

輻輳情報通知機能をもつ可変ウィンドウ方式の信頼性解析

Reliability Analysis of a Window Flow Control Scheme with Explicit Congestion Notification

木村充位 今泉充啓 † 安井一民 ‡

Mitsutaka Kimura Mitsuhiko Imaizumi Kazumi Yasui

愛知学泉大学 † 愛知工業大学 ‡

Abstract

Recently, a problem of packet loss sometimes is caused by network congestion. Several authors have studied some protocols for dissolving packets loss. For example, a window flow control scheme with Explicit Congestion Notification, such that when a sender detects congestion during connection, it sets to half of the first window size, have been already proposed. This paper considers a stochastic model of a communication system with the window flow control scheme with Explicit Congestion Notification. The mean time until the data transmission succeeds is analytically derived and an optimal policy which maximizes the throughput is discussed.

Keywords; Packets Loss, Network Congestion, Explicit Congestion Notification, Window Flow Control, Reliability

1 はじめに

近年，インターネットの高信頼性を実現するため，さまざまなプロトコルが提案されている．TCP では送信側においてパケット損失の発生をネットワークが輻輳状態にあると解釈しウィンドウサイズを減少する．現在は RTT(Round Trip Time) によって輻輳を検知し，そのたびにパケット送信量（ウィンドウサイズ）を減少させている．このような検知方法では，一時的な輻輳に対して脆弱であることが指摘されている [1]．この問題を解決するために，ルータが送信側にネットワークの輻輳状態を明示的に通知する機能（ECN;Explicit Congestion Notification）が提案されており，いろいろな視点から検討されている [2]．IPv4 ヘッダ内の TOS(Type of Service) フィールドの最後の 2 ビットが ECN 機能のために割り当てられている．ECN を利用すれば輻輳が発生する前に輻輳の兆候を検知できるため，一時的な輻輳に対して素早く確実に対応できる [3]．

ここでは，輻輳情報通知機能（ECN;Explicit Congestion Notification）をもつ可変ウィンドウ方式を適用したデータ通信における信頼性の問題を考察する．すなわち，WWWサーバがウィンドウサイズに相当するパケットを順次クライアントへ送信するとき，もし誤りパケットまたはパケット損失が生じた場合はサーバが当該パケットを再送する．コネクション接続時に ECN により，ネットワーク系に輻輳が発生していることが検知されれば，設定ウィンドウサイズの半分に当たるパケットの送信を開始する．データ誤りやパケット損失が発生した場合，当該パケット k 回の再送が失敗したら，再度 ECN によりネットワーク系の状態を検知し，データ送信を初期状態からやり直す．そのとき，送信成功となるまでの平均時間を解析的に導出し，さらに，スループットを最大にする最適方策を議論する．

2 モデルの設定

複数のクライアントと WWW サーバ（サーバ）で構成される通信ネットワークシステムを考える．ネットワーク系にはランダムに輻輳が発生し，消滅するものと仮定する．各クライアントがサーバへデータの要求を行うと，サーバはクライアントに対し，コネクション確立処理を行う．クライアントはサーバへの応答確認を行う．このとき，これらの処理パケットには，ネットワークの状態を示す ECN 情報を含む．サーバは送信データのうちの ECN 情報に従ってウィンドウサイズを決定し，データを送信する．

ここでは，ある一つのクライアントに着目し，そのクライアントが決定されたウィンドウサイズのデータを受信完了するまでの動作についてモデル化を行う．

- (1) ネットワーク系には，指数分布 $1 - e^{-\lambda t}$ に従って輻輳状態が間欠的に発生し，輻輳状態は分布 $1 - e^{-\beta t}$ に従って継続した後消滅するものとする．

