上記 X キューの実行条件は公開されており、即時の実行を望むユーザは実行時間条件を上記に合うように調整してジョブを投入している。

S96 キューは 96GB のメモリを持つノード、L 系キューはより多くのメモリを持つ Medium/Fat ノードと呼ばれるノードからなるメモリ要求量別のキューである、これらについては X キューへの転送が行われない点を除いてスケジューリングの観点からは S キューと同等である。

2.1.3 仮想マシンによるノード共有 (G, U, V)

TSUBAME2 の Thin ノードは計 12 コアの CPU と 3 基の GPU からなるが、多くのジョブについては、そのうちの片方のみを主に利用し、使われない側のプロセッサがアイドルとなる。そのため、Thin ノードのうち 480 台について

は、ノード内に一定量の CPU コアおよびメモリからなる KVM 仮想マシンを作成し、ホスト側の残り資源 (4CPU コア, 3GPU) からなる GPU ジョブクラス (G キュー) と仮想マシンによる CPU ジョブクラス (U キュー, V キュー) を作成し、ユーザに提供している。U キューおよび V キューの差異は課金方式の違い (V キューのみ購読方式の月額課金, それ以外が従量課金) によるもので、ジョブの性質によるものではないので、負荷に応じて計算資源をキュー間で動的に融通しあっている。

2.2 ジョブのバックフィル処理

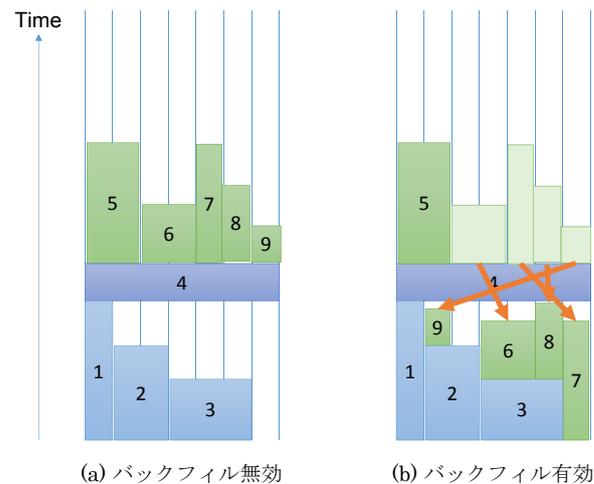


図 1 ジョブスケジュール順序の例: 図中の数字はジョブ投入順

TSUBAME2 では、図 1(a) に示すようなジョブ投入順による早い者勝ちのスケジューリングではなく、(b) に示すように、先行ジョブの実行を阻害しない範囲で空いているノードを用いた後続ジョブの実行を許すバックフィル処理を有効にしている。図 1 の例では、4 番のジョブがスケジュールされると後続の 5 番 ~ 9 番のジョブが 4 番の終了を待たない限り実行できないところ、5 番を除く 6 番 ~ 9 番のジョブを先に実行しても 4 番のジョブの開始時刻には影響がないために、これらを先に実行することができる。なお、この例においては 5 番のジョブはどのノードに配置しても 4 番のジョブの開始時刻までに終了しないため、実行を許してしまうと 4 番のジョブの実行開始が遅れるため、バックフィル処理の対象にはならない。以上の仕組みによって計算資源の有効活用とジョブの待ち時間の削減が実現される。

2.2.1 バックフィル処理における問題点

図 1 の例において、仮に 1 番 ~ 4 番までのジョブについては指定終了時間と実際の終了時刻が一致しており、5 番 ~ 9 番のジョブについては実際の実行時間の 3 倍の実行時間が指定されていると仮定すると、6 番 ~ 9 番のジョブをバックフィル処理で先行させようとしたときにそれらが 4 番のジョブの開始時刻までに終了することがスケジュール時点

