

# ネットワークにやさしい低頻度非同期ノード間通信による レイヤ2 ネットワークボトルネック稼働状態推定法

中川晋一<sup>†‡</sup> 三角真<sup>‡</sup> 山岡克式<sup>†</sup> 酒井善則<sup>†</sup>

<sup>†</sup> 東京工業大学大学院理工学研究科 〒105-0123 東京都目黒区大岡山 1-2-3

<sup>‡</sup> 独立行政法人 情報通信研究機構 〒184-8795 東京都小金井市貫井北町 4-2-1

E-mail: <sup>†</sup> {nakagawa, yamaoka, ys}@net.ss.titech.ac.jp, <sup>‡</sup> {snakagaw, misumi}@nict.go.jp

**あらまし** 非同期ノード間での低頻度パケット通信によるレイヤ2 ネットワークボトルネック稼働状態の推定手法について検討した。実験は温度保証型水晶を用いた PC を用いて 1 マイクロ秒オーダーでのカーネル内部クロックの安定を保証した条件で行い、送信、受信側で時刻同期を必要としない TSC (Time Stamp Counter) を用いて行った。その結果、Round Trip Time で計測を行う Ping に比べボトルネック推定精度が向上した。本方式は、従来行われてきた高頻度の Flooding によるネットワークボトルネック推定手法や事後にしか推定できない Passive な手法に比べ、コスト、精度の点で有利である。パケット送信間隔と受信間隔の比を用いることにより、15  $\mu$  秒程度のブロッキングエラーの検出も可能である。

**キーワード** ネットワーク計測, マルチキャスト, TSC, ボトルネック検出

## 1. はじめに

ギガビットイーサネットの汎用化、バックボーンネットワークの高速化、ネットワーク運用ポリシーの多様化により、従来のルータによって構成されてきた広域ネットワーク網が Layer2 スイッチによって構成される場合が増えてきている。わが国で運用された研究開発用ギガビットネットワーク (JGN)[1]は予約帯域への保証を行わない (UBR) 多重化することを基本とするレイヤ2 ネットワークである。Fig.1 に示すように 1 世代目が ATM であったが、2004 年から運用が開始された 2 世代目 (JGN2) ではギガビットイーサネットスイッチを基本とし Tagged VLAN 技術 [2] を用いるものとなった。Tagged VLAN によって構成されるネットワークでは、物理的に広域であっても論理的には一つのサブネット LAN として運用することが可能であるため利点も多いが、従来の様にルータを介さないため、送出したパケットの TTL 値による制御を行えない事、従来ネットワークボトルネックを検出するために用いられてきた Trace Route 等のルータの機能を利用した Bottle Neck link 検出法を用いる事は困難である。これらの問題は Hidden Bottle Neck 問題として認識され、レイヤ2 以下での精密計測を行う方法が提案されている。

### 1.1. Hidden Bottle Neck 問題の解決法

複数の L2 ネットワークを用いて、より高い伝送品質を実現することを目的としたルーティングを行おうとするような場合 (QoS Oriented Multi-Home Routing)

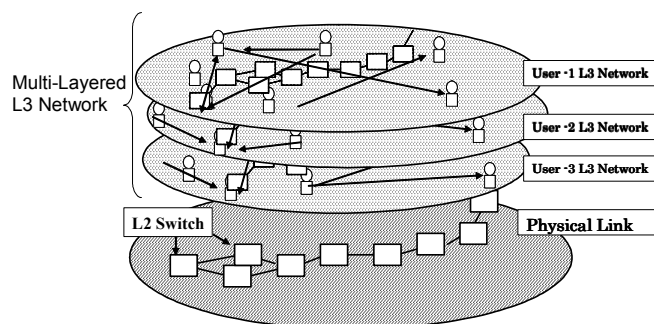


Fig. 1 Overview of Multi-Layered L3 Network

や、Bottle Neck link の存在を既知として扱う QoS メカニズムの実現のために、L2 ネットワークを構成する「ルータ以外」の稼働状態を動的に推定する事が必要である。このようなネットワークでは、End to End の Round Trip Time は測定可能であっても、途中に介入するネットワークスイッチの台数は従来手法で知ることには出来ない。また、netperf [3], iperf [4], 等ボトルネックリンクを検出する方式は、ネットワークの帯域そのものを埋めに行く方式であるため、稼働中の実ネットワークでは使用が困難である。また、各通信機器に実装されている SNMP (Simple Network Management Protocol) [5] による受動的モニタリングは、それぞれのネットワーク機器の測定精度管理が難しい。