- (2) クライアントはサーバへデータ送信要求を行う．この要求の中にはウィンドウサイズ（送信パケット数 n_1 ）に関する情報を含む．サーバへのデータ送信要求に要する時間分布を $A(t)$ （平均 a ）とする．
- (3) サーバはクライアントに対して、コネクション確立処理を行う．このコネクション確立処理には ECN に関する情報を含む．コネクション確立処理に要する時間すなわち、サーバからクライアントへの時間分布を $A_1(t)$ （平均 a_1 ）とする．クライアントからサーバへの応答確認に要する時間分布を $A_2(t)$ （平均 a_2 ）とする．ネットワーク系において輻輳が発生しているとき、これらのパケットの ECN ビットはルータにより確率 α で設定されるものとする．この情報により、ネットワーク系の状態はクライアントとサーバの双方で確認される．
- (i) ECN ビットが設定されていないとき、サーバはクライアントから要求されたウィンドウサイズに相当するデータ（送信パケット数 n_1 ）を送信する．
- (ii) ECN ビットが設定されているとき、サーバはクライアントから要求のあったウィンドウサイズの半分に当たるパケット（送信パケット数 $n_2 (< n_1)$ ）を送信する．
- (iii) 一つのパケットを送信するのに要する経過時間分布を $B(t)$ （平均 b ）とおく．
- (4) クライアントはすべてのパケット（ n_1 または n_2 個）を正常に受信したならば ACK を返信し、損失パケットまたは誤りパケットがある場合は不足しているパケットまたは誤りパケットを NAK を用いてサーバへ通知する．1つのパケットが正常に受信される確率を $1 - p$ とする．
- (5) サーバがすべてのパケットを送出した後、確認応答パケットを受け取るまでの経過時間分布を $D(t)$ （平均 d ）とおく．もし、すべてのパケット（ n_1 または n_2 個）に対して ACK を受け取ったならば、送信成功．NAK を受け取ったならば、NAK 対象のパケットを再送する．
- (6) 再送が k 回失敗したならば、送信を中断して伝送系をチェックし、コネクション確立処理からやり直す．このやり直すまでの経過時間分布を $G(t)$ （平均 μ ）とおく．

以上の仮定のもとで、スループットを最大にする最適なウィンドウサイズについて議論する．まず、通信系の状態確率を求めよう．ネットワーク上で輻輳が発生・消滅を繰り返す状態を、

状態 0：正常（輻輳は発生していない）．

状態 1：輻輳の発生．

と定義すると、各状態は、2 状態をもつマルコフ再生過程 [4] を形成し、その推移は図 1 のように表される．

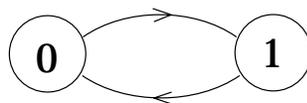


図 1. 通信系の状態推移図

Fig.1 A state transition diagram of a communication system.

このとき、通信系が時刻 0 で状態 i にあり、時刻 t で状態 j にある確率を $P_{ij}(t)$ ($i, j = 0, 1$) とおくと、 $P_{00}(0) = 1, P_{01}(0) = 0, P_{10}(0) = 0, P_{11}(0) = 1$ の初期条件のもとで、次のような状態確率を得る [4]．

$$\begin{aligned}
 P_{00}(t) &= \frac{\beta}{\lambda + \beta} + \frac{\lambda}{\lambda + \beta} e^{-(\lambda + \beta)t}, \\
 P_{11}(t) &= \frac{\lambda}{\lambda + \beta} + \frac{\beta}{\lambda + \beta} e^{-(\lambda + \beta)t}, \\
 P_{01}(t) &= 1 - P_{00}(t), \\
 P_{10}(t) &= 1 - P_{11}(t).
 \end{aligned}$$

次に、 n_1 パケットまたは n_2 パケットいずれか早い方が送信成功となるまでの動作に注目し、システムの状態を次のように定義する．

状態 2 : クライアントとの接続の確立処理開始 .

状態 3 : クライアント間のネットワーク状態の確認開始 .

状態 4 : n_1 個のパケットを連続的に送信開始 .

状態 5 : n_2 個のパケットを連続的に送信開始 .

状態 F : 再送が k 回失敗し , 一時中断 .

状態 S_1 : n_1 パケットの送信成功 .

状態 S_2 : n_2 パケットの送信成功 .

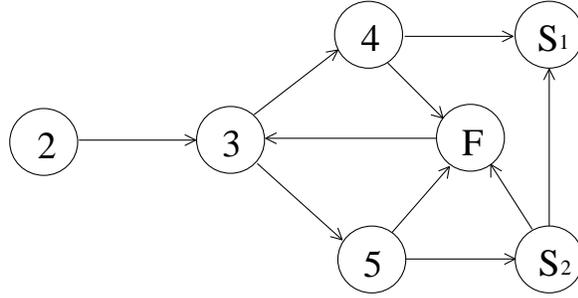


図 1: システムの状態遷移図.