では保証できない。このため、バックフィル処理が行われず、ユーザにとっては終了時間の遅延、資源提供者にとっては利用効率の低下という問題が発生する。この問題の唯一の解決方法は、ユーザにより正確に実行時間を見積もってもらい、正確なデータでスケジューリングを行うことである。しかしながら、指定実行時間を超過したジョブは強制終了され、多くの場合結果がえられなくなってしまうため、ユーザは可能な限り長い実行時間指定をする傾向にあると考えられる。

2.3 従量利用の課金計算式

TSUBAME2では運用開始時より、以下の計算式により従量課金の各キューの利用料 P を算出してきた。

$$P = q \times T_u \times N \times e \times p \quad (1)$$

上式において q はジョブクラスに応じて変化する係数、 T_u はジョブの実実行時間 (秒)、 N は利用したノード (もしくは VM) 数、 p はスケジューリング優先度に応じて変化する係数、 e は下式に示すとおり指定実行時間 T_s に応じて変化する係数である。

$$e = \begin{cases} 1 & (T_s \leq 24\text{hours}) \\ 2 & (24\text{hours} < T_s \leq 48\text{hours}) \\ 4 & (48\text{hours} < T_s) \end{cases} \quad (2)$$

このように、指定実行時間が課金額に与える影響は係数 e のみであるので、経済的に実行するという観点からは、指定実行時間として 24 時間を指定することが最適となり、多くのジョブの指定実行時間が 24 時間であり、バックフィルが全く効かない状態となっていた。

3. 指定実行時間最適化への取り組み

3.1 利点アナウンスと課金係数の変更

このように、バックフィル処理があるにもかかわらず有効に利用されていない現状を打開するために、2014 年 2 月に短い実行時間指定によるスケジュール順の面における利点をアナウンスするとともに、2014 年 4 月より課金係数 e の計算式を次式のように変更した。[3]

$$e = \begin{cases} 0.9 & (T_s \leq 1\text{hour}) \\ 1 & (1\text{hour} < T_s \leq 24\text{hours}) \\ 2 & (24\text{hours} < T_s \leq 48\text{hours}) \\ 4 & (48\text{hours} < T_s) \end{cases} \quad (3)$$

指定実行時間 T_s が 1 時間以下のジョブについては従来の 90% の課金額で実行できるようにインセンティブを与える一方、それ以外のジョブについては従来通りの課金額とする変更である、

3.2 課金計算式の変更

また、2014 年 2 月の時点でさらなる課金計算式の変更をアナウンスし、2014 年 4 月より新計算式による推定課金額の表示を開始、2014 年 8 月より新計算式の適用を開始した。[3] 変更後の課金計算式は式 (1) で定義されていた課金額の計算式を下式のように変更するものである。

$$P = q \times (0.7T_u + 0.1T_s) \times N \times e \times p \quad (4)$$

本式では、ジョブの実実行時間 T_u だけではなく、スケジュールに使われる指定実行時間 T_s についても明示的に課金対象としている。同じ実実行時間で比較すると、指定実行時間が実実行時間の 3 倍以下であったとき、すなわち実行時間の予測が 3 倍以下の精度でできた場合には従来より課金額が低く、逆に実行時間の予測精度が 3 倍よりも悪いときには従来よりも課金額が高くなる。このような課金計算式を用いることで、安易に T_s が 24 時間に設定されたジョブが少なくなることを期待している。なお、実行時間が T_u が 5 分に満たないジョブについては、起動時の初期化やパラメータ設定に失敗したと見做し、式 (4) によらず、式 (1) を適用している。

4. 取り組みの検証

著者ら TSUBAME2 運用チームでは、上記計算式の変更後については、バックフィルが効かずにジョブが滞留する現象が軽減されたことを体感してはいたが、その効果についてこれまで特に検証を行ってこなかった。また、大学設置のスーパーコンピュータの負荷は学事歴および予算年度の関係で 4 月から 10 月頃までの閑散期 (この間には 7 月 ~ 9 月の節電運用期間も含まれる) と 11 月から 3 月にかけての繁忙期では大きく異なり、制度変更の前後の負荷状況の変化が制度変更によるものなのか年周期の他要因によるものなのかが分からない。そこで、TSUBAME2 の供用開始から 2015 年 3 月までの PBS の実行ログを解析することにより、本取り組みの効果について検証を行った。

