製品検査処理の並列分散化に関する一手法

白石 洋一*, 岡田 佑樹**

A Product Testing Method on a Parallel and Distributed System

Yoichi SHIRAISHI* and Yuki OKADA**

*群馬大学工学部情報工学科 (〒376-8515 群馬県桐生市天神町1-5-1)

**株式会社東芝テック (〒411-8520 静岡県三島市南町6-78)

*Department of Computer Science, Gunma University (1-5-1 Tenjin-cho, Kiryu-shi, Gunma 376-8515)

**Toshiba Tec, Corp. (6-78 Minami-cho, Mishima-shi, Shizuoka 411-8520)

概要 複数台の検査データ取得装置と複数台の検査データ処理装置がネットワークで結合された製品検査処理の並列分散化を考える。1台の検査データ取得装置からは、一定時間ごとに検査データが連続的に得られ、その検査データを1台の検査データ処理装置に送信して処理する。検査データ生成時間、検査データ送信時間、検査データ処理時間がミリ秒単位と非常に小さい条件のもとで、検査データを滞ることなく、かつ負荷均等化を目標に検査データ処理装置に割り当てる。本論文では、この問題を解決するための製品検査処理システムと検査データ割り当て手法について述べる。本システムと提案手法を実データに対して評価した結果、ある台数以上の検査データ処理装置のもとで、逐次処理に対して、処理時間を72%削減し、検査データ処理装置の所要メモリ量を99.7%削減した。さらにランダムに検査データを処理装置に割り当てる方法と比較して、それぞれを、19%、98.8%削減した。

Abstract

This paper deals with a product testing method on a parallel and distributed system that consists of several test data acquisition devices and several test data processing devices. The test data acquisition device depicts data in a constant period and the data are sent to the test data processing device. In this system, acquisition and transmission of the test data takes several tens of milliseconds, and test data processing requires about a hundred milliseconds. In this environment, every test data acquisition must be assigned to a data processing device without blocking the next acquisition, while balancing the load among processors. This paper describes and discusses a testing system and a load balancing method. This system and the suggested method were evaluated against actual testing problems. As a result, the processing time was reduced by 72% and the required amount of memory was reduced by 99.7%, compared to a sequential process in which a certain number of data processing devices are available. Moreover, processing time and required amount of memory were reduced by 19% and 98.8%, respectively, compared with a random load balancing method.

Key Words: Product Testing, Parallel, Distributed, PC Cluster

1. 緒言

製品の検査処理は、製品の機能と性能を保証する上で重要な処理であり、個々の製品を個別に検査する必要があることから、製品数に依存した多大な処理時間を要する。今、Fig. 1に示す製品検査装置の構成を考える。本論文で取り扱う製品検査では、まず、テストで製品の検査データを採取する。これをタスク(task)と呼ぶ。通常、テストは組み込み計算機、または外付けの計算機に接続される。これらの計算機では、例えば圧縮処理など、検査データの初期処理を行う。並列処理における議論のために、この計算機を本論文ではディスパッチャ(dispatcher)と呼ぶ。タスクはディスパッチャからネットワークを経由してサーバに送信され、サーバ上で検査処理を受ける。タスクの生成時間はサーバ

上の検査処理時間よりも小さいことが多く、検査処理待ちのタスクを一時的にキュー(queue)に保存して、これらの時間の差を調整する。キューは待ち行列を意味し、キューに到着したタスクから順に検査処理を受ける。キューにタス

Fig. 1 Product testing system consisting of two testers

クを保存したあと、ディスパッチャは次のタスクの処理を行うことができる。

本論文では、特にタスクの生成時間、タスクのネットワークを介した送信時間、およびタスクの検査処理時間とが非常に近い検査処理を取り扱う。例えば具体的に、タスクのサイズが200キロバイト(KB)、生成時間が40ミリ秒(ms)、ネットワークによる送信時間が24ms、検査処理時間が105msで、これらのそれぞれの処理時間が非常に近いということが特徴である。また、1製品当たり、この検査処理を1,000回繰り返す。