各状態間の推移確率時間分布を $Q_{i,j}(t)(i = 3, 4, 5, S_2; j = 4, 5, F, S_1, S_2)$ とすると , 次の式 (1) ~ (6) を得る .

$$\begin{aligned}
 Q_{3,4}(t) = & \left[\int_0^t P_{00}(x) dA_1(x) \right] * \left[\int_0^t P_{00}(x) dA_2(x) \right] + \left[(1 - \alpha) \int_0^t P_{01}(x) dA_1(x) \right] * \left[\int_0^t P_{10}(x) dA_2(x) \right] \\
 & + \left[\int_0^t P_{00}(x) dA_1(x) \right] * \left[(1 - \alpha) \int_0^t P_{01}(x) dA_2(x) \right] \\
 & + \left[(1 - \alpha) \int_0^t P_{01}(x) dA_1(x) \right] * \left[(1 - \alpha) \int_0^t P_{11}(x) dA_2(x) \right], \quad (1)
 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
 Q_{3,5}(t) = & \left[\alpha \int_0^t P_{01}(x) dA_1(x) \right] * \left[\int_0^t P_{10}(x) dA_2(x) \right] + \left[\int_0^t P_{00}(x) dA_1(x) \right] * \left[\alpha \int_0^t P_{01}(x) dA_2(x) \right] \\
 & + \left[\alpha \int_0^t P_{01}(x) dA_1(x) \right] * \left[(1 - \alpha) \int_0^t P_{11}(x) dA_2(x) \right] \\
 & + \left[(1 - \alpha) \int_0^t P_{01}(x) dA_1(x) \right] * \left[\alpha \int_0^t P_{11}(x) dA_2(x) \right] \\
 & + \left[\alpha \int_0^t P_{01}(x) dA_1(x) \right] * \left[\alpha \int_0^t P_{11}(x) dA_2(x) \right], \quad (2)
 \end{aligned}$$

$$Q_{4,S_1}(t) \equiv Q_S(t|n_1, p), \quad (3)$$

$$Q_{5,S_2}(t) = Q_{S_2,S_1}(t) \equiv Q_S(t|n_2, p), \quad (4)$$

$$Q_{4,F}(t) \equiv Q_F(t|n_1, p), \quad (5)$$

$$Q_{5,F}(t) = Q_{S_2,F}(t) \equiv Q_F(t|n_2, p), \quad (6)$$

ここで ,

$$\begin{aligned}
 Q_S(t|n, p) \equiv & (1 - p)^n B^{(n)}(t) * D(t) \\
 & + \sum_{m_1=1}^n \binom{n}{m_1} p^{m_1} (1 - p)^{n-m_1} B^{(n)}(t) * D(t) * (1 - p)^{m_1} B^{(m_1)}(t) * D(t)
 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
& + \sum_{m_1=1}^n \binom{n}{m_1} p^{m_1} (1-p)^{n-m_1} B^{(n)}(t) * D(t) \\
& * \sum_{m_2=1}^{m_1} \binom{m_1}{m_2} p^{m_2} (1-p)^{m_1-m_2} B^{(m_1)} * D(t) * (1-p)^{m_2} B^{(m_2)}(t) * D(t) \\
& + \\
& \vdots \\
& + \\
& + \sum_{m_1=1}^n \binom{n}{m_1} p^{m_1} (1-p)^{n-m_1} B^{(n)}(t) * D(t) \\
& * \sum_{m_2=1}^{m_1} \binom{m_1}{m_2} p^{m_2} (1-p)^{m_1-m_2} B^{(m_1)}(t) * D(t) * \dots \\
& * \sum_{m_{k-1}=1}^{m_{k-2}} \binom{m_{k-2}}{m_{k-1}} p^{m_{k-1}} (1-p)^{m_{k-2}-m_{k-1}} B^{(m_{k-2})}(t) * D(t) \\
& * (1-p)^{m_{k-1}} B^{(m_{k-1})}(t) * D(t), \tag{7}
\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
Q_F(t|n, p) & \equiv \sum_{m_1=1}^n \binom{n}{m_1} p^{m_1} (1-p)^{n-m_1} B^{(n)}(t) * D(t) * \dots \\
& * \sum_{m_{k-1}=1}^{m_{k-2}} \binom{m_{k-2}}{m_{k-1}} p^{m_{k-1}} (1-p)^{m_{k-2}-m_{k-1}} B^{(m_{k-2})}(t) * D(t) \\
& * [1 - (1-p)^{m_{k-1}}] B^{(m_{k-1})} * D(t), \tag{8}
\end{aligned}$$

であり, * は分布関数のたたみ込みを表す. $\Phi^{(i)}(t)$ は $\Phi(t)$ の i 重たたみ込みを表す. すなわち, $\Phi^{(i)}(t) \equiv \Phi^{(i-1)}(t) * \Phi(t)$, $\Phi_1(t) * \Phi_2(t) \equiv \int_0^t \Phi_2(t-u) d\Phi_1(u)$, $\Phi^{(0)}(t) \equiv 1$ である.