4.1 スケジューラログの加工

TSUBAME2 では課金のマスターデータとして、PBS が出力するテキストベースのログを用いている。ログデータにはジョブに関しては以下のタイミングで各 1 行の CSV データが書き込まれる。

- ジョブの投入時
- ジョブの実行開始時
- ジョブの自動再実行開始時
- ジョブの終了時

ログの各行には下記に示すデータが記録される。

- タイムスタンプ
- ログの種類
- ジョブ ID

● ジョブ属性情報 (下記は抜粋)

- ユーザ, 課金グループ
- e, p 係数の値
- ジョブ名
- キュー名
- ジョブ状態変化時のタイムスタンプ
- 要求資源量
- 指定実行時間 (T_s)
- 割当ノードリスト
- 実実行時間 (T_u)

約4年半のログのサイズは bzip2 圧縮後で 910MB であった。ジョブに関する情報は実行終了時のログだけを収集すれば基本的には手に入るが、ジョブの投入時刻と実行開始時刻は終了時のログに明には記録されていないため、直に統計データを作る前に、当該ジョブデータを MySQL データベース上に再構築した。

4.2 ユーザによる実行時間予測精度の検証

2014年4月および8月の課金計算ポリシーの変更の前後で、ユーザのジョブ実行時間予測にどのような変化が発生したかを検証した。図2にキュー毎のジョブの T_u/T_s 比の T_u による加重平均値の推移を示す。加重平均値の算定に当たっては、ノードのハングアップ等で実実行時間が予定事項時間の1.2倍を超えたケースを異常値として、また5秒以内にジョブの実行が終了したケースを初期化エラーに起因するものとして除外している。グラフ中の縦実線はそれぞれ2014年4月, 8月を, 破線は他年度の4月, 8月である。

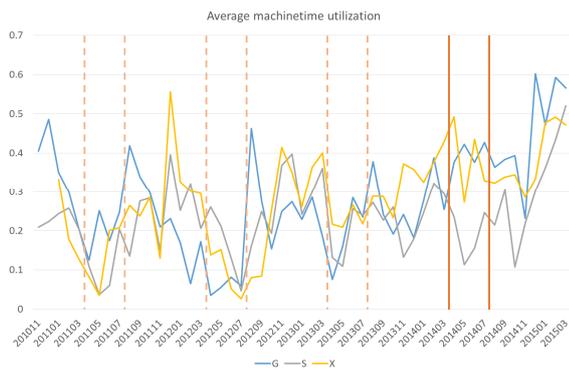


図2 キュー毎の平均 T_u/T_s 比

年度間の同月どうしを比較すると、2014年4月の計算式変更によって例年低い値を示している閑散期の T_u/T_s 比が大きい(予測精度が高い)値で推移し、2014年8月の変更後も例年の繁忙期の水準と比しても高い T_u/T_s 比を維持したことがわかる。

また、キュー間の比較では、同じ従量課金でも、Sキューに振り分けられたジョブに比べてXキューに振り分けられ

たジョブや、Gキューに投入されたジョブのほうが T_u/T_s 比が高くなる傾向が2014年4月以降に明確に現れている、これは、即時の実行を望みジョブの実行条件をXキューに合わせて適応させるユーザや、GPUをメインで使うユーザ、すなわちTSUBAME2のアーキテクチャやスケジューリングポリシーに積極的に適応するユーザが我々の狙い通りにジョブの実行時間の予測を詳細化したものと考えられる。

なお、これらの施策を導入する際や導入後も、アプリケーションユーザからは実行時間が事前には予測ができないとの意見を受けた、ユーザレベルチェックポイントなど、計算途中でジョブの実行時間が尽きることが問題とならない手法の普及に努めたい。

