

コマンド・レスポンス型タイムクリティカル 通信プロトコルの提案と評価

矢部 正行[†] 井手口 哲夫[†] 永島 規 充[†]
厚井 裕 司[†] 渡 邊 晃[†]

プラント制御や FA といった制御通信分野やマルチメディア通信においては高速性だけでなく指定された時間 (タイムウィンドウ) 内にデータを転送すること (タイムクリティカル性) が要求される。従来 FDDI など で用いられている Timed Token Protocol では、トラヒックが増大するとタイムクリティカル性を保証できなかった。この問題を解決するため筆者らは、すでに単方向の通信での Timed Token Protocol を改良したタイムクリティカル通信プロトコルを提案した。今回、要求から応答を受けるまでのタイムクリティカル通信の性能を向上させるためのコマンド・レスポンス型タイムクリティカル通信プロトコルを提案する。本論文では、提案プロトコルの記述を与えるとともに、性能特性を明らかにするため各種条件でシミュレーションを実施し、提案するプロトコルの有効性を示す。

Proposal of Time Critical Communication Protocol on Command and Response Communication Model and Its Evaluation

MASAYUKI YABE,[†] TETSUO IDEGUCHI,[†] NORIMITSU NAGASHIMA,[†]
YUJI KOUJI[†] and AKIRA WATANABE[†]

In control communications, such as industrial plant control and FA (factory automation), and multimedia communications, it is required not only high speed communication but also completion of data transmission within a specified time (time criticality). Timed Token Protocol which is used by FDDI (Fiber Distributed Data Interface) can not guarantee time criticality when a network is overloaded. To solve it, we proposed Time Critical Communication Protocol on one way communication. In this paper, we introduce Time Critical Communication Protocol for command and response communications. This paper describes the definition of proposed Time Critical Communication Protocol, and shows its efficiency by simulations under various conditions.

1. ま え が き

プラント制御やファクトリオートメーション (FA) などの制御用通信の分野やマルチメディア通信においては、データを高速に転送する実時間性能に対する要求だけでなく、制御機器に対して指定した時間内に通信を完了し、制御動作の実行を保証することが要求されている。

この「指定した時間内に通信またはトランザクションを完了する」特性は、タイムクリティカル性と呼ばれ、その機能を提供する通信をタイムクリティカル通信 (Time Critical Communication)¹⁾ と呼ぶ。さら

に、このタイムクリティカル通信においてアプリケーションから指定される時間をタイムウィンドウと呼び、これによって定量的にタイムクリティカル性を表現できる。

従来、制御用通信に用いられている FDDI など^{2),3)} の MAC (Media Access Control) 層プロトコルである Timed Token Protocol (以降、TTP) では、同期と非同期という 2 種類のデータを扱い、優先度の高いものを同期データとして転送する。この TTP ではタイムウィンドウ値を保証する機能がないため、アプリケーションが想定している時間の上限を超えた同期データの送信が発生しても、タイムクリティカル性の保証はできなかった^{4)~10)}。

したがって、従来の制御用通信ではあらかじめ設計段階においてアプリケーションを含むネットワークの

[†] 三菱電機株式会社情報技術総合研究所
Information Technology R&D Center, Mitsubishi Electric Corp.

トラヒック等の条件を明確にし、時間的な要件についてシステムごとに対応する必要があったため、システムの柔軟性や拡張性に問題があった。

このような課題の解決に向けて ISO TC184 (産業オートメーション:システムインテグレーション)/SC5 (アーキテクチャと通信)/WG2 (通信と相互接続) の TCCA (Time Critical Communication Architecture) レポートグループではタイムクリティカル通信アーキテクチャとそのシステム要件を明らかにしている¹⁾。

このようなタイムクリティカル通信に対する課題を解決するために、筆者らは高負荷時の性能低下を防ぎ、かつ単方向におけるタイムクリティカル通信性能を向上できるプロトコルを提案し、その有効性を示した^{11),12)}。

本論文では、タイムクリティカル通信プロトコルの技術的課題としてこれまで検討がされていない要求から応答を受ける(コマンド・レスポンス型)までのタイムクリティカル性に対応できるタイムクリティカル通信プロトコルを提案し、その特性を評価する。

以下、2章でタイムクリティカル通信の基本的な考え方と従来プロトコルにおける課題について述べ、3章ではこれらの課題を解決するためのタイムクリティカル通信プロトコルを提案する。さらに4章では提案したプロトコルの基本特性についてシミュレーションによる評価を行い、その解析結果を論じる。

2. タイムクリティカル通信

2.1 タイムクリティカル通信モデル

タイムクリティカル通信アーキテクチャのアプリケーションモデルは、ISO/TC184/SC5/WG2/TCCA レポートグループによって定義されている(図1参照)。このアーキテクチャは、アプリケーションに対してデータ転送時間を保証した通信サービスを提供することを

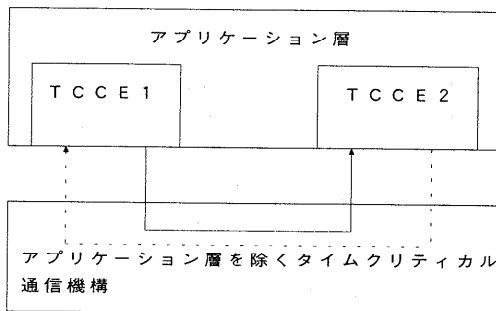


図1 TCCA アプリケーションモデル
Fig. 1 TCCA application model.