Fig. 1は、この検査処理を行うために、テスト1台とディスパッチャ1台、およびサーバ1台をネットワークで直結した2セットの検査装置からなる構成を示している。この装置構成による検査処理では、次の問題点が発生する。(1) ディスパッチャ1台に対してサーバ1台の構成では、検査処理がサーバの能力に支配され、上の例では、タスク生成時間が40msであるのに対して全体の検査処理時間が105msになる、(2) キューのサイズが増大し、サーバの記憶装置を増設する必要がある、(3) サーバのメンテナンス中には、テストとディスパッチャを停止させる必要があり、検査処理の効率を低下させる。特に上の例では、シミュレーションによれば(2)のキューの長さは最大618となり、単にタスクを一時的に格納するだけで、少なくとも $200\text{KB} \times 618 = 123.6\text{MB}$ のメモリを要する。ディスパッチャにもキューを設置して送信前のタスクを保持することも可能である。しかしその場合、サーバがタスクデータ受信可能状態になり、タスクデータ取得中にディスパッチャとテストに割り込みをかけてタスクデータの送信を要求することは、テストが正確なデータを取得することに悪影響を与える可能性があり、通常は禁止される。さらに、メンテナンスを除いて製品検査処理は継続することが多いため、これらの問題点は検査処理の効率を低下させる。また、製品検査処理のスループットを上げるためには、テスト、ディスパッチャ、およびサーバ一式の増設が必要のため、投資効率が低い。

本論文では、これらの問題点を解決するために検査処理の並列分散化を検討する。基本的な並列分散手法のアイデアはすでに述べた¹⁾が、本論文ではその手法のより詳細な説明と実験・評価結果を述べる。本論文で検討する検査装置の構成をFig. 2に示す。Fig. 2の装置構成はFig. 1の装置構成において、検査処理を実行するサーバをディスパッチャに複数台接続して、タスクの検査処理を並列分散させる。この装置構成と提案する並列分散化アルゴリズムによって、以下で示すが、上の(1)の問題点は1製品のタスク生成時間合計の40秒程度に短縮でき、(2)のキューのサイズを半減させることができる。また、(3)のメンテナンス性の向上は明らかであり、さらに製品検査装置の処理能力を高めるためには、ディスパッチャ数に対するサーバ数

Fig. 2 Multiple task assignment architecture

のみを実験的に得られる最適数まで増設すればよい。

従来より、本論文で取り扱うタスク割り当て問題についてはさまざまな研究が行われてきている。それらは、例えば1台のディスパッチャとサーバファームが接続された装置構成のもとで、タスクをサーバに割り当てる問題として設定されている^{2)~5)}。これらは、アクセスが集中するウェブサイト^{6),7)}、計算センタ⁸⁾、通信システム⁹⁾、などで発生する問題である。各サーバはキューを持ち、FCFS (First-Come-First-Served)に従ってタスクの処理を行い、サーバ間での情報交換は行わない³⁾。また、タスクの処理は途中で中断して再開することはできない。ディスパッチャはキューを持たず、あるタスクの割り当てと送信処理が終了していない場合、ディスパッチャに次のタスクは入力できない⁴⁾。しかしディスパッチャが1台からなる並列分散化問題と、本論文のように複数台からなる問題では、問題の性質が異なる。サーバを共有するため、ディスパッチャがサーバの状態を正確に把握できないためである。また、これまでに提案されてきた並列分散手法では、ディスパッチャとサーバ間の通信時間を無視して^{5),10)}、タスクデータサイズが可変の場合にどのサーバにタスクを割り当てるかを検討している⁴⁾。これは、従来、サーバにおける処理時間と所要メモリ量が大きい問題を並列分散処理によって解決するという動機で研究が行われることが多く、サーバでの処理時間に比べれば、通信時間は無視できるほど小さいためである。さらに、本論文のような実際の並列分散化問題に対して、

実装方法における詳細な課題を取り上げた研究は、われわれが知る限り報告されていない。

本論文では、Fig. 2に示すように、2台以上のディスパッチャが1つのサーバファームに接続された装置構成を対象とし、これを多重タスク割り当て問題と呼ぶ。ここでは、先の具体例に示したように、タスクの生成時間間隔とサーバでの処理時間の差が数倍程度と小さく、またタスクデータの送信時間がタスクの生成時間の半分程度、混雑時には1.5倍程度と、ネットワークには常にデータが流れ、ほとんどビジー状態であるという環境を想定する。本論文では、まず、提案する多重タスク割り当てアルゴリズムに基づいたタスク割り当てシステムをPCクラスタにより構成する。続いて、本システムをMPICH^{[11],[12]}を用いて実装し実験評価した。その結果、提案アルゴリズムにより、あるサーバ数のもとで検査処理をタスク生成時間近くまで削減可能なことを確認した。また、提案する多重タスク割り当てアルゴリズムとランダムタスク割り当てアルゴリズムの性能を比較し、提案アルゴリズムのアプローチの有効性を確認した。