本研究では、高精度な時刻同期を必要とせず、低頻度な条件で送受信される測定用パケットの伝送時間の分析により、ネットワークの稼働状態に影響を与えない条件で実時間でのボトルネックリンクにおける伝送路の稼働状態を推定する方式について検討する。今回は、複数のイーサネットスイッチからなるネットワークの Bottle Neck link の稼働状態を推定する手法について報告する。

## 2. L2 ネットワークの構成と動作原理

以下、L2 ネットワーク構築に汎用されるイーサネットスイッチを概観し、ボトルネックリンクの稼働状態を推定するための必要条件を検討する。

### 2.1. 分類

現在、汎用される Layer2 ネットワークスイッチ [6] は IEEE 802.3 で規定される CSMA/CD 方式でのフローコントロールを踏襲する。現在では IEEE 802.3 のオリジナルで規定される Bus 型接続ではなく、Star 型の接続が一般的である。イーサネットスイッチの伝送方式は、ストアアンドフォワード方式、カットスルー方式、フラグメントフリー方式の 3 つがある。カットスルー方式は送信先 MAC アドレスが分かった時点で先頭 6 バイトを NIC から読み込み、Destination Port に向けて送る方式であり、リアルタイム性に優れるが、エラー訂正を行えない。これに対して現在汎用されるストアア

ンドフォワード方式は、送信要求があった場合、1フレーム分のデータをバッファメモリ上に蓄積し伝送する方式であり、スイッチ上でのエラー訂正が可能である。フラグメントフリー方式はフレームの最小単位である先頭 64 バイトを読み込んでエラーチェックを行う方式である。最近この他にスイッチ内の全てのポートをクロスバーで接続するフルメッシュ型のものも存在する。

データグラムの伝送は 10Mbps, 100Mbps, 1000Mbps(1Gbps)それぞれのメディアの制御周波数に基づいて行われるため、一定長の packets を 10, 100, 1000 それぞれに対して行う場合、ポートポート間の切り替え時間（フォワードに許される時間）が一定であるため、ポート間での単位時間あたりのフォワード可能な packet 量は各メディアの伝送量に依存する。すなわち、100Mbps のメディアの場合と 10Mbps のメディアの場合、通過可能な packet 数の比は 10 倍となる。表 1 に市販されているイーサネットスイッチの交換性能の一例を示す。この値は 64 バイト packet を送受信する場合の値である。これは現在用いられているスイッチのクロックの制御周波数による。

表 1 イーサネットスイッチ交換性能の一例 [7]

1000M⇔1000M	1,488,000pps
100M⇔100M	148,800pps
10M⇔10M	14,880pps

pps: packet per second

## 2.2. 想定する伝送路モデル

伝送路モデルとして、Fig2 に示すような 2 個のストアアンドフォワード型のイーサネットスイッチからなるボトルネックリンクの場合を考える。2 台のイーサネットスイッチ (100Mbps) を接続し、両方のスイッチを介し Traffic Generator (TG) と通信先の受信ノード (Receiving Node: RNg), 計測 packet 送信ノード (measuring Send Node: mSN) - 計測 packet 受信ノード (mRN) 2 つの異なる伝送が行われる場合を考える。TG-RNg 間の通信は定常的に packet を送出する通信 (例えば短い packet が一様に流れるストリーム通信のようなもので 10K packet/秒より大きい) が行われるとし、いわゆるバースト伝送は行われないものと仮