目的としている。図1に示すタイムクリティカル通信エンティティ (Time Critical Communication Entity, TCCE) は、OSI 基本参照モデルのアプリケーション層に位置し、下位層のサービスを用いてタイムクリティカル通信機能をアプリケーションに提供する。

タイムクリティカル通信機能の基本は、アプリケーションから受け取ったデータを指定された時間内に転送するというタイムクリティカル性にあり、TCCAではこのタイムクリティカル性を定量的に表現するためにタイムウィンドウという概念を導入している。タイムウィンドウは、「アプリケーションに依存し、開始時刻と要求時間、または開始時刻と終了時刻によって定まる時間間隔。時間の精度はインプリメントに依存する」として定義され、次の3種類がある(図2参照)。

- (1) TW_w : データ転送を要求した TCCE1 からそのデータを受信する TCCE2 までの最大通信時間を規定するタイムウィンドウ (単方向型)。
- (2) TW_R : データ転送を要求した TCCE1 がそのデータを受信した TCCE2 より応答を受けるまでの最大通信時間を規定するタイムウィンドウ (コマンド・レスポンス型)。
- (3) TW_T : 一連のデータ転送から成るタイムクリティカル通信トランザクションに関する最大通信時間を規定するタイムウィンドウ (トランザクション型)。

なお、タイムクリティカル通信を利用するアプリケーションはデータがタイムウィンドウを満たすことを前提に動作しており、タイムウィンドウの超過は誤

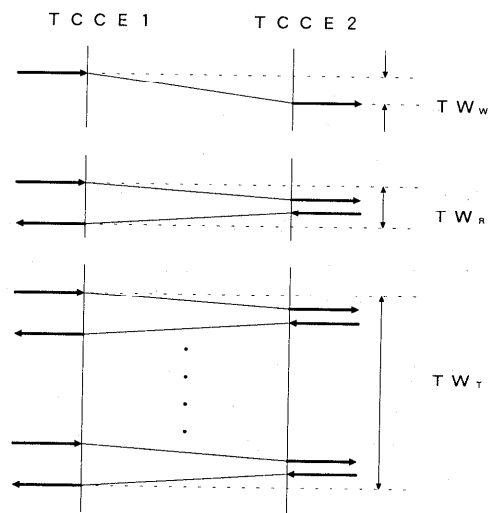


図2 タイムウィンドウの種類
Fig. 2 3 types of time windows.

動作を引き起こす危険がある。そこで超過時の対策処理（トラヒック入量の抑制，優先度変更等）を可能とするために，タイムウィンドウの超過を可能な限り事前に検出してアプリケーションへ通知できることがタイムクリティカル通信アーキテクチャとしてのシステム要件となっている。

本論文では，タイムクリティカル通信の要求が強い LAN において，コマンド・レスポンス型として最も基本的な TW_R がシステムにおいて一義的に決定される場合，これを保証するタイムクリティカル通信プロトコルの特性について議論するものである。また，コマンド・レスポンス型における通信形態としては，典型的なクライアント・サーバシステム ($n:1$) と FA コントローラと FA 機器の通信 ($1:1$) を対象として考察する。

2.2 タイムクリティカル通信プロトコルの課題

これまで制御用通信に用いられている TTP は，MAC 副層でのデータ転送を一定時間内に抑えることが可能なプロトコルとして，ISO の LAN 標準に採用され，FDDI などで用いられているトークンパッシング方式の MAC プロトコルである。

このプロトコルは，トークンをノード間で巡回させて，トークンを持っているノードのみが同期データもしくは非同期データを送信可能とするものであり，トークンが 1 周する時間，すなわち目標トークン巡回時間 (Target Token Rotation Time, TTRT) はあらかじめ設定される。各ノードが 1 回に転送できる送信時間 [以降，目標トークン保持時間 (Target Token Holding Time, TTHT) と呼ぶ] は，全ノードの TTHT の合計が TTRT になるように設定することにより，トークン巡回の定時性を保証している。

しかしながら，タイムクリティカル通信のシステム要件を考慮すると，TTP には次のような問題点がある。

- (1) TTHT や TTRT は LAN 初期化時にパラメータ値が固定的に定まるため，タイムクリティカルデータ (TC データ) ごとに MAC 副層以下のデータ転送遅延を予測かつ制御できない。
- (2) TC データがタイムウィンドウを超過して送信されてもアプリケーションで認識できない。
- (3) LAN 媒体への転送待ち中にタイムウィンドウを超過した TC データも転送されてしまうため，LAN の有効帯域利用率の低下を招く。

上記の TTP の問題点を解決するために，すでに筆者らは高負荷時の性能低下を防ぎ，かつタイムクリティカル通信に対応するためのプロトコルとして，TTP に次の通信メカニズムを導入し，単方向の TC データの

転送についてタイムクリティカル通信アーキテクチャのシステム要件を基本的に満たすことを示した^{11),12)}。

- (1) 各ノードに送信要求待ちとして発生している TC データの数をブロードキャスト機能により相互に通知する。
- (2) 各ノードの TC データの送信要求数から指定されたタイムウィンドウ内に転送できるかを決定し，タイムウィンドウを超える TC データの送信要求を廃棄し，アプリケーションにその旨を通知する。