本論文の構成は以下の通りである。まず、2節において実際に解くべき多重タスク割り当て問題を定義する。次に3節において、多重タスク割り当てシステムを提案し、その上で動作する多重タスク割り当てアルゴリズムを示す。4節では、実際の問題を設定して提案システムとアルゴリズムに対する実験と評価を述べる。最後に5節において本論文をまとめる。

2. 多重タスク割り当て問題

本節では、多重タスク割り当て問題を定義する。

定義1 割り当て

S をサーバファーム、 K をある時間区間において生成されたタスク集合とする。割り当て a とは、タスク集合 K からサーバファーム S の中への1対1写像である。すなわち、 $a:K \rightarrow S, a(k_i)=s_j, k_i \in K, s_j \in S$ 。

定義2 待機回数

D をディスパッチャの集合とする。ディスパッチャ $d_g \in D$ がタスク k_{i+1} を割り当て a によってサーバ s_j に送信する際に、 d_g 上で直前に割り当てを決定したタスク k_i のデータの送信が完了していない回数を待機回数 w_g^a と呼ぶ。

タスク割り当て問題では、あるディスパッチャ上のタスクをサーバに割り当てる際に、そのディスパッチャ上の直前のタスクの送信が完了していなければならない^[3]。しかし実際の問題では、ネットワークの状況などによって必ずしも送信が完了するとは限らない。したがって、この条件が満たされない回数を待機回数と定義し、ある時間区間において待機回数合計を最小化することを目的関数の1つとする。待機回数 $w_g^a \neq 0$ の場合には、ディスパッチャがタスクデータ取得中に直前のタスクを送信可能となっても、そ

のタスクデータ取得を途中で中断することができず、その時点では直前のタスクデータを送信することができない。したがって、現在のタスクデータ取得完了後に直前のタスクデータを送信する。タスクデータ生成時間から見ると、これは全タスク数合計が w_g^a 個増大することに相当する。

定義3 サーバの負荷

サーバ $s_j \in S$ の負荷は $L_j = |K_j| t_p v_j$ で表す。 K_j, t_p 、および $v_j (0 < v_j \leq 1)$ は、それぞれ、サーバ s_j に割り当てられたタスクの集合、基準サーバで処理した場合のタスク処理時間、および基準サーバに対するサーバ s_j の相対処理速度である。

従来のタスク割り当て問題では、サーバの処理速度はすべて等しいと仮定していた^[3]。しかし、本論文で取り扱う多重タスク割り当て問題では、この条件を仮定できない。サーバ処理速度はすべて等しくとも、別のディスパッチャがサーバに別のタスクを割り当てているため、そのサーバの処理速度は他よりも低下する。

以上の定義をもとに、本論文で対象とする多重タスク割り当て問題を定義する。この問題を取り扱った研究は、著者らの知る範囲では現在までに報告されていない。

定義4 多重タスク割り当て問題

入力：タスクの入力間隔 t_g （全ディスパッチャに対して共通）、タスクの処理時間 t_p （基準とするサーバ上での時間）、タスクデータ送信時間 t_m 、ディスパッチャ集合 D 、ある時間区間における生成タスク集合 K 、サーバファーム S 、サーバ s_j の基準サーバに対する相対処理速度 $v_j, (1 \leq j \leq |S|, 0 < v_j \leq 1)$ 。

出力：タスクのサーバへの割り当て、

$$\begin{aligned} a(k_i) &= s_j, \quad k_i \in K, \quad s_j \in S, \\ K &= \bigcup_j K_j, \quad K_i \cap K_j = \emptyset \quad (i \neq j), \\ K_j &= \{k_i | a(k_i) = s_j\} \end{aligned}$$

目的関数：

サーバの負荷均等化（負荷分布の標準偏差最小化）：
 $\min_a F_1,$

$$\text{ここで, } F_1 = \sqrt{\frac{|S| \sum_{j=1}^{|S|} L_j^2 - \left(\sum_{j=1}^{|S|} L_j \right)^2}{|S|(|S|-1)}} \bigg/ \sum_{j=1}^{|S|} L_j \quad (1)$$

待機回数合計最小化： $\min_a F_2,$

$$\text{ここで, } F_2 = \sum_{g=1}^{|D|} w_g^a \quad (2)$$

多重タスク割り当て問題は、式(1)と式(2)に示す目的関数、 F_1 と F_2 を最小化する多目的最適化問題である。

3. 多重タスク割り当てシステムと多重タスク割り当てアルゴリズム

本節では、2節で定義した多重タスク割り当て問題（定

Fig. 3 Multiple task assignment system

義4) を解くための多重タスク割り当てシステム, 多重タスク割り当てアルゴリズム, およびその上で実行する負荷分散アルゴリズムについて述べる。

3.1 多重タスク割り当てシステム

提案する多重タスク割り当てシステムをFig. 3に示す。これは、Fig. 2に示すディスパッチャとサーバファームからなる構成に負荷管理サーバを追加したシステムである。