定する。これをボトルネックリンクに対する負荷トラヒックとする。この負荷トラヒックがスイッチ間のボトルネックリンクの最大帯域に対してどの程度占有しているか (スイッチ間のボトルネック稼働率) を、mSN-mRN 間で送受信する計測用 packet の伝送状態を解析することにより推定する方法を検討する。但し、TG-RNg 間で占有する帯域はスイッチの能力に比べて小さいものと仮定する。また、TG-RNg と mSN-mRN の合計の帯域もスイッチのフォワーディング能力以下であると仮定する。TG, mSN を発した packet は両方もロスなく、それぞれ RNg, mRN に到着すると仮定する。

理想的な条件では一定のトラヒックを発生する TG から 1 つめのスイッチに対して一定間隔で等長の packet が到着するが、スイッチ側の CSMA/CD 機構によって一様にブロックされる事により、スイッチにとって packet はランダムに到着する。同様に mSN を発した packet もスイッチに対してランダムに到着する。TG に比べて mSN から出す packet は十分に頻度が小さく、十分に短いため、大数効果により TG-RNg 間の packet のストア-フォワード枠に一様に混入し、2 つのスイッチ間のボトルネックに対して TG-RNg の起こすブロッキングエラーとほぼ同じ確率でブロッキングエラーに遭遇する事が期待される。

本研究での伝送は、一定時間間隔で到着する計測用 packet が、スイッチに到着した時、無負荷時には一定時間  $T_r$  でフォワードされる筈が、ボトルネックリンクを定常的に埋める負荷トラヒックが存在している場合、確率  $p$  で付加遅延  $T_d$  だけ待たされたのちにフォワードされる。従って、 $n$  番目に到着した packet の伝送時間  $Tr_n$  は次式で与えられる。

$$Tr_n = \begin{cases} Tr & (P(n) = (1 - p)) \\ Tr + T_d & (P(n) = p) \end{cases} \quad (式 1)$$

ここで、 $p$ : ボトルネック帯域に対する負荷トラヒックの占有率である。本研究では、一定伝送時間  $T_r$  で到着する計測用 packet が  $T_d$  遅れて到着する事象確率  $P(n)$  を実測し、未知確率  $p$  を求める。これによって、ボトルネック稼働率を直接推定する。

## 2.3. ボトルネック検出に必要な時刻精度

表 1 より伝送速度が 100Mbps の Fast Ethernet の場合、64 バイトの 1 packet あたりのスイッチ内滞留時間は  $1/148800$  秒  $= 6.72 \times 10^{-6}$  秒である。本研究では、目的とする 2 つのイーサネットスイッチからなるボトルネックリンクの稼働状態が負荷により計測用 packet がリングバッファに確率的に入れなくなることによって、1 バッファ周期分 (式 1 の  $T_d$ ) だけ遅れて到着する。つまり、本来  $6.72 \mu$  秒  $\times 2 =$  約  $13-14 \mu$  秒で到着すべき packet が  $6.72 \mu$  秒余計に遅れて到着する事象確率を求める。従って計測に必要な時刻精度は、1 から  $5 \mu$  秒が必要である。

現在汎用されている各種オペレーションシステムは、マルチユーザ・マルチタスク稼働型でプロセス切り替え間隔が一般には UNIX で 10ms、Windows で 100ms であり、さらに CPU 制御用の回路の精度が悪い。