しかしながら，TC データ要求を転送して TC データ応答を受ける，いわゆるコマンド・レスポンス型におけるタイムクリティカル性については，重要な課題として残されており，コマンド・レスポンスの通信形態，コマンドを処理しレスポンスを返送する処理能力との関係などの特性を明確にすることが望まれている。

3. コマンド・レスポンス型のタイムクリティカル通信プロトコル

3.1 基本設計方針

2章で示したコマンド・レスポンス型のタイムクリティカル性の課題を解決するため，次のような基本設計方針を設定する。

- (1) 既提案のタイムクリティカル通信プロトコルの拡張

筆者らが提案したタイムクリティカル通信プロトコルの通信メカニズム¹¹⁾に加えて，応答ノードでの残存するタイムウィンドウ値を考慮した通信制御メカニズムを新たに導入し，コマンド・レスポンス型のタイムクリティカル性を確保する。すなわち，応答ノードでのアプリケーションの処理内容については本提案のプロトコルの対象外とするが，その処理時間についてはタイムウィンドウ値の対象とする。

- (2) タイムウィンドウ超過データの検出

TC データ送信前にタイムウィンドウ超過の検出を行い，TC データの有効データ率を高める。

- (a) 要求ノードから要求を送信する場合，応答ノードで応答を送信するための送信時間を要求ノードでの TC データ (要求) 送信時間と同じ値として推定し，指定されたタイムウィンドウとの比較判定を行う。ただし，応答ノードでの処理時間についてはアプリケーションに依存するため，この時点では含まない。
- (b) 応答ノードから応答を送信する場合，それまでの応答ノードでのアプリケーションの処理時間を含む経過時間に応答ノードにおける応答の送信時間を

表 1 タイムクリティカル通信対応 MAC サービスプリミティブ
Table 1 Mac service primitives of time critical communication.

サービス	プリミティブ	パラメータ
データ転送	MA-UNITDATA.request MA-UNITDATA.indication	宛先アドレス, 発信元アドレス, 利用者データ, 他
タイムクリティカル データ送信	MA-TC-UNITDATA.request <u>MA-TC-UNITDATA.indication</u>	宛先アドレス, 発信元アドレス, <u>TC 指定, タイムウィンドウ,</u> <u>TC 送信結果, 利用者データ, 他</u>

(注) TCCP/CR において追加したプリミティブ/パラメータには下線を付した。

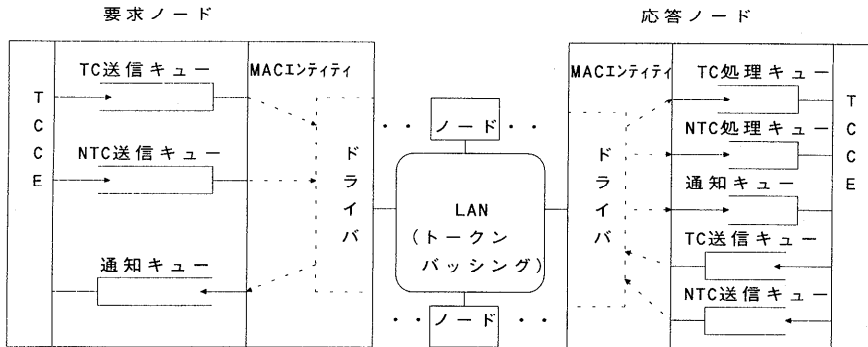


図 3 要求ノードと応答ノードのタイムクリティカル通信モデル

Fig. 3 Time critical communication model with command and response nodes.

加えて、指定されたタイムウィンドウとの比較判定を行う。

3.2 通信モデルとプロトコル基本動作定義

3.2.1 通信モデル

本論文で提案するプロトコルをコマンド・レスポンス型タイムクリティカル通信プロトコル (Time Critical Communication Protocol with Command and Response, TCCP/CR) と呼ぶ。

この TCCP/CR は、LAN の MAC 副層において MAC エンティティによって実行され、この MAC エンティティと高位に位置する TCCE の間で、タイムウィンドウなどタイムクリティカル通信特有のパラメータを受け渡す必要がある。これらのパラメータを含むように ISO の MAC 副層サービスを拡張したプリミティブ/パラメータ例を表 1 に示す。

TCCP/CR を実行する各ノードは、トークンパッシング伝送方式に基づく LAN に接続され、TCCE と MAC エンティティ間に次のキューを持ち、その通信モデルを図 3 に示す。図 3 に示すように要求ノードと応答ノードでは、応答ノードでのアプリケーション処理をモデル化するため、そのキュー構成が異なる。

(1) 送信キュー

- タイムクリティカル送信キュー (TC 送信キュー): タイムウィンドウを指定された TC データの送信用

キュー

- 非タイムクリティカル送信キュー (NTC 送信キュー): 非タイムクリティカルデータ (NTC データ) の送信用キュー

(2) 処理キュー

- タイムクリティカル処理キュー (TC 処理キュー): 応答ノードで受信した TC データ (要求) を TCCE に通知するためのキュー

- 非タイムクリティカル処理キュー (NTC 処理キュー): 応答ノードで受信した TC データ (要求) を TCCE に通知するためのキュー

(3) 通知キュー

- 要求ノードでは応答として受信した TC データ (応答) と NTC データ (応答)、および送信できなかった TC データ (要求) の TCCE への通知用キュー