3.2 多重タスク割り当てアルゴリズム

【アルゴリズムの基本的な考え方】

定義4に示したように、多重タスク割り当て問題の目的関数は、サーバの負荷均等化と待機回数合計最小化であると定義した。サーバの負荷均等化を行うために、Fig. 3に示したように負荷管理サーバを設定して動的にサーバの負荷管理を行い、ディスパッチャからの問い合わせに対して、割り当てるべきサーバを指示する。負荷管理サーバを導入したのは、ディスパッチャで負荷管理を行うとタスクデータ生成に割り込み処理が必要になり、先に述べたようにタスクデータ生成に不具合を及ぼすこと、タスクデータのサーバへの送信とサーバからの負荷状況報告の通信が衝突して待機回数の増大を招くこと、および専用サーバとして独立させることでディスパッチャからの問い合わせに対して、即、割り当てサーバを返信するためである。ネットワークはタスクデータの送信だけで常にビジー状態であることを仮定するため、待機回数を最小化するためには必要最小限の情報の収集にとどめる。待機回数合計最小化は、次に示すタスクの処理手順に反映させることで試みる。

Fig. 4 Processes on each machine

以下では、各マシン上のプロセス間の動作を述べる。Fig. 4に示すように各ディスパッチャ上にクライアントプロセス、負荷管理サーバ上にマネージャプロセス、各サーバ上にレシーバプロセスとカリキュレータプロセスを生成する。

Fig. 5にある時間区間に生成された $|K|$ 個のタスクを処理する場合の各プロセスの動作を示す。

【タスク k_i の処理手順】

(1)~(7)を $|K|$ 回繰り返す：

- (1) クライアントプロセスは、タスク k_i を処理すべきサーバをマネージャプロセスに問い合わせる、
- (2) マネージャプロセスは(1)の問い合わせに対して、サーバファーム内の1つのサーバ s_j を決定する、
- (3) クライアントプロセスは(2)で決定したサーバ情報 s_j を受け取る、
- (4) クライアントプロセスはサーバ s_j 上のレシーバプロセスにタスク k_i を送信し、レシーバプロセスはこれを一時保存する、

レシーバプロセスとカリキュレータプロセス間で(5)~(7)を繰り返す：

- (5) サーバ s_j 上のカリキュレータプロセスは、タスクデータの送信要求をレシーバプロセスに送信する、
- (6) レシーバプロセスはカリキュレータプロセスの要求に従って、タスク k_i のデータを送信し、キューからそのデータを削除し、そしてマネージャプロセスに更新後のキューの使用量を送信する、
- (7) カリキュレータプロセスは、タスク k_i を処理し、結果を保存する、

タスクデータ処理結果の回収処理として(8)と(9)を実行する：

- (8) マネージャプロセスは、受け取った終了信号をすべてのレシーバプロセスにブロードキャストする、
- (9) カリキュレータプロセスは、レシーバプロセスか

Fig. 5 Timing chart of processes for a set of $|K|$ tasks; The client process of a dispatcher generates a task and it is sent to a server determined by the manager process of the load watching server. Then, the task is received by the receiver process and tested by the calculator process of the server. After generating $|K|$ tasks, the client process sends a termination signal to the load watching server and it is broadcasted to all servers. After receiving the termination signal, the calculator process sends test results to the corresponding client process.

らのタスク終了信号を受信後、対応するクライアントプロセスに処理結果を直接送信する。

タスク k_i の処理手順に関して説明する。(1)においてクライアントプロセスがタスクを割り当てるべきサーバをマネージャプロセスに問い合わせるのは、【アルゴリズムの基本的な考え方】で述べたように、あるディスパッチャ上のクライアントプロセスがサーバの負荷状況を管理できないためである。サーバ上には、タスクデータ受信専用のレシーバプロセスと、タスクデータ処理専用のカリキュレータプロセスを生成する。これらを1つのプロセスとすると、サーバにおいてタスクデータ処理中にタスクデータ受信要求が発生した場合、タスクデータ処理を中断することができず、タスクデータ受信の待ちを発生させるためである。この待ちが発生するとある時間後にそのタスクデータを再送信しなければならない、結果として待機回数を増大させる。レシーバプロセスはカリキュレータプロセスの要求に応じてタスクデータを送信する。ディスパッチャがマネージャプロセス経由でレシーバプロセスにタスクデータを送信しな