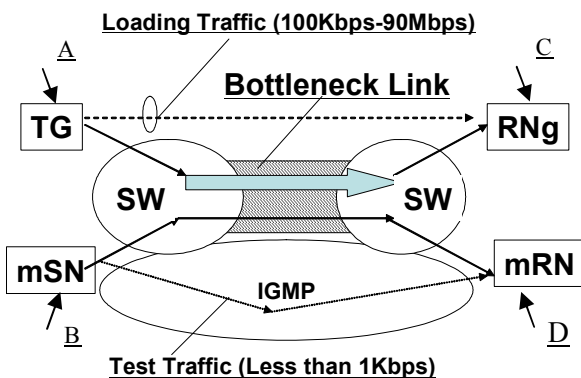


Fig. 2 Schema of Measurement for Estimation of Layer2 Bottleneck capacity

そのため、一般には NTP (Network Time Protocol)[8]でネットワーク上の 2 つのノードの時刻を同期しておき、パケット送出のときタイムスタンプをデータ領域に書き込んで送信、到着の時に NTP によって得られた時刻を加えて記録する方法が提案されている [8],[9]。しかし、NTP によって得られる時刻は計測用ノードが NTP クライアントである場合、NTP サーバと計測用ノードの間のネットワーク伝送時間揺らぎのため、正確に合わせることは原理的に不可能であり外部時刻源からの標準時刻に同期する必要がある。

また、NTP の基本時刻を GPS によって得る場合、GPS 信号受信機と PC との間の物理的距離が精度に直接影響するため、設置場所に制約がある。現在のところ、パケットに最も正確なタイムスタンプを押す方式は完全同期したセシウム原子時計をそれぞれの計測点に持ってゆき、送出元のマシンからパケットが送出されたものに対してハードウェアを用いてタイムスタンプを付加し、受信時のタイムスタンプとの差をとって絶対遅延を計測するという方式が提案されてきている [10]。彼らの方法で計測可能な時刻粒度は  $10^{-8}$  秒台であり、光の伝達速度が約  $3.7 \times 10^5 \text{Km/sec}$  ( $2.7 \times 10^9 \text{ns/m}$ ) である事から、10m の伝送路の差を検出できる。しかし、これらの外部時刻源を用いて実時間のタイムスタンプを用いる方式は高価であり一般的ではない。

### 3. 提案手法: TSC を用いたボトルネック稼働率推定法

#### 3.1. 計測系

以上の検討から、両端非同期の条件で正確な時刻情報を得るため、Intel 社製 CPU に実装されている RDTSC (read-time stamp counter) に着目し、CPU のカウントアップタイマからの読み出し値を Linux ver. 2.6 カーネルから読み出し、送受信の時にタイムスタンプとして用いることにした。これにより、CPU の制御周波数分の 1 秒での精度 (3 GHz の場合、1 RDTSC カウントは  $0.3 \times 10^{-9}$  秒) である。実際には、CPU の制御周波数そのものが、パーソナルコンピュータのボード上に実装される水晶の精度の影響をうけるため、この精度の時刻粒度を期待することは難しい。通信速度が 100Mbps であるイーサネットスイッチのスループットが表 1 に示した 1,488,000pps であるとする、スイッチ内での滞留時間約  $6 \mu$  秒である。これを計測するためには北口 [11], [12] らの報告した  $1 \mu$  秒の時刻粒度で安定な温度保証型水晶 (TCXO) を用いれば精度は十分である。

本系における伝送時間  $Tr_n$  は

$$Tr_n = RDr_n - RDS_n \quad \cdot \cdot \text{(式 2)}$$

$n$  は送出シーケンス番号、 $RDr$ 、 $RDS$  は、送信時、受信時のそれぞれの RDTSC 値である。しかし、同種類のものでも搭載される水晶のばらつきによって個体差があることが知られており、単純に (式 2) から算出する事はできない。送受信ノード間での RDTSC の補正が必要である。以下、提案する補正方法ならびにボトルネック稼働状態の推定方式に関して述べる。

今、ボトルネックリンクに負荷がかかっておらず、送信側から送信されたパケットが受信ノードに付加遅延なく到着すると仮定する。時刻  $t$  に送受信ノード間でシーケンス番号  $n$ ,  $n+1$  の送受信があったとすると、送信間隔と受信間隔の比  $Dr_n$  は次式で与えられる。

$$Dr_n = \frac{RDS_{n+1} - RDS_n}{RDr_{n+1} - RDr_n} \quad \cdot \cdot \text{(式 3)}$$