- 応答ノードでは送信できなかった TC データ (応答) の TCCE への通知用キュー

3.2.2 プロトコル基本動作定義

ここでは、本論文で提案する TCCP/CR のプロトコルの基本動作を定義する。

(1) 要求ノードの基本動作

(a) TC 送信キュー状況の通知

各ノードは TC または NTC データを送信後、ブロードキャストにて他のノードに TC 送信キューにあ

る TC データ数と各 TC データ長を伝える。

(b) 他ノードのトークン保持時間と自ノードへのトークン到着待ち時間の推定

(i) 他ノードからブロードキャストにより通知を受けた TC 送信キュー状況から、そのノードのトークン保持時間 (TS) を算出する

- 各 TC データの伝送時間 (T_x) を算出し、その合計値 (ΣT_x) が, TTHT 未満であればその合計値を, TTHT 以上であれば TTHT を, そのノードの TS とする。

$TS = \Sigma T_x : \Sigma T_x < TTHT$ の場合

$TTHT : \Sigma T_x \geq TTHT$ の場合

なお, $T_x = TC DL / S$

$TC DL$: TC データ長 (bit),

S : LAN の伝送速度 (bit/sec)

(ii) 他ノードからのブロードキャスト通知により自ノードにトークンが到着するまでの時間 (T_{tw}) を算出する。

- ブロードキャストを送信したノード (N_c) から自ノード (N_a) の間にあるノードのトークン保有時間 (上記 (i) の算出結果に基づく) の和を算出する。

$T_{tw} = \Sigma TS_i \quad (i = c + 1 \sim a - 1)$

(c) TC データ (要求) 送信要求の受理による TC データの送信可能の判定

(i) 受理した TC データ (要求) の自ノードの TC 送信キュー上での待ち時間 (T_{qw}) を算出する。

- 自ノードの TC 送信キュー上にある TC データ ($1 \sim n$) からトークンが到着後この TC データ送信要求が送信できるまでの時間を T_{qw} とする。

$T_{qw} = \Sigma T_{xi} \quad (i = 1 \sim n)$

(ii) タイムウィンドウを超えた TC データ (要求) の廃棄

- 指定されたタイムウィンドウ (TW) 以内に TC データの送信およびその応答受信が終了するかを調べる。ここで、応答受信に必要な転送時間は推定する TC データ (要求) 送信時間 ($T_{tw} + T_{qw} + T_x$) と同等と見なす。超えた場合 ($TW < 2(T_{tw} + T_{qw} + T_x)$) は廃棄し、その結果をアプリケーションに通知する。
- 上記以外の場合 ($TW \geq 2(T_{tw} + T_{qw} + T_x)$) は、TC データ (要求) を送信する。

(d) トークン受理によるデータ (要求) 送信処理

(i) TC 送信キューの TC データを前回トークンを手放した時間から TTRT 経過以内またはなくなる

まで送信する。

(ii) TTRT 経過以内に TC 送信キューがなくなれば、NTC 送信キューの NTC データを TTRT 経過以内まで送信する。

(iii) 上記送信が終了した場合に、ブロードキャストにて TC 送信キューの状況を通知する ((1) を参照)。

(e) データ (応答) 受信処理

データ (応答) を受信し、データ受信通知を行う。

(2) 応答ノードの基本動作

(a) TC 送信キュー状況の通知

要求ノードと同様。

(b) 他ノードのトークン保持時間と自ノードへのトークン到着待ち時間の推定

要求ノードと同様。

(c) データ (要求) 受信処理

- TC データ (要求) を受信すると TC 処理キューに入力する。

- NTC データ (要求) を受信すると NTC 処理キューに入力する

(d) TC データ (応答) 送信要求の受理による TC データの送信可能の判定

(i) 受理した TC データ (応答) の自ノードの TC 送信キュー上での待ち時間 (T_{qw}) を算出する。要求ノードと同様。

(ii) タイムウィンドウを超えた TC データ (応答) の廃棄

- 要求ノードから送信されてからこれまでに経過した時間 (T_p) を算出する。

- 指定されたタイムウィンドウ (TW) 以内に TC データの送信が終了するかを調べ、超えた場合 ($TW < T_p + T_{tw} + T_{qw} + T_x$) は廃棄し、その結果を TCCE に通知する。

- 上記以外の場合 ($TW \geq T_p + T_{tw} + T_{qw} + T_x$) は、TC データを送信する。

(e) トークン受理によるデータ (応答) 送信処理要求ノードと同様。

4. シミュレーション評価

前章で述べたタイムクリティカル通信プロトコル (TCCP/CR) の振舞いを明らかにするために、ネットワークトラヒックに対する本提案プロトコルがどのように効果があるかをシミュレーションにより評価し、その結果を述べる。

ここでのシミュレーションでは、要求ノードと応答ノードにおけるタイムクリティカル特性との関係につ

表2 シミュレーションパラメータ
Table 2 Simulation parameters.

