

ルータの誤作動を考慮した ECN 機能をもつ可変ウィンドウ方式の信頼性的考察

Reliability Consideration of a Window Flow Control Scheme
with Explicit Congestion Notification Considering Router Error

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

This paper considers a stochastic model of a window flow control scheme for a communication system with Explicit Congestion Notification (ECN) considering router error. That is, when congestion happens in the network, routers set the ECN bit in the packet header. If the ECN bit is not set from the absence of congestion or router error, the number of packets, which corresponds to a window size, is successively transmitted to a client by a web server. If it is set from the presence of congestion, the number of packets, which correspond to half of the first window size, are transmitted. The mean time until packet transmissions succeed is derived. An optimal policy which maximizes the amount of packets per unit of time until the transmission succeeds is analytically discussed. Finally, numerical examples are given.

Keywords; Router Error, Network Congestion, ECN, 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 [1]. TCP では, 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 [3], [4]. 送信側は, この ECN 情報を利用することによって, 輻輳が発生する前にその兆候を検知できるため, 一時的な輻輳に対して素早く対応できる [2].

文献 [6] において著者らは, コネクション接続時点に, ECN ビットが設定されることによってネットワーク系に輻輳が発生していることが検知されたならば, サーバは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確率モデルを提案し, 信頼性に関する諸問題を議論した.

ここでは, ルータの誤作動を考慮した ECN 機能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, もしコネクション接続時点に, ECN 情報によってネットワーク系に輻輳が発生していることが検知されたならば, サーバは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. このとき, ネットワーク系に輻輳が発生しているにもかかわらず, ルータの誤作動により ECN ビットが設定されない場合も考慮する. また, 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. データ誤りやパケット損失が発生した場合, 当該パケットの k 回の再送が失敗したら, 再度 ECN 機能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, ある期間継続した後, 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との間でコネクション確立処理を実施し, 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 情報を含むものとし, 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, その輻輳状態は分布 $1 - e^{-\beta t}$ に従って継続した後消滅するものとする.

ルータの誤作動を考慮した ECN 機能をもつ可変ウィンドウ方式の信頼性的考察

- (2) クライアントはサーバへデータ送信要求を行うが、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間隔の時間分布を $A(t)$ (平均 a) とする。
- (3) サーバはクライアントからのデータ送信要求に対して、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 ビットの設定等に関する処理を含む。また、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通知連絡処理時間分布を $A_1(t)$ (平均 a_1) とし、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。ここで、ネットワーク系が正常状態にある場合のパケット損失確率を p_0 、ネットワーク系が輻輳状態にある場合のパケット損失確率を $p_1 (> p_0)$ と仮定する。
- (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。ここで、パケット損失確率を p_0 とする。いわば、ネットワーク系周辺におけるパケット量の減少化により損失確率が p_1 から p_0 に低減されるものと仮定する。
- (iii) 一つのパケットを編集・送出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。
- (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) 一時的な輻輳に対して素早く対応するために ECN ビットの設定を定期的に見直すこととし、再送回数の上限 k を設定する。すなわち、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 : 輻輳が発生。

と定義すると、各状態は、2 状態をもつマルコフ再生過程 [5] を形成し、その推移は図 1 のように表される。

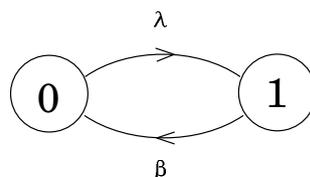


図 1. 通信系の状態推移図

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 [5]。

ルータの誤作動を考慮した ECN 機能をもつ可変ウィンドウ方式の信頼性的考察

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

次に、サーバ側において n_1 パケットに相当する送信がすべて成功となるまでの動作に着目し、システムの状態を次のように定義する。

状態 2：システムの動作開始。

状態 3：クライアントとのコネクションの確立処理開始。

状態 4： n_1 個のパケットを連続的に送信開始（ネットワーク系は正常状態）。

状態 5： n_1 個のパケットを連続的に送信開始（ネットワーク系は輻輳状態）。

状態 6： 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。

上のように定義された各状態は、状態 S_1 を吸収状態にもつマルコフ再生過程 [5] を形成し、その状態推移は図 2 のように表される。

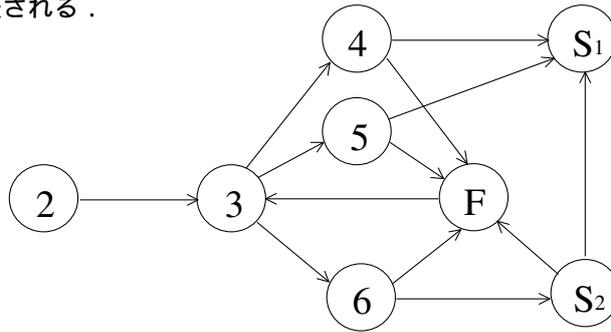


図 2 . システムの状態推移図.