これを計測し平均値を求め、 $Dr_{const}$  値を求める。

$$Dr_{const} = \text{average}(N_0, Dr_{n_0}) \quad \cdot \cdot \text{(式 4)}$$

伝送時間  $Tr_n$  は次式で与えられる。

$$Tr_n = RDr_n - Dr_{const} \cdot RDS_n \quad \cdot \cdot \text{(式 5)}$$

また、同時に無負荷時の伝送時間  $Tr_{n1}$  を次式で求める。

$$Tr_{n1} = \text{average}(N_0, Tr_{n_0}) \quad \cdot \cdot \text{(式 6)}$$

$\text{average}()$  は、 $Tr_{n_0}$  を  $N_0$  回計測した平均値を示す。

ここで、ボトルネックを定常的に占有するトラヒックを与え、 $Tr_n$  を  $N$  個取得しボトルネックリンクの稼働率  $P_b$  を算出する。

$$P_b = \frac{\text{Freq}(n | Tr_n > Tr_{n1})}{N} \quad \cdot \cdot \text{(式 7)}$$

ここで  $\text{Freq}()$  は、 $N$  個のうち、 $Tr_n$  が  $Tr_{n1}$  より大きい回数  $n$  を表す。

#### 3.2. 実験

Fig. 2 に示したモデルについて、100Mbps のイーサネットスイッチを用い、送受信時に送信ノード受信ノードそれぞれにおいて RDTSC 値を記録する事により、到着時の変動を検討した。

実験には送信ノード受信ノード共に Intel 社製 Pentium4 制御周波数 3.2GHz を用いた。負荷用トラヒックは TG-RNg 間での Point to Point の UDP データ伝送 (固定パケット長 1470Bytes/Packet) とし、iperf [14] を用いて負荷量 100Kbps から 90Mbps までで送受信させた。

計測用パケットは、パケットの送出間隔 1 秒とし、送信時の TSC 値、プロセス番号、プロセス毎のシーケンスナンバーからなるパケット (UDP データグラムとして 28 バイト、イーサネットフレームとして 70 バイト) を IP マルチキャストアドレスに対して送信させた。受信ノードをその IGMP グループに Join させ、受信されるパケットのデータに受信時の TSC 値を加えて 120 秒間記録した。

### 4. 結果と考察

#### 4.1 伝送時間 ( $Tr_n$ Value)

実験において、計測用パケットのパケットロス はなかった。Fig. 3 に 1Mbps, 10Mbps, 50Mbps, 90Mbps

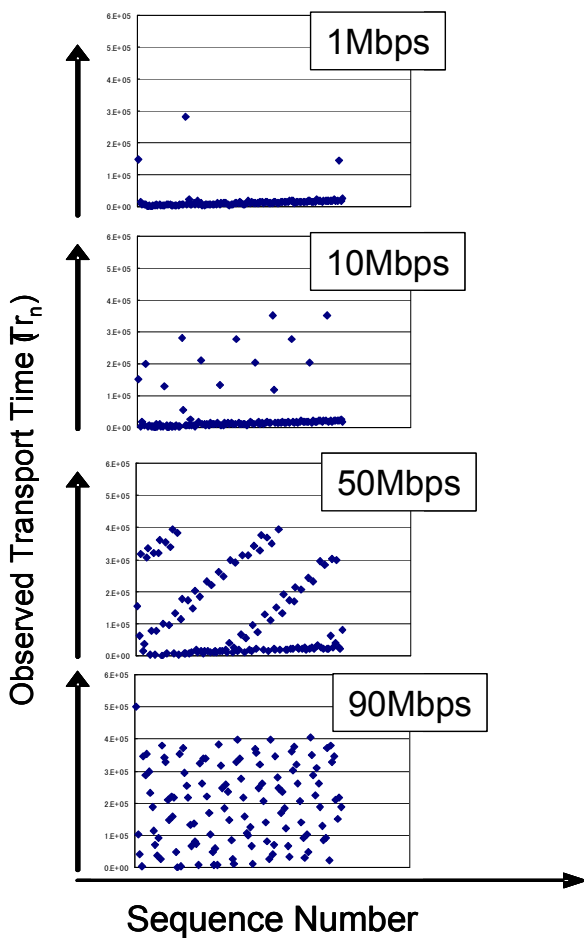


Fig.5 Trends of Observed  $Tr_n$  value under various loaded cross-traffics at the bottleneck