(a) デフォルト値	
LANの伝送速度	100 Mbps
ノード数	16
平均到着 TC データ容量	25~100 Mbps
TC データ発生率	1
タイムウィンドウ	80 ms
目標トークン巡回時間	40 ms
目標トークン保持時間	2.5 ms
データ長	1000 bytes
ブロードキャスト長	100 bytes
サーバ処理時間	0 ms
通信形態	1:15, 8:8

(b) 評価特性ごとの値	
特性	シミュレーション条件
(a) 過大な TC データ到着のタイムクリティカル性への影響	到着トラヒック量の変動パターンによる輻輳の発生
(b) タイムクウィンドウ幅のタイムクリティカル性への影響	タイムウィンドウ: 40 ms, 80 ms, 120 ms
(c) サーバ処理時間のタイムクリティカル性への影響	サーバ処理時間: 0 ms, 1 ms, 3 ms

いて解析する。

4.1 シミュレーションモデル

LANを介して複数の要求ノードが、それぞれのノード内で発生したデータを1台もしくは複数の応答ノードに転送し、応答ノードで処理した結果の応答を要求ノードに転送する場合のTCCP/CRの機構を模擬するもので、ノード間の伝送遅延は同一としている。

各要求ノードの入力トラヒックは均一にポアソン到着するものとしている。要求ノードはデータを100個まで、応答ノードはデータを100個もしくは1500個まで蓄積できる5つのキュー、すなわちTC送信キュー、NTC送信キュー、通知キュー、TC処理キューおよびNTC処理キューを備える。

TCCP/CRのシミュレーションにおいて、キュー長の最大値を超えたTCデータ/NTCデータおよびタイムウィンドウを超えたTCデータは送信キューから取り除かれ廃棄されるが、それに要する時間は無視する。

シミュレーションプログラムはC言語により記述し、simpack¹⁴⁾というシミュレーションツールを用いる。シミュレーションの実行にはSun OS 4.1.2を搭載したSun SPARCstation IPCを使用した。

4.2 評価特性とシミュレーションパラメータ

本シミュレーションでは、提案するTCCP/CRに対して以下のタイムクリティカル通信特性について議論する。

(1) 過大なTCデータ到着のタイムクリティカル性

への影響

- (2) タイムウィンドウ幅のタイムクリティカル性への影響
- (3) サーバ処理時間のタイムクリティカル性への影響

表2に上記の特性(1)~(3)それぞれを評価するためのシミュレーションパラメータを示す。

各シミュレーションにおいて、TC処理キューを処理するアプリケーションとしてその時点でタイムウィンドウ値を超えているものは処理しないものとし、アプリケーションにおける処理時間についてはパラメータとして与える。

(1)の評価においてのみ、輻輳を発生させるため、図4に示すように全40秒間のシミュレーション中5~6秒と20~21秒の計2秒間の平均到着TCデータ数を伝送速度(100Mbps)の2倍に相当するトラヒック量とし、要求のTCデータを送信するノード数で分配する。それ以外の区間では平均到着TCデータ数を可変パラメータとした到着パターンを用いてシミュレーションを実施する。

なお、その他の評価における平均到着TCデータ数は可変パラメータ(LANの伝送容量の0.25, 0.5, 0.75, 1.0に相当するトラヒック)として全区間同じものを用いる。また、要求ノードと応答ノードの通信形態として、1:15(集中形態)と8:8(分散形態)とする(図5参照)。

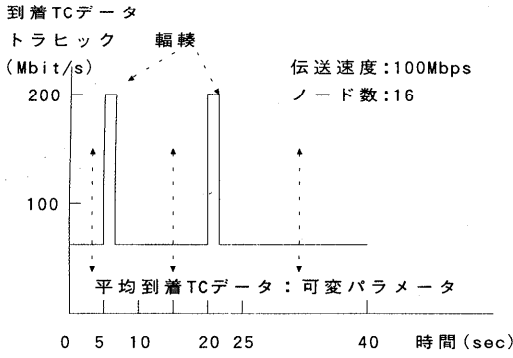


図4 ノードの到着TCデータの変動パターン
Fig.4 Pattern of arrival TC data traffic.

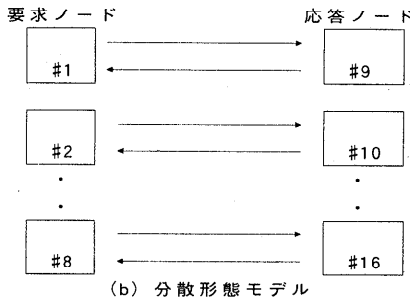
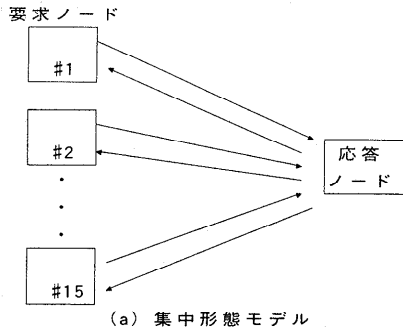


図5 通信形態
Fig.5 Communication models.