いのは、マネージャプロセスと他のクライアントプロセスとの通信との競合を避け、待機回数合計を最小化するためである。また、タスクデータは、問い合わせ、および処理結果のデータに比べて容量が大きくネットワークを混雑させるため、ディスパッチャは特定のサーバとのみ通信する。

ディスパッチャでは、あるタスクデータの送信後、次のタスクデータの処理を行う。タスクデータの送信時点で直前のタスクデータの送信が完了していない場合には、そのタスクデータの送信が完了するまで待機し、待機回数を1増加させる。

3.2.1 レシーバプロセス

レシーバプロセスは任意のクライアントプロセスからのタスクデータを受信してキューに格納する。定義3に示したようにサーバの負荷は割り当てられたタスク数、すなわちキューの使用量に比例する。レシーバプロセスは3機能を持つ。第1はキューの使用量の管理とタスクデータの受信である。レシーバプロセスのキューはあらかじめ与えられた固定サイズで作成し、タスクデータを受信してこの

キューに格納する。第2は、カリキュレータプロセスからのタスクデータ要求信号を受信して、キューからFCFSに従ってカリキュレータプロセスにタスクデータを送信することである。4.2で示すタスクデータの処理時間105msは、このタスクデータの送信時間45msと、検査処理時間60msからなる。送信後のタスクデータは廃棄し、マネージャプロセスにキューの使用量を送信する。第3はマネージャプロセスからの終了信号受信である。

3.2.2 カリキュレータプロセス

カリキュレータプロセスは、レシーバプロセスへのタスクデータ送信要求とタスクデータの処理を繰り返す。1台のサーバには複数のクライアントプロセスからタスクデータが送信されるので、処理結果は各クライアントプロセスごとに線形リストとして保存する。レシーバプロセスからクライアントプロセスの終了信号を受信した場合、タスクデータ処理結果を対応するクライアントプロセスに直接返送する。レシーバプロセスにタスクデータの送信を要求してもタスクデータを得られない場合には、あるランダムな時間後に再度送信要求を発行する。

3.2.3 マネージャプロセス

マネージャプロセスの機能は、クライアントプロセスからのサーバ問い合わせに対する処理を行うことと、レシーバプロセスの負荷状況を管理することである。レシーバプロセスの負荷状況は、3.2.1に示したように、それぞれのキューの使用量とする。クライアントプロセスからのサーバの問い合わせに対しては、3.3で述べる負荷均等化のアルゴリズムに従ってサーバを決定し、その決定情報であるサーバ番号をクライアントプロセスに返送する。

3.3 負荷均等化

クライアントプロセスの要求に対して、マネージャプロセスは負荷均等化を目的関数としてサーバを決定する。ここでサーバの負荷は定義3に示したように、割り当てられたタスクの処理時間合計値である。サーバ決定の際には、その時点の通信可能性を優先して、さらに過去の割り当て回数をもとにした発見的手法を適用する。アルゴリズムを次に示す。

【負荷均等化アルゴリズム】

if (すべてのサーバが通信中) *then*

 ランダムに1サーバを選択し、終了する；

for (通信中ではないすべてのサーバに対して)

 キューの使用量が最小のサーバを求める；

if (求めたサーバ数が1) *then*

 このサーバを選択し、終了する；

else

for (求めた複数個のサーバに対して)

 これまでに割り当てた回数(割り当て回数合計)を求め
 る；

 割り当て回数合計最小のサーバを選択し、終了する；

 割り当て回数合計最小のサーバが複数個存在する場合には、ランダムに1サーバを選択し、終了する；

endif

負荷均等化のアルゴリズムの考え方を述べる。まずタスクデータを送信可能なこと、すなわち通信中ではないことである。通信中のサーバに通信を行おうとすると、通信時間は通常の数倍以上を要する(4.2参照)。さらに、キューの使用量が最小のサーバを選択の対象とする。キューの使用量とそのサーバの負荷とは比例するからである(定義3)。Table 1を使用してこの手法を説明する。まずサーバ s_1 , s_3 , s_4 および s_5 が選択の対象となる。これらのうちでキューの使用量が最小のサーバ、 s_3 および s_4 を選択する。サーバの性能に差がある場合には、キューの使用量をサーバの相対処理速度で割って負荷を正規化する。続いてこれまでの割り当て回数の小さいサーバを選択するが、この例では両方の割り当て回数が等しいことから s_3 と s_4 のうちランダムに一方を選択してサーバとする。負荷均等化に関するこの手法の性能は実験において評価する。