をボトルネックに対して負荷したときの伝送時間  $Tr_n$  (Observed Transport Time)の経時変化を示す。実測された  $Tr_n$ は、mSN, mRNそれぞれの機材の特性によって、制御周波数が異なっているばかりでなく、式7による補正に加えて初期値によるドリフトの補正も必要であった。本グラフからボトルネックリンクが 100Mbps に 1, 10, 50, 90%の負荷を与えた時、 $T_n$  が延長することが確認された。また、基線に対して、計測パケットの伝送時間の延長は約  $8 \times 10^4$  TSC カウント、実時間で  $2.5 \times 10^{-5}$  秒 (25  $\mu$  秒) であった。

#### 4.2 ボトルネック負荷トラヒック推定

また、120 秒の計測時間中に送受信した計測用パケット数 120 を分母とし、各負荷状態別(ボトルネック 100Mbps に対して 100K, 1M, 10M 以降 100Mbps まで 10Mbps ずつ増加、すなわち負荷状態を 0.001, 0.01, 0.1 から 1.0 まで変化させた状態)の基線に対して  $8 \times 10^4$  RD TSC カウントをこえた頻度を  $Tr_n$  の延長頻度 (Frequency of  $Tr_n$  Elongation) とした (Proposed Method)。また、比較のため、Ping を用いて同様の実験を行い、無負荷時(0.10ms)に比べて往復で 0.05ms (片道 25  $\mu$  秒) の延長を認めたものの頻度を  $T_n$  Value の場合と同様に求めた(Conventional Method)。結果を Fig.4 に示した。

Conventional, Proposed 共に負荷したトラヒック量に

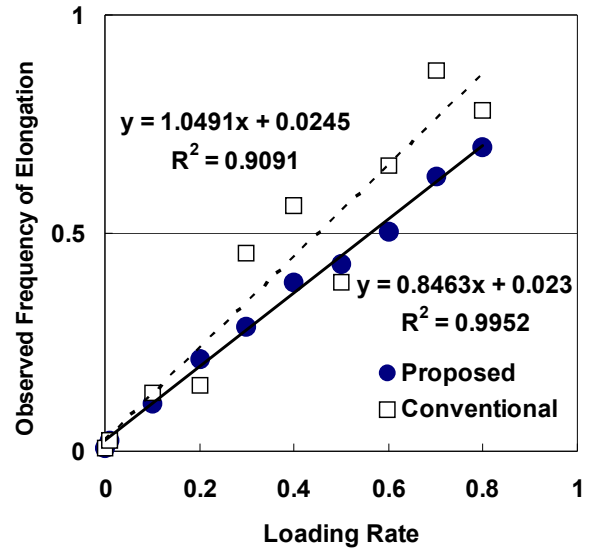


Fig.4 Comparison of Observed Frequency of  $T_n$  Elongation between conventional method and Proposed Method

比例して伝送時間が延長する比率が増加する事が示された。両者とも最小二乗法による直線回帰を行ったところ、 $R^2$  値は Conventional 0.909 に比べ、Proposed では 0.995 と改善した。これらから、TSC タイムスタンプを用いた本方式で 25 マイクロ秒程度の負荷トラヒックによる伝送時間の延長を観測する事ができ、伝送時間延長の確率は直線的にボトルネックリンクの負荷率に比例する事が示された。

またグラフ上も 30,40 および 70% 負荷時に Conventional の検出率が悪化するのに比べ、Proposed では保持された。これは、Fig.3 の 1 段目のスイッチに対して 1 回だけの通過で計測できる本法に対して、Conventional では往復時間(RTT)を計測するため、負荷トラヒックの影響をより多く受けるためかとも推定されるが、使用したスイッチ並びに送受信 PC のネットワークインターフェイスは仕様では全二重であり、負荷トラヒックを発生した iperf は UDP パケットを一方方向に投げっており、復路に対して余剰のトラヒックを生じることはない。本来行きの場合と帰りの場合でボトルネックリンクへの負荷の影響を受けるのは一回(復路では受けない)の筈であり、その他の要因も考慮する必要がある。