4.3 ジョブの待ち時間の変化の検証

本施策の最終目的は、ジョブの実行効率を改善して各ジョブの待ち時間(ジョブが実行可能になってからジョブが実行開始されるまでの時間)を短縮することであり、本来は待ち時間の変化も検証の対象とすべきである。しかしながら、TSUBAME2に記録されていた実行ログを精査したところ、ジョブの間にユーザが依存関係(特定のジョブが実行終了したときのみ実行可能とする)を設定した場合、実行可能となった時刻や、依存関係の指定の存否や内容がログファイルに記録されておらず、検証を行うことができなかった。このような検証に必要なデータを失わないよう、十分な情報量をもつログを保存することは次期システムにおける課題である。

5. モニタリング情報とジョブ実行履歴の連携

5.1 TSUBAME2におけるGangliaによる環境モニタリング

TSUBAME2では、計算ノードや、電力版において、以下に例示する様々な指標を1分単位で計測し、Gangliaを用いて記録・公開している。[4]

- ノード
 - CPU 負荷
 - Load average
 - メモリ使用量
 - GPU 負荷
 - Ethernet I/O
 - 各コンポーネントの温度
- 各分電盤の電力
- ストレージサーバの負荷

5.2 ジョブ実行履歴との連携

これらは単なる時系列データとして現在公開されているが、4.1節で作成した実行ログデータベース上の情報と組み合わせることで、ジョブ単位の負荷やI/O等の統計情報

を得ることができると思われる。しかし、公開されている測定データは計測点（ノード等）および計測項目ごとに RDD ファイルとして保存されており、400 日分のデータを格納するためには約 450GB のストレージ領域を使用している、今回はこの RDD ファイルの年次バックアップデータをもとに解析を行うので、5 年度分のデータを検索対象とすると探索範囲が 2TB 以上となり、ここから統計情報をリアルタイムに生成することは現実的ではない。

そのため、データ量を削減するためにあらかじめ RDD ファイルから必要な指標を事前にノード単位・ジョブ単位で統計処理（平均もしくは加算）を行うことで、データベースのサイズ（探索範囲）を削減することとした。

5.3 GPU 利用率の検証

TSUBAME2 では、ジョブの実行時に資源指定として GPU の利用台数の入力を行っているが、実際には資源指定をせずとも GPU が利用可能であり、また資源指定をしても実際には GPU が使われていないケースが考えられ、GPU の利用率や利用状況を確認するうえで、資源指定の値をそのまま使うことは正確性の面で問題がある。また、GPU ジョブのキューとして作成している G キューに GPU を用いないジョブが過度に投入されていると、GPU を利用するユーザの機会損失につながるため、適切なキューにユーザを誘導する必要があるが、そのようなジョブを検出するうえで精度の低い資源指定を用いることに問題がある。一方、GPU の負荷情報は Ganglia によるモニタリングログとして収集しており、ジョブの実行期間中に負荷が 0 を超えた GPU の台数を調べることで、実際のジョブ毎・ノード毎の GPU 使用台数を算出することができる。

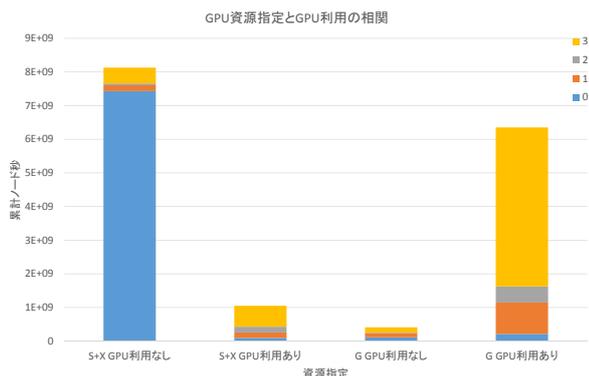


図 3 GPU 資源指定と実際のノードあたり GPU 利用台数の関係

図 3 および図 4 に 2014 年度の S, X, G の各キューにおける GPU 資源指定の有無と実際の 1 ノードあたりの GPU 利用数の相関を示す。それぞれのキューにおいて、不適切な資源指定が一定の割合で存在することおよび GPU ジョブ専用の G キューにおいても、ノード時間において約 5% のジョブは実際には GPU を全く利用していないことが分かった。