4. 実験と評価

提案する多重タスク割り当てアルゴリズムを実問題に対して適用した実験と評価結果を述べる。

4.1 多重タスク割り当てシステムの構成

実験環境は、Table 2に示す16台からなるPCクラスタである。これらをギガビットネットワークと1台の16ポート

Table 1. Status of servers

Server	s_1	s_2	s_3	s_4	s_5
Used size of queue	1	4	3	3	5
Communication status*	1	0	0	0	0
Cumulative number of assignments	5	2	4	4	1

*Communication status 0: Idle, 1: Busy.

Table 2. Specifications of PC's in PC cluster

No.	Machine name	MPU	Clock frequency (MHz)	Memory size (MB)
1	PC01	PentiumIII	450	384
2	PC02	PentiumIII	450	384
3	PC03	PentiumIII	450	256
4	PC04	PentiumIII	450	384
5	PC05	Celelon	433	256
6	PC06	Celelon	500	256
7	PC07	Celelon	500	256
8	PC08	Celelon	500	256
9	PC09	Celelon	500	256
10	PC10	Athlon	1300	256
11	PC11	Celelon	500	256
12	PC12	Celelon	466	256
13	PC13	Celelon	466	256
14	PC14	Celelon	466	256
15	PC15	Celelon	466	256
16	PC16	Celelon	500	1024

スイッチングハブに接続する。オペレーティングシステムは検査プログラムの制約から Windows 2000, 開発言語は C, 通信には MPICH2-1.0.5, Windows 版^{11),12)}を使用する。実験では, ディスパッチャ数とサーバ数を変更して, 提案システムとアルゴリズムの性能を評価する。

4.2 評価データ

実際の検査処理を対象とする。1タスクデータ生成時間 $t_g=40\text{ ms}$, 1タスクの処理時間 $t_p=105\text{ ms}$, 1タスクデータ送信時間については, 送信先が通信中ではない場合: $t_m=24\text{ ms}$, 通信中の場合: $t_m=59\text{ ms}$, ディスパッチャ数 $2 \leq |D| \leq 5$, 1製品検査に要するタスク数 $|K|=1,000$, サーバファームサイズ $2 \leq |S| \leq 10$ とする。タスクデータ生成時間, タスクの処理時間, および送信時間は, タスクデータを100回処理して得られた時間の平均値であり, また数KBのデータの送信時間は1ms以下のため無視する。

4.3 高速化と待機回数

提案手法による高速化の評価を行う。ディスパッチャ数を2, 3, 4, 5と変化させ, それぞれに対してサーバ数を可能な限り増大させた。PCは, Table 2におけるNo. 1からNo. 6までをディスパッチャと負荷管理サーバに, No. 7からNo. 16までをサーバに使用する。例えば, ディスパッチャ数2の場合には, PC01, PC02をディスパッチャ, PC03を負荷管理サーバ, そしてPC07以下をサーバとする。結果をFig. 6に示す。図の縦軸が処理時間, 横軸がサーバ数, ディスパッチャ数($|D|$)を2から5まで変化させた場合の処理時間の削減を示している。

ディスパッチャ1台とサーバ1台を直結した逐次処理の場合の1製品の検査処理時間は, (第1タスクの生成時間)+(第1タスクの送信時間)+(全タスクの処理時間)+(待機タスクの処理時間) $=0.040+0.024+0.105 \times 1,000+0.105 \times 390=146.0$ 秒となり, 実測値も送信時間のばらつきの範囲でこの値に近い結果となった。待機タスクの処理時間で示されている 0.105×390 は, ディスパッチャで1,000個のタスクデータ生成が終了した時点でキューに残っているタスクを処理するための時間である。Fig. 6ではサーバ数がいずれの場合でも, 処理時間は逐次処理の場合よりも高速である。また, ディスパッチャ数2と3の場合には, それぞれサーバ数6と8の時点で, タスクデータ生成時間合計である40秒に近い43.1秒と42.8秒の処理時間を達成している。ディスパッチャ数に対する処理時間の削減結果を指数関数近似した式を図中に示している。特にディスパッチャ数4と5の場合には, PCクラスタの台数からサーバ数10まで実験のみが可能であった。近似式によれば, それぞれサーバ数11, 13以上であれば処理時間を約40秒に削減することが可能であると予想される。