最初に, 送信成功までの平均時間 ℓ_{2,S_1} を考える. システムが状態 2 から出発して, 送信成功となるまでの経過時間分布 $H_{2,S_1}(t)$ は次式で与えられる.

$$\begin{aligned}
H_{2,S_1}(t) & = \sum_{i=1}^{\infty} A(t) * \left[Q_{3,4}(t) * Q_{4,F}(t) + Q_{3,5}(t) * \left[Q_{5,F}(t) + Q_{5,S_2}(t) * Q_{S_2,F}(t) \right] * G(t) \right]^{(i-1)} \\
& * \left[Q_{3,4}(t) * Q_{4,S_1}(t) + Q_{3,5}(t) * Q_{5,S_2}(t) * Q_{S_2,S}(t) \right]. \tag{9}
\end{aligned}$$

式 (9) をラプラス・スチルチェス (LS) 変換し, 方程式を解くことによって,

$$\begin{aligned}
h_{2,S_1}(s) & = \frac{a(s) \left[q_{3,4}(s) q_{4,S_1}(s) + q_{3,5}(s) q_{5,S_2}(s) q_{S_2,S_1}(s) \right]}{1 - \left\{ q_{3,4}(s) q_{4,F}(s) + q_{3,5}(s) \left[q_{5,F}(s) + q_{5,S_2}(s) q_{S_2,F}(s) \right] g(s) \right\}} \\
& = \frac{a(s) \left[q_{3,4}(s) q_S(s|n_1, p) + q_{3,5}(s) \left[q_S(s|n_2, p) \right]^2 \right]}{1 - \left\{ q_{3,4}(s) q_F(s|n_1, p) + q_{3,5}(s) q_F(s|n_2, p) \left[1 + q_S(s|n_2, p) \right] g(s) \right\}}, \tag{10}
\end{aligned}$$

を得る. ここで, 一般に $\Phi(t)$ の LS 変換を $\phi(s)$ とおく.

一般に式 (10) において送信成功までの平均時間を求めることは困難なため, 特に $k=2$ のとき, すなわち, 再送信が 2 回失敗したとき, 初期状態のウィンドウサイズの半分に当たるパケットの再送, または, 中断して初期状態からやり直す場合の平均時間を求めよう.

ここで, $A_1(t)$ と $A_2(t)$ を指数分布とし, 式 (1) (2) (7) と (8) を LS 変換すると, それぞれ次の式 (11) ~ (14) を得る.

$$q_{3,4}(s) = a_1 a_2 \left[\begin{array}{l} \tilde{P}_{0,0}(s+a_1)\tilde{P}_{0,0}(s+a_2) + (1-\alpha)\tilde{P}_{0,1}(s+a_1)\tilde{P}_{1,0}(s+a_2) \\ + (1-\alpha)\tilde{P}_{0,0}(s+a_1)\tilde{P}_{0,1}(s+a_2) + (1-\alpha)^2\tilde{P}_{0,1}(s+a_1)\tilde{P}_{1,1}(s+a_2) \end{array} \right], \quad (11)$$

$$q_{3,5}(s) = a_1 a_2 \left[\begin{array}{l} \alpha\tilde{P}_{0,1}(s+a_1)\tilde{P}_{1,0}(s+a_2) + \alpha\tilde{P}_{0,0}(s+a_1)\tilde{P}_{0,1}(s+a_2) \\ + [2\alpha(1-\alpha) + \alpha^2]\tilde{P}_{0,1}(s+a_1)\tilde{P}_{1,1}(s+a_2) \end{array} \right], \quad (12)$$

$$q_S(s|n, p) = [(1-p)b(s)]^n d(s) \left\{ 1 + d(s) \left[[1 + pb(s)]^n - 1 \right] \right\}, \quad (13)$$

$$q_F(s|n, p) = [b(s)]^n [d(s)]^2 \left\{ [(1-p) + pb(s)]^n - [(1-p)[1 + pb(s)]]^n \right\}. \quad (14)$$

ここで,

$$\tilde{P}_{i,j}(s) \equiv \int_0^\infty e^{-st} P_{i,j}(t) dt, \quad (i, j = 0, 1)$$