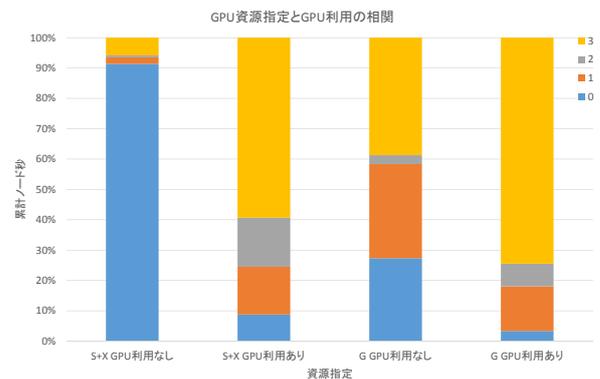


図 4 図 3 の各棒を 100% に拡大したもの

6. 関連研究

ユーザの資源消費動向を経済的インセンティブによって誘導する試みは FOCUS スーパーコンピュータシステムにおいても行われている。[5] では、ジョブの並列数を向上させるために課金計算式を年ごとに変更する施策と、運用期間中のジョブ並列数分布の変化を報告しているが、施策による消費動向の変化と、大口ユーザの移動やシステムの追加などの要因が課金計算式変更を行った年度境界で発生しているため、原因と結果の因果関係が明らかではない。

7. おわりに

本報告では、TSUBAME2 の運用におけるジョブスケジューラの運用効率化のために、ユーザに経済的インセンティブを与える施策について紹介し、その効果を測定するためのジョブ実行履歴のデータベース化について述べた。施策導入時には定量的に評価されていなかったユーザ動向の変化について、実際に効果があることが定量的に示されただけでなく、モニタリング情報と組み合わせることで、TSUBAME2 の運用および次期システムの設計の資料となりうるユーザジョブの計算機上での振る舞いについて、把握できる事例を示した。今後は得られたジョブ実行履歴とモニタリング情報をもとにどのような情報が得られるかを詳細に検討し、日々の運用と次期システムの設計に生かしていきたい。また、4.3 節に示したジョブが実行可能になった時刻等、運用資料として必要な項目が収集されていないことが明らかになったので、ジョブの実行履歴情報およびモニタリング情報として必要な項目を同定し、記録していくことが必要である。

参考文献

- [1] Global Scientific Information and Computing Center, Tokyo Institute of Technology: TSUBAME Computing Services.
- [2] 遠藤敏夫, 額田 彰, 松岡 聡: ウルトラグリーンスパコン TSUBAME2.5/TSUBAME-KFC, 大学 ICT 推進協議会 2013 年度年次大会 論文集 (2013).
- [3] 東京工業大学学術国際情報センター: 正確な walltime 指

定を促進し、TSUBAME の稼働率を高めるための消費ポイント計算式の変更について.

- [4] Global Scientific Information and Computing Center, Tokyo Institute of Technology: TSUBAME 2.5 Monitoring Portal.
- [5] 西川武志: FOCUS スーパーコンピュータシステムにおける並列課金インセンティブの効果, 情報処理学会研究報告, Vol. 2015-HPC-149, No. 2, pp. 1-5 (2015).