続いて, 同一条件における待機回数の実験結果をFig. 7に示す。すでに述べたように, 待機したタスクデータは40ms後に改めてサーバに送信しなければならず, 全タス

Fig. 6 Speed-up of suggested parallel process

Fig. 7 Sum of waits vs. number of servers

ク数は, 生成タスク数と待機タスク数の和になる。

Fig. 7に示すように, 本並列分散手法では, サーバ数がある程度以上になれば, 待機回数を逐次処理の1ディスパッチャ当たり390回から大きく削減できているが, 回数自体は大きな変動を持つ。これは, PCクラスタを構成するPCが接続を維持するために本検査処理とは無関係の通信を不定期的に行っているためと推定される。実際に, 実験の途中でネットワークの通信量が急激に増大することがあった。Fig. 6とFig. 7から, 待機回数が1ディスパッチャ当たり, 10回程度に削減されないと, 処理時間を約40秒に近づけることは困難であると思われる。実際に, ディスパッチャ数($|D|$)2と3では, それぞれ1ディスパッチャ当たりの最小待機回数が11と13である。

4.4 負荷均等化

負荷均等化に関する評価結果をFig. 8に示す。定義4に示したように, 本論文では定義3に示す負荷の標準偏差を最小化する。Fig. 8では, 縦軸に標準偏差である F_1 の値(定義4, 式(1)), 横軸にサーバ数を示している。標準偏差はディスパッチャ数とサーバ数に関して, 特に相関は見られない。また標準偏差の値は, 最大で20%程度となってい

Fig. 8 Standard deviation of loads vs. number of servers

Fig. 9 Maximum queue sizes vs. number of servers

る。これは、3.3で示したように、提案アルゴリズムが、負荷均等化よりもサーバが通信中か否かを優先してタスクデータを割り当てているためであると考えられる。

4.5 サーバにおけるキューのサイズ

1節で示したように、逐次処理ではサーバのキューのサイズは最大618になる。提案システムと提案アルゴリズムによるサーバのキューのサイズ削減について評価した。Fig. 9に示すように、ディスパッチャ数に対してサーバ数がある程度以上でないとキューのサイズは削減できない。図の破線が逐次処理の場合の618を示すが、ディスパッチャ数がいずれの場合でも、高速化の効果が得られるサーバ数（例えば、 $|D| \times 2 + 2$ ）以上であれば、キューのサイズを推定値を含めて4から168までの間に削減することができる。

本実験において、ディスパッチャ数に対してサーバ数ほどの程度にすれば良いかについては理論的な解析は困難であったが、評価の結果、少なくとも $(|D| \times 2 + 2)$ 台以上であれば、下限値に近い高速化と4分の1に近い省メモリ化の効果が得られると考えられる。

Fig. 10 Speed-up of suggested method over random method; The speed-up is calculated by the expression, $R = (\text{Processing Time of Random Method}) / (\text{Processing Time of Suggested Method})$.

4.6 ランダムタスク割り当てアルゴリズムとの比較

4.6.1 処理時間の比較

並列分散処理において負荷管理サーバを利用せず、ディスパッチャがタスクデータをランダムにサーバに割り当てるアルゴリズムをプログラム化し、提案する多重タスク割り当てアルゴリズムと比較した。

Fig. 10に多重タスク割り当てアルゴリズムの処理時間をランダム割り当てアルゴリズムの処理時間で除した高速化の結果を示す。縦軸はその高速化、横軸はサーバ数で、ディスパッチャ数にかかわらず、サーバ数が増大するに従って高速化の倍率は減少する。これは、多重タスク割り当てアルゴリズムの処理時間が下限値の40秒に近づくことと、ランダム割り当てアルゴリズムでもサーバ数が増えれば、処理時間に関しては、ある程度の短縮が可能であるためと考えられる。

4.6.2 所要メモリ量の比較

所要メモリ量は最大キューサイズと関連する。多重タスク割り当てアルゴリズムとランダム割り当てアルゴリズムの最大キューサイズを比較した。Fig. 11に、サーバ数に対する最大キューサイズの比較結果を示す。縦軸はランダム割り当てアルゴリズムの最大キューサイズを多重タスク割り当てアルゴリズムの最大キューサイズで除した値、横軸はサーバ数である。ディスパッチャ数が2から5のいずれに対しても、サーバ数が増大するに従って最大キューサイズは17%から99%まで削減可能であった。

4.6.3 逐次処理と並列処理の比較

ここまでは、サーバ数と各性能の関連を評価した。ここではディスパッチャ数2、その場合に最大効果を得られるサーバ数6の場合に対して、並列処理における多重タスク割り当てアルゴリズムとランダム割り当てアルゴリズム、および逐次処理に対して各性能を比較した。評価結果を

Fig. 11 Reduction ratio of maximum queue size of suggested method over random method; The reduction ratio is calculated by the expression $E = (\text{Maximum Queue Size of Random Method}) / (\text{Maximum Queue Size of Suggested Method})$.