である. 従って, $k=2$ のとき, 送信成功までの平均時間 ℓ_{2,S_1} を次のように求めることができる.

$$\begin{aligned} \ell_{2,S_1} &\equiv \lim_{s \rightarrow 0} \frac{-dh_{2,S_1}(s)}{ds} \\ &= (a - \mu) + \frac{\left[\begin{array}{l} \mu + \frac{1}{a_1} + \frac{1}{a_2} + b(1+p) \left[n_1(1-X) + Xn_2[1 + (1-p^2)^{n_2}] \right] \\ + d \left[\begin{array}{l} 2 - (1-p)^{n_1} \\ + X \left[(1-p)^{n_1} - (1-p)^{n_2} + (1-p^2)^{n_2} [2 - (1-p)^{n_2}] \right] \end{array} \right] \end{array} \right]}{(1-p^2)^{n_1} + X[(1-p^2)^{2n_2} - (1-p^2)^{n_1}]}, \quad (15) \end{aligned}$$

ここで,

$$X \equiv \frac{\alpha\lambda[a_1 + 2\beta + (2-\alpha)(a_2 + \lambda)]}{(a_1 + \lambda + \beta)(a_2 + \lambda + \beta)}.$$

また, $k=3$ のとき, 送信成功までの平均時間は前と同様にして,

$$\ell_{2,S_1} = (a - \mu) + \frac{\left[\begin{array}{l} \mu + \frac{1}{a_1} + \frac{1}{a_2} + b(1+p+p^2) \left[n_1(1-X) + Xn_2[1 + (1-p^3)^{n_2}] \right] \\ + d \left[\begin{array}{l} 3 - (1-p)^{n_1} - (1-p^2)^{n_1} \\ + X \left[(1-p)^{n_1} - (1-p)^{n_2} + (1-p^2)^{n_1} - (1-p^2)^{n_2} \right. \right. \\ \left. \left. + (1-p^3)^{n_2} [3 - (1-p)^{n_2} - (1-p^2)^{n_2}] \right] \end{array} \right] \end{array} \right]}{(1-p^3)^{n_1} + X[(1-p^3)^{2n_2} - (1-p^3)^{n_1}]}, \quad (16)$$

さらに, $k=4$ のとき, 送信成功までの平均時間は,

$$\ell_{2,S_1} = (a - \mu) + \frac{\left[\begin{array}{l} \mu + \frac{1}{a_1} + \frac{1}{a_2} + b(1+p+p^2+p^3) \left[n_1(1-X) + Xn_2[1 + (1-p^4)^{n_2}] \right] \\ + d \left[\begin{array}{l} 4 - (1-p)^{n_1} - (1-p^2)^{n_1} - (1-p^3)^{n_1} \\ + X \left[\begin{array}{l} (1-p)^{n_1} - (1-p)^{n_2} + (1-p^2)^{n_1} - (1-p^2)^{n_2} \\ + (1-p^3)^{n_1} - (1-p^3)^{n_2} \\ + (1-p^4)^{n_2} [4 - (1-p)^{n_2} - (1-p^2)^{n_2} - (1-p^3)^{n_2}] \end{array} \right] \end{array} \right] \end{array} \right]}{(1-p^4)^{n_1} + X[(1-p^4)^{2n_2} - (1-p^4)^{n_1}]}, \quad (17)$$

以上, 上述のような解析から, 一般の k における平均時間を次のように求めることができる.

$$\ell_{2,S_1} = (a - \mu) + \frac{\left[\begin{array}{c} \mu + \frac{1}{a_1} + \frac{1}{a_2} + b \sum_{i=0}^{k-1} p^i \left[n_1(1-X) + Xn_2[1 + (1-p^k)^{n_2}] \right] \\ + d \left[\begin{array}{c} [k - \sum_{i=1}^{k-1} (1-p^i)^{n_1}] + X \left[\begin{array}{c} \sum_{i=1}^{k-1} [(1-p^i)^{n_1} - (1-p^i)^{n_2}] \\ + (1-p^k)^{n_2} [k - \sum_{i=1}^{k-1} (1-p^i)^{n_2}] \end{array} \right] \end{array} \right] \end{array} \right]}{(1-p^k)^{n_1} + X[(1-p^k)^{2n_2} - (1-p^k)^{n_1}]} \quad (18)$$