#### 4.3 他方式との比較

本方式は送信受信側での精密時刻同期を必要としない点、従来手法では計測が困難であったレイヤ 2 ネットワークボトルネックにおけるトラヒック負荷率推定を行う事が可能であることが新規性である。また、RFC2679[9]ならびに RFC3763[10]で提案されている片道 ping は ITU 勧告に基づいた送受信両端の時刻同期を前提としており、送受信両端での時刻同期を必要としない本法とは異なる。また、昨今の CPU 制御用周波数の高速化により計測粒度をさらに高める事ができる可能性もある。今回は、計測方式の妥当性と性能推定のため、温度保証型水晶 (TCXO) を CPU 制御に用いた高安定型 PC[11],[12]を用いたが、特別なハードウェアの改造なしに送受信間の TSC 値の補正を適正に行えば精度向上が見込める。

#### 4.4 送受信 RDTSC 比(Dr Value)

本法を PC で稼動するオペレーションシステムを用いて実現する場合、定期的にカーネルの割り込みを受けて延長することが知られている。Fig. 5 にボトルネックに負荷を与えない状態での送信、受信それぞれの間隔(SI、AI)とその比(Dr)を示す。送出時の TSC と受信時の TSC の差から想定した通過時間を推定する場合、送出時に割り込みを受けずに受信時に割り込みを受けて通過時間を過大に評価する事も考えられる。実験条件では、送信間隔が定期的に変動し、それに従って受信間隔も増減することが観測される。送信間隔の増減は、送信ノード側のプロセス切り替えの変動と定期的な他のプロセスからの割り込みが原因であり、Dr value として観測される部分のうち、大きな変動ではない部分(矢印をした部分ではない部分)が、伝送路無負荷時の Dr Value である。今回の系の場合実測値は  $1.000000018 \pm 9.23498E-07$  であった。本値は Fig. 3 で示した変化と同様の変化を示し、しかも一定の閾値でブロッキングエラーの検出をより簡単に行う事が可能であることが示された。送受信間隔比 : Dr Value は送信-受信ペアにおいて一定であり、通過するネットワークでの付加的遅延を鋭敏に反映する指標として有効であると思われる。また、一定間隔の時間(例えば 1 秒 : TSC のスケールに対して十分大きな値)を用いて送受信ペアを設定した場合、小規模 LAN 内での改鼠の検出にも有効であると思われ、今後の検討課題である。