Table 3. Comparison of performances among three methods

	Parallel process		Sequential process
	Suggested method	Random method	
Processing time (sec)	40.8	50.3	146.0
Number of waits	21	288	—
Standard deviation of loads (%)	12.8	7.5	—
Maximum queue size	2	166	618

Number of dispatchers: 2, Number of servers: 6.

Table 3に示す。多重タスク割り当てアルゴリズムでは、処理時間を逐次処理の146.0秒から40.8秒へと72%削減、待機回数（定義4、式(2)）はランダム割り当てアルゴリズムの288から21へと93%削減、負荷分散に関してはランダム割り当てアルゴリズムの7.5から12.8と1.7倍に増大させたが、所要メモリ量（最大キューサイズ）は、166から2へと99%、逐次処理の618からは99.7%、それぞれ削減している。一例の結果であるが、これまでの評価結果と合わせて、並列処理は逐次処理よりも高速化と省メモリ化を達成可能で、提案する多重タスク割り当てアルゴリズムはランダム割り当てアルゴリズムと比較して、高速化と省メモリ化の点でさらに高性能であると言える。

5. 結 論

製品検査処理の並列分散化に関して、多重タスク割り当て問題を定義し、それを解くためのディスパッチャ、サーバ、負荷管理サーバからなる多重タスク割り当てシステムを構築し、多重タスク割り当てアルゴリズムを提案した。

実験評価の結果、ディスパッチャに対してある台数以上のサーバを与えることにより、製品検査のタスク生成時間に近い処理時間と、逐次処理に対して所要メモリ量を少なくとも4分の1程度に削減させることが可能なことを示した。今後は、検査処理時間など、条件の異なる製品検査処理に対して、提案する並列分散処理による高速化と所要メモリ量削減を検討する。

(2007.2.19-受理)

文 献

- 岡田佑樹，白石洋一：“動的負荷分散機能を持つ並列シミュレーションプラットフォーム”，エレクトロニクス実装学会，第19回学術講演大会，2004.3
- B. Schroeder and M. Harchol-Balter: “Evaluation of Task Assignment Policies for Supercomputing Servers: The Case for Load Unbalancing and Fairness”, Proceedings of HPDC 2000, pp. 211–219, 2000
- M. Harchol-Balter: “Task Assignment with Unknown Duration”, Journal of the ACM, Vol. **49**, No. 2, pp. 260–288, 2002
- M. Harchol-Balter, C. Li, T. Osogami and A. Scheller-Wolf: “Cycle Stealing under Immediate Dispatch Task Assignment”, Proceedings of SPAA 2003, pp. 274–284, 2003
- Y. Azar, A. Z. Broder and A. R. Karlin: “On-Line Load Balancing”, Proceedings on Computer Science, ACM, pp. 218–225, 1992
- V. S. Iyengar, L. H. Trevillyan and P. Bose: “Representative Traces for Processor Models with Infinite Cache”, Proceedings of the 7th International WWW Conference, 1998
- M. S. Squillante, D. D. Yao and L. Zhang: “Web Traffice Modeling and Web Server Performance Analysis”, Proceedings of the IEEE Conference on Decision and Control, 1999
- K. W. Ross and D. D. Yao: “Optimal Load Balancing and Scheduling in a Distributed Computer System”, Journal of the ACM, Vol. **38**, No. 3, pp. 676–690, 1991
- F. Bonomi and A. Kumar: “Adaptive Optimal Load Balancing in a Nonhomogeneous Multiserver System with a Central Job Scheduler”, IEEE Trans. on Computers, Vol. **39**, No. 10, pp. 1232–1250, 1990
- L. D. Eager, E. D. Lazowska and J. Zahorjan: “Adaptive Load Sharing in Homogeneous Distributed Systems”, IEEE Trans. on Software Eng., Vol. **SE-12**, No. 5, pp. 662–675, 1986
- P. バチェコ（秋葉博訳）：“MPI 並列プログラミング”，培風館，2001.7
- Argonne National Laboratory: MPICH, <http://www-unix.mcs.anl.gov/mpi/mpich2/>