4.3 シミュレーション結果と評価

4.3.1 シミュレーション結果

(1) 過大なTCデータ到着のタイムクリティカル性への影響

図6は、輻輳の起きる条件下で、平均到着TCデータトラフィックに対しタイムウィンドウ(80ms)内に要求とその応答が行われたTCデータの割合(有効データ率)を表している。

分散形態では、TCCP/CRは50Mbps以下ではほぼ100%で、50Mbpsを超えると65%から50%になっている。一方、従来のTTPでは25Mbpsで70%、

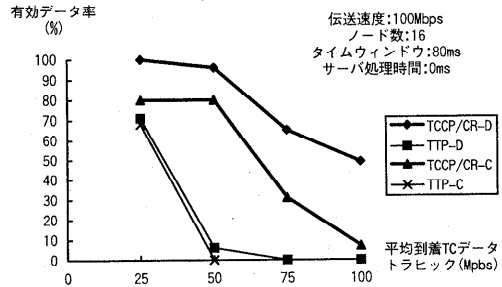


図6 過大なTCデータ到着の影響
Fig.6 Effect of excessive TC data arrival.

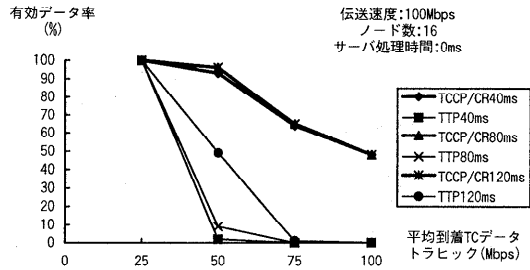


図7 分散形態でのタイムウィンドウの影響
Fig.7 Effect of time window size on distributed communication.

25Mbpsを超えるとほとんど0%になる。

集中形態では、TCCP/CRは50Mbps以下では80%で、50Mbpsを超えると30%以下に低下し、TTPは25Mbpsで70%、25Mbpsを超えると0%に低下する。

このことから、分散形態および集中形態において、提案したTCCP/CRの方が従来のTTPに比べて有効データ率が高く、その有効性が確認できる。しかし、平均到着TCデータトラフィックが50Mbpsを超えると有効データ率が急激に低下している。

分散形態と集中形態を比較すると、一般に分散形態の方が有効データ率が良い結果が得られている。これは、集中形態では応答を転送するノードが1台であるため応答の送信待ちが1ノードに発生し、タイムウィンドウ内に処理できなくなり、廃棄が発生しているためである。

(2) タイムウィンドウ幅のタイムクリティカル性への影響

図7および図8に平均到着TCデータトラフィックに対して、タイムウィンドウを40ms、80ms、120msとした場合の分散形態と集中形態での有効データ率をそれぞれ示す。

分散形態では、TCCP/CRは50Mbps以下ではほぼ100%で、50Mbpsを超えても50%以上を確保し、TW

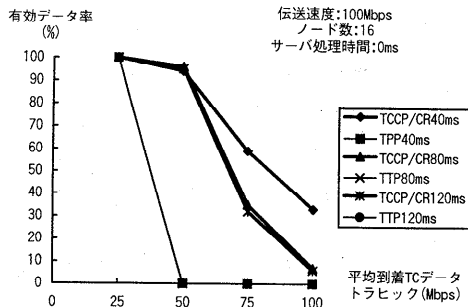


図8 集中形態でのタイムウィンドウの影響

Fig. 8 Effect of time window size on centralized communication.

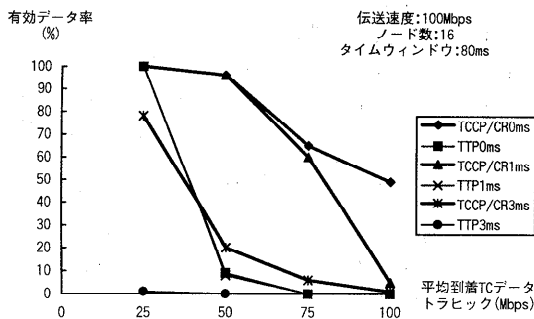


図9 分散形態でのサーバ処理時間の影響

Fig. 9 Effect of server processing time on distributed communication.

の値との相関が見受けられない。TTPでは、25 Mbpsで100%であるが50 Mbps以上になると急激に低下し、TW=40 ms, 80 msではこの傾向が顕著である。

集中形態では、TCCP/CRは50 Mbps以下ではほぼ100%を確保しているが、50 Mbpsを超えると急激に低下しており、TW=40 msの値が最も良い結果になっている。これはTW値が大きいと要求送信時にはあまり廃棄が発生しないため、応答ノードで応答送信待ちのTCデータが大量に発生するが送信できないために有効データ率が低下するものと考えられる。

一方、TTPは25 Mbpsで100%であるがトラフィックが増加すると急激に低下し、TWにかかわらず0%になっている。

(3) サーバ処理時間のタイムクリティカル性への影響

図9および図10に平均到着TCデータトラフィックに対して、サーバ処理時間を0ms, 1ms, 3msとした場合の分散形態と集中形態での有効データ率をそれぞれ示す。

分散形態では、TCCP/CRはサーバ処理時間0ms, 1msの時、50 Mbps以下ではほぼ100%で、50 Mbps

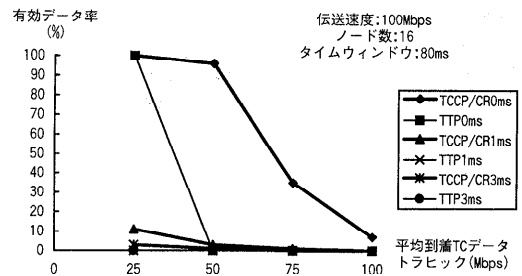


図10 集中形態でのサーバ処理時間の影響

Fig. 10 Effect of server processing time on centralized communication.