#### 5. まとめ

近年一般化しているイーサネットスイッチを用いた多層レイヤ2からなる L3 ネットワークにおけるボトルネックリンク稼動状態推定を目的として、RDTSC を

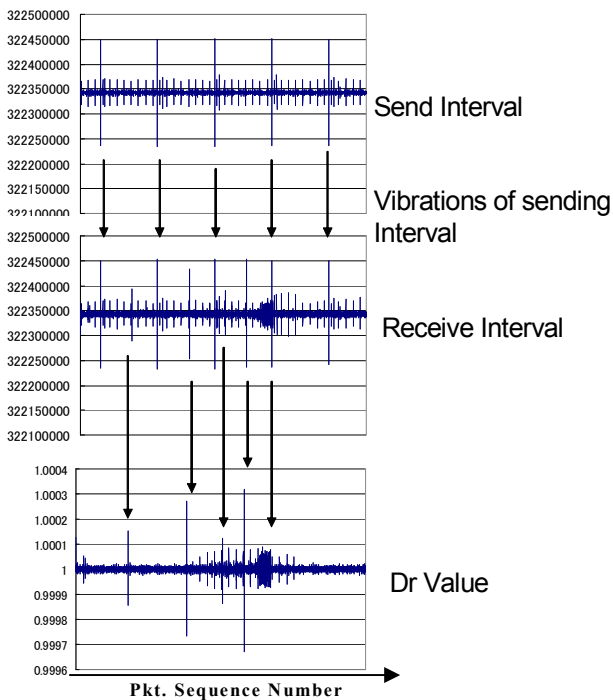


Fig. 5 Trends of Observed SI, AI and Dr value

用いた非同期送受信ペアによる Active Network 計測手法に関して検討した。

その結果、現在汎用されるストアアンドフォワード型のイーサネットスイッチと、内部クロックを TCX0 (温度保証型水晶)で高精度化した PC を用いて、実験的に作成したボトルネックリンクに対するトラフィック負荷による計測用パケットの遅延の想定外遅延 ( $25 \mu$ 秒)の生起確率を計測した。その結果、生起確率が負荷トラフィックによる稼動状態に相関する事が示された。また、計測用パケットの往復時間を計測する事による従来手法 (Ping) と本法を比較したところ、相関係数において優れていることが示された。また、送受信間隔比 (Dr Value) は送信時のシステムの割り込みをキャンセルし付加的伝送遅延の検出において TSC 差から求めた頻度と変わらない検出率を持つことも示された。

#### 謝 辞

本研究は情報通信研究機構運営費交付金 (情報通信部門), JGN2-A17003, 「IP マルチキャストを用いた Simple Node Administration Protocol 実験」, NICT StarBED Project、平成 17 年度厚生労働省がん研究助成金研究総合研究「がん情報ネットワークを利用した総合的がん対策支援の具体的方法に関する研究」若尾班等の支援を得て行った。関係各位に深謝する。

#### 文 献

- [1] T. Saito and H. Esaki, Gigabit Network, IOS Press, ISSN 1348-513X, 2003
- [2] Kennedy Clark, Cisco Lan Switching: Layer 2 Technologies (Ccie Professional Development), Cisco Systems ; ISBN: 1587052164 ,2005
- [3] Information Network Div. HP Company, Netperf: A Network Performance Benchmark Rev.2, <http://www.netperf.org>, 1995
- [4] A. Tirumala and et.al., Iperf Version 2.0.2, <http://dast.nlanr.net/Projects/Iperf/#previous>, 2005
- [5] Douglas R. Mauro, Essential Snmp, Oreilly & Associates Inc, ISBN-0596000200, 2001
- [6] Charles E. Spurgeon, Practical Networking With Ethernet (Practical Networking Series), Intl Thomson Computer Pr (T) ; ISBN: 1850328854, 1997
- [7] メルコ社カタログ <http://buffalo.melcoinc.co.jp/products/catalog/>, 2005
- [8] D.L. Mills, "Network Time Protocol (Version 3) Specification, Implementation," RFC1305, 1992
- [9] G. Almes and et.al. , A One-way Delay Metric for IPPM, RFC2679, 1999
- [10] S. Shalunov and et.al., One-way Active Measurement Protocol (OWAMP) Requirements, RFC3763, 2004
- [11] 鳥山 裕史, 町澤 朗彦他, 高速インターネット環境におけるパケット遅延時間の精密測定, 信学技報, vol. 104, no. 554, IA2004-25, pp. 39-44, 2005
- [12] Y. Kitaguchi, H. Okazawa, S. Shinomiya, Y. Kidawara, K. Hakozaki and S. Nakagawa, Development of High Accurate Time Server for Measurements of Internet, Proceedings of ICOIN16,

pp 9C4.1-9C4.8, 2002

- [13] 北口善明、町沢朗彦、箱崎勝也、中川晋一、高精度 PC による片道遅延時間によるネットワーク帯域推定手法、電子情報通信学会論文誌 B, Vol. J87-B, No. 10, pp 1696-1703, 2004
- [14] A. Tirumala, F. Qin, J. Dugan, J. Ferguson, K. Gibbs, Iperf ver. 1.7.0, NLANER/DAST, 2004