付 録

A.1 ジョブ実行履歴テーブルのスキーマ

ジョブの実行履歴情報および, ノード情報を格納するテーブルのスキーマは図 A.1, 図 A.2 に示すとおりである. また, 本文中に示したデータは図 A.3 に示す SQL 文で取得した, TSUBAME2 の 4 年半の履歴データに対しての実行時間も示す.

```
CREATE TABLE 'job_history' (  
  'jobid' varchar(32) NOT NULL DEFAULT '',  
  'queue_time' int(11) NOT NULL,  
  'start_time' int(11) NOT NULL,  
  'end_time' int(11) NOT NULL,  
  'queue' varchar(8) NOT NULL DEFAULT '',  
  'user_hash' varchar(10) NOT NULL DEFAULT '',  
  'group_hash' varchar(10) NOT NULL DEFAULT '',  
  'used_cpupercent' int(11) DEFAULT NULL,  
  'used_cputime' time DEFAULT NULL,  
  'used_mem' int(11) DEFAULT NULL,  
  'used_ncpus' int(11) DEFAULT NULL,  
  'used_vmem' int(11) DEFAULT NULL,  
  'used_walltime' time DEFAULT NULL,  
  'req_mem' int(11) DEFAULT NULL,  
  'req_ncpus' int(11) DEFAULT NULL,  
  'req_walltime' time DEFAULT NULL,  
  'req_gpus' int(11) DEFAULT NULL,  
  'req_pl' int(11) DEFAULT NULL,  
  'req_et' int(11) DEFAULT NULL,  
  'nhosts' mediumint(9) NOT NULL,  
  'fyear' year(4) NOT NULL,  
  'month' mediumint(9) NOT NULL,  
  'is_array' tinyint(1) NOT NULL,  
  'used_nodesec' int(11) NOT NULL,  
  'gpu_utilization' float DEFAULT NULL,  
  'num_gpu_used' tinyint(1) DEFAULT NULL,  
  PRIMARY KEY ('jobid'),  
  KEY 'queue' ('queue'),  
  KEY 'start_time' ('start_time'),  
  KEY 'queue_time' ('queue_time'),  
  KEY 'end_time' ('end_time'),  
  KEY 'nhosts' ('nhosts'),  
  KEY 'fyear' ('fyear'),  
  KEY 'month' ('month'),  
  KEY 'is_array' ('is_array'),  
  KEY 'gpu_utilization' ('gpu_utilization'),  
  KEY 'num_gpu_used' ('num_gpu_used'),  
  KEY 'user_hash' ('user_hash'),  
  KEY 'group_hash' ('group_hash'),  
  KEY 'used_nodesec' ('used_nodesec')  
) ENGINE=InnoDB DEFAULT CHARSET=utf8 ROW_FORMAT=COMPRESSED;
```

図 A.1 ジョブ実行履歴データベースのスキーマ

```
CREATE TABLE 'exec_hosts' (  
  'jobid' varchar(32) NOT NULL DEFAULT '',  
  'host' varchar(16) NOT NULL DEFAULT '',  
  'gpu0_utilization' float DEFAULT NULL,  
  'gpu1_utilization' float DEFAULT NULL,  
  'gpu2_utilization' float DEFAULT NULL,  
  PRIMARY KEY ('jobid','host'),  
  KEY 'jobid' ('jobid'),  
  KEY 'host' ('host')  
) ENGINE=InnoDB DEFAULT CHARSET=utf8 ROW_FORMAT=COMPRESSED;
```

図 A.2 ジョブ実行履歴データベースのスキーマ (続き)

```
select month, sum((time_to_sec(used_walltime)/time_to_sec(req_
walltime))*time_to_sec(req_walltime))/sum(time_to_sec(req_
walltime)) as ratio, count(*) as jobs from job_history where
queue="G" and used_walltime/req_walltime < 1.2 and used_wal
ltime > 5 group by month;
55 rows in set (2.94 sec)
```

```
select req_gpused is not null and req_gpused > 0 as gpu_reqd, nu
m_gpused, count(*), sum(used_nodesecond) as machinetime from
job_history where gpu_utilization is not null and (queue = "
S" or queue="X") and fyear=2014 and used_walltime > 5 group
by gpu_reqd, num_gpused;
8 rows in set (1.23 sec)
```

図 A.3 データベースに対する問い合わせの例と応答時間