3 最適方策

ここでは、初期状態のウィンドウサイズに相当する全パケットが、送信成功となるまでのスループットを最大にする最適方策を考察する．すなわち、ネットワーク系に輻輳が発生した場合のウィンドウサイズ n_2 に関して、便宜的に $n_1 \equiv 2n_2$ としてスループット $E(n_2)$ を次のように定義する．

$$E(n_2) \equiv \frac{2n_2}{\ell_{2,S_1}(n_2)} = \frac{2n_2}{Y(n_2) + (a - \mu)} \quad (19)$$

ここで、

$$Y(n_2) \equiv \frac{\left[\begin{array}{c} \mu + \frac{1}{a_1} + \frac{1}{a_2} + bn_2 \sum_{i=0}^{k-1} p^i \left[2 - X[1 + (1-p^k)^{n_2}] \right] \\ + d \left[\begin{array}{c} [k - \sum_{i=1}^{k-1} (1-p^i)^{2n_2}] + X \left[\begin{array}{c} (1-p^k)^{n_2} [k - \sum_{i=1}^{k-1} (1-p^i)^{n_2}] \\ - \sum_{i=1}^{k-1} (1-p^i)^{n_2} [1 - (1-p^i)^{n_2}] \end{array} \right] \end{array} \right] \end{array} \right]}{(1-p^k)^{2n_2}} \quad (19)$$

このとき、 $E(n_2)$ を最大にする最適なウィンドウサイズ n_2^* を求める．ここでは、 $A(n_2) \equiv 1/E(n_2)$ とおき、 $A(n_2)$ を最小にする n_2^* を求める．不等式 $A(n_2 + 1) - A(n_2) \geq 0$ とおくと、

$$n_2 Y(n_2 + 1) - (n_2 + 1) Y(n_2) - (a - \mu) \geq 0, \quad (20)$$

を得る．式(20)の左辺を $L(n_2)$ とおくと、次式を得る．

$$L(n_2 + 1) - L(n_2) = (n_2 + 1) D(n_2). \quad (21)$$

ここで、

$$D(n_2) \equiv [Y(n_2 + 2) - Y(n_2 + 1)] - [Y(n_2 + 1) - Y(n_2)]. \quad (22)$$

従って、 $Y(n_2)$ が凸関数かつ $D(1) > 0$ ならば、 $L(n_2)$ は $L(1)$ から ∞ までの n_2 の単調増加関数となる．以上より、次のような結論を得ることができる．

(i) もし、 $D(1) > 0$ かつ $L(1) < 0$ ならば、式(20)を満たす有限で唯一の n_2^* が存在する．

(ii) もし、 $D(1) > 0$ かつ $L(1) \geq 0$ ならば、 $n_2^* = 1$ である．

4 おわりに

輻輳情報通知機能をもつ可変ウィンドウ方式のモデルを設定し、その信頼性解析を行った．すなわち、コネクション接続時に ECN により、ネットワーク系に輻輳が発生していることが検知されれば、設定ウィンドウサイズの半分に当たるパケットの送信を開始し、 k 回の再送が失敗したら、再度 ECN によりネットワーク系の状態を検知し、データ送信を初期状態からやり直すことと仮定した信頼性モデルを設定した．そのとき、送信成功となるまでの平均時間を解析的に導出し、さらに、スループットを最大にする最適方策を議論した．今後は数値例による考察を行い、前モデル [5] との比較や評価を行う予定である．このようなネットワーク上に発生する輻輳に対応したデータ通信の高信頼化の問題は、今後ますます重要な課題となることが考えられ、この方面に対する多くの研究が期待される．

参考文献

- [1] 小川晃通, 杉浦一徳, 中村修, 村井純, “TCP 親和性の高いふくそう制御機構並びにパケット損失を考慮した DV over IP の設計”, 電子情報通信学会論文誌, B, Vol. J86-B, No.8, pp.1561-1569, 2003.
- [2] S. Floyd, “Tcp and explicit congestion notification,” *ACM Comput. Commun. Rev.*, vol. 24, no.5, pp. 10-23, 1994.
- [3] K. Ramakrishnan and S. Floyd, “A Proposal to add Explicit Congestion Notification (ECN) to IP,” RFC 2481, Jan. 1999.
- [4] S. Osaki, “Applied Stochastic System Modeling”, *Springer-Verlag*, Berlin, 1992.
- [5] 木村充位, 今泉充啓, 安井一民, “輻輳を考慮した可変ウィンドウ方式の信頼性解析”, 岐阜市立女子短期大学研究紀要第 5 3 輯, 2003.

(提出期日 平成 16 年 11 月 26 日)