を超えると低下し、サーバ処理時間3msでは25 Mbpsの時約80%であるが50 Mbps以上になると20%以下に低下する。TTPでは、サーバ処理時間0msで25 Mbpsのときのみ100%であるがそれ以外では有効データ率はほぼ0%である。

集中形態では、TCCP/CRはサーバ処理時間0msで50 Mbps以下ではほぼ100%を確保しているが、50 Mbpsを超えると急激に低下している。一方、TTPのサーバ処理時間0msでは25 Mbpsで100%であるがトラフィックが増加すると急激に低下し、またサーバ処理時間1ms, 3msではトラフィック量にかかわらずほぼ0%になっている。

サーバ処理時間が大きくなると応答ノードでのTC処理キューに処理待ちのTCデータが大量に発生するため、キューオーバーフローによる廃棄が起これ、有効データ率が低下するものと考えられる。この傾向は集中形態で顕著となる。

4.3.2 輻輳のパターンの影響

本シミュレーションでは輻輳時の性能を評価するのに単純なパターン(図4)を用いているが、以下で考察するように、より複雑なパターンを持つ輻輳についてもこの結果が当てはまる。

(1) すべノードが同時に輻輳するのではなく特定ノードのみ輻輳する場合がある。

この場合、輻輳ノードがLAN帯域の大部分を使用するためトークン巡回時間はTTRTに近付き、かつ転送できなかったデータはTC送信キューに保持されるので、おおよそその傾向は本シミュレーション結果と同じになると考えられる。

(2) 輻輳の発生間隔や輻輳時の到着数はさまざまであり、特に上位プロトコルの再送により短い間隔において何度も輻輳が再発することも考えられる。

TCCP/CRでは、タイムウィンドウ超過データの廃棄が有効に作用してつねに一定数のTCデータが

転送されるので、輻輳パターンが変化しても本シミュレーション結果がおおむね通用すると考えられる。

4.3.3 総合評価

要求から応答までのタイムクリティカル性を検討する場合、従来の単方向でのタイムクリティカル性に比べてLANの伝送能力に対して発生するトラヒック（要求と応答）が約2倍になるため、タイムウィンドウ内に正しく送信されるTCデータの割合、有効データ率は、平均的に考えると1/2に低下する。

このことは、提案したTCCP/CRと従来のTTPのシミュレーション結果からもうかがえる。すなわち、従来のTTPでは、分散形態と集中形態では多少の差異はあるが、LANの伝送容量の25%に相当する到着トラヒック（25Mbps）に対してはほぼ100%の有効データ率であるが、LANの伝送容量の50%以上に相当する到着トラヒック（50Mbps以上）に対してはタイムクリティカル性は保証されていない。一方、提案したTCCP/CRにおいてはLANの伝送容量の50%に相当する到着トラヒック（50Mbps）に対してはほぼ100%の有効データ率であり、タイムクリティカル性を満足しているといえる。すなわち、提案したTCCP/CRは従来のTTPに比べて平均到着トラヒック量の視点から約2倍のタイムクリティカル性の向上を達成しているといえる。

ここで提案したTCCP/CRは、プロトコルとしてブロードキャスト通信を利用しており、このオーバヘッドと信頼性について以下考察する。

ブロードキャスト通信トラヒックのオーバヘッドは、本シミュレーションではノード数16で、100バイト長のメッセージとしており、定常的に送信すべきトラヒックが存在する場合目標トークン巡回時間40ms中に0.128msを占める。すなわち、伝送帯域のたかだか約0.3%に相当するのみであり、ブロードキャスト通信トラヒックは無視できる値である。

次に、ブロードキャスト通信の信頼性であるが、伝送品質については光ファイバの使用により他のLANと比べて高いが、仮に正しく届かなかった場合、推定する送信時間が過小評価される。しかしながら、この点については実際に伝送する時点で再評価する等の実装上の工夫で対応できると考えられる。

5. む す び

本論文では、これまで議論されていない要求から応答までのタイムクリティカル性において、高負荷時の性能低下を防ぎ、かつタイムクリティカル通信に適したプロトコルとして、FDDI等に使用されているTimed

Token Protocolを基本にして通信制御方式に独自のアルゴリズムを追加したプロトコルを提案し、シミュレーションによって解析し、その有効性を示した。

従来のTTPではLANの伝送容量の50%に相当する到着トラヒックに対してはタイムクリティカル性は保証されないが、本論文で提案したコマンド・レスポンス型タイムクリティカル通信プロトコル（TCCP/CR）では、LANの伝送容量の50%に相当する到着トラヒック、すなわち要求と応答のトラヒックで伝送容量の100%に対してもタイムクリティカル性を保証することができることが示され、約2倍の性能向上を実現できた。

今後は、LANの伝送容量の50%を超えた到着トラヒックに対してもタイムクリティカル性を保証できるタイムクリティカル通信プロトコルの改良を行う予定である。さらに、通信形態としてポーリングによる状態監視を行う単一要求ノード-複数応答ノードのモデルでの評価、数Mビット/秒以上の伝送速度を有する高速デジタル専用線やフレームリレー等を利用した広域網におけるタイムクリティカル通信への適用を検討するつもりである。

謝辞 本研究を進めるにあたり、ご指導いただいた東北大学電気通信研究所白鳥則郎教授に深謝いたします。

参 考 文 献

- 1) ISO/TC184/SC5/WG2 N292: Draft Technical Report: Identifying user requirements for systems supporting time-critical communication (1992).
- 2) ISO9314: Fiber Distributed Data Interface.
- 3) IEEE802.4: Token Passing Bus.
- 4) Johnson, M.J.: Proof that timing requirements of the FDDI token ring protocol are satisfied, *IEEE Trans. Commun.*, Vol.35, No.6, pp.620-625 (1987).
- 5) Sevcik, K.C. and Johnson, M.J.: Cycle time properties of the FDDI token ring protocol, *IEEE Trans. Software Eng.*, Vol.13, No.3, pp.376-385 (1987).
- 6) Agrawal, G., Chen, B., Zhao, W. and Dabari, S.: Guaranteeing synchronous message deadlines with the timed token protocol, *Proc. IEEE International Conference on Distributed Computing System*, pp.468-475 (1992).
- 7) Valenzano, A., Montuschi, P. and Ciminiera, L.: Some Properties of Timed Token Medium Access Protocols, *IEEE Trans. Software Eng.*, Vol.16, No.8, pp.858-869 (1990).

- 8) Pang, J.W.M. and Tobagi, F.A.: Throughput Analysis of a Timer Controlled Token Passing Protocol under Heavy Load, *IEEE Trans. Commun.*, Vol.37, No.7, pp.694-702 (1989).
- 9) Agrawal, G., Chen, B. and Zho, W.: Local Synchronous Capacity Allocation Schemes for Guaranteeing Message Deadlines with Timed Token Protocol, *Proc. IEEE Conference on Computer Communication*, INFOCOM'93 (1993).
- 10) Kamat, S., Malcolm, N. and Zho, W.: Performance Evaluation of Bandwidth Allocation Scheme for Guaranteeing Synchronous Messages with Arbitrary Deadlines in an FDDI Network, *Proc. Real-Time Systems Symposium* (1993).
- 11) 厚井, 妹尾, 高田, 井手口, 石坂: LANにおけるタイムクリティカル通信プロトコルの提案の評価, 信学論 (B-I), Vol.J76-BI, No.11, pp.882-891 (1993).
- 12) 井手口, 野口, 厚井, 永島, 渡邊, 妹尾: データ圧縮機能をもつタイムクリティカル通信プロトコルの提案と評価, 情報処理学会論文誌, Vol.37, No.12, pp.2408-2418 (1996).
- 13) 井手口, 藤井, 厚井: TTHT 可変方式によるタイムクリティカル通信プロトコルの提案, 信学会, IN 研究報告 (1996).
- 14) MacDougall, M.H.: Simulating computer systems, *MIT Press, Cambridge* (1987).
- 15) 楠, 中川路, 勝山, 中野: 2段階キューをもつタイムクリティカル通信プロトコルの提案とその評価, 信学論 (B-I), Vol.J78-D-I, No.8, pp.746-755 (1995).
- 16) 井手口, 小高, 厚井: MAP 下位層通信ボードの試作とその性能評価, 電学論, Vol.112-C, No.3, pp.172-179 (1992).

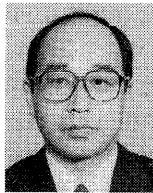
(平成9年5月8日受付)

(平成9年9月10日採録)



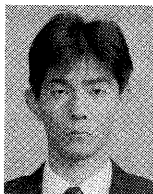
矢部 正行 (正会員)

1967年大阪大学工学部電子工学科卒業。1969同大学大学院修士課程修了。同年三菱電機(株)入社。以来、パケット交換技術、高速パケット交換技術、LAN/WAN構成技術等の研究開発に従事。現在、同社情報技術総合研究所に勤務。電子情報通信学会会員。



井手口哲夫 (正会員)

1972年電気通信大学電気通信学部通信工学科卒業。同年三菱電機(株)入社。以来、ネットワークアーキテクチャ、LAN、ネットワーク管理方式、通信プロトコル設計等の研究開発に従事。現在、同社情報技術総合研究所に勤務。工学博士(東北大学)。電子情報通信学会会員。



永島 規充

1991年明治大学工学部電気工学科卒業。同年三菱電機(株)入社。現在、同社情報技術総合研究所にてLAN、ネットワークセキュリティ等の研究開発に従事。



厚井 裕司 (正会員)

1970年東京理科大学理学部応用物理学科卒業。同年三菱電機(株)入社。以来、ネットワークアーキテクチャ、LAN、ネットワークセキュリティ等の研究開発に従事。現在、同社情報技術総合研究所に勤務。電子情報通信学会会員。



渡邊 晃 (正会員)

1974年慶応大学電気工学科卒業。1976年同大学大学院修士課程修了。同年三菱電機(株)入社。現在、同社情報技術総合研究所にてLAN、ネットワークセキュリティ等の研究開発に従事。電子情報通信学会会員。