Fig.2 A state transition diagram of a system.

マルコフ再生過程における各状態間の推移確率時間分布を $Q_{i,j}(t)$ ($i = 3, 4, 5, 6, S_2; j = 4, 5, 6, F, S_1, S_2$) とすると、次の式 (1) ~ (9) を得る。

$$\begin{aligned}
 Q_{3,4}(t) &= \left[\int_0^t P_{00}(x) dA_1(x) \right] * \left[\int_0^t P_{00}(x) dA_2(x) \right], \\
 Q_{3,5}(t) &= \left[(1 - \alpha) \int_0^t P_{01}(x) dA_1(x) \right] * \left[\int_0^t P_{10}(x) dA_2(x) \right] \\
 &\quad + \left[\int_0^t P_{00}(x) dA_1(x) \right] * \left[(1 - \alpha) \int_0^t P_{01}(x) dA_2(x) \right]
 \end{aligned} \tag{1}$$

ルータの誤作動を考慮した ECN 機能をもつ可変ウィンドウ方式の信頼性的考察

$$+ \left[(1 - \alpha) \int_0^t P_{01}(x) dA_1(x) \right] * \left[(1 - \alpha) \int_0^t P_{11}(x) dA_2(x) \right], \quad (2)$$

$$\begin{aligned} Q_{3,6}(t) = & \left[\alpha \int_0^t P_{01}(x) dA_1(x) \right] * \left[\int_0^t P_{10}(x) dA_2(x) \right] + \left[\int_0^t P_{00}(x) dA_1(x) \right] * \left[\alpha \int_0^t P_{01}(x) dA_2(x) \right] \\ & + \left[\alpha \int_0^t P_{01}(x) dA_1(x) \right] * \left[(1 - \alpha) \int_0^t P_{11}(x) dA_2(x) \right] \\ & + \left[(1 - \alpha) \int_0^t P_{01}(x) dA_1(x) \right] * \left[\alpha \int_0^t P_{11}(x) dA_2(x) \right] \\ & + \left[\alpha \int_0^t P_{01}(x) dA_1(x) \right] * \left[\alpha \int_0^t P_{11}(x) dA_2(x) \right], \end{aligned} \quad (3)$$

$$Q_{4,S_1}(t) \equiv Q_S(t|n_1, p_0), \quad (4)$$

$$Q_{5,S_1}(t) \equiv Q_S(t|n_1, p_1), \quad (5)$$

$$Q_{6,S_2}(t) = Q_{S_2,S_1}(t) \equiv Q_S(t|n_2, p_0), \quad (6)$$

$$Q_{4,F}(t) \equiv Q_F(t|n_1, p_0), \quad (7)$$

$$Q_{5,F}(t) \equiv Q_F(t|n_1, p_1), \quad (8)$$

$$Q_{6,F}(t) = Q_{S_2,F}(t) \equiv Q_F(t|n_2, p_0), \quad (9)$$

ここで,

$$\begin{aligned} Q_S(t|n, p) \equiv & (1 - p)^n B^{(n)}(t) * D(t) \\ & + \sum_{m_1=1}^n \binom{n}{m_1} p^{m_1} (1 - p)^{n-m_1} B^{(n)}(t) * D(t) * (1 - p)^{m_1} B^{(m_1)}(t) * D(t) \\ & + \sum_{m_1=1}^n \binom{n}{m_1} p^{m_1} (1 - p)^{n-m_1} B^{(n)}(t) * D(t) \\ & \quad * \sum_{m_2=1}^{m_1} \binom{m_1}{m_2} p^{m_2} (1 - p)^{m_1-m_2} B^{(m_1)}(t) * D(t) * (1 - p)^{m_2} B^{(m_2)}(t) * D(t) \\ & + \\ & \vdots \\ & + \\ & + \sum_{m_1=1}^n \binom{n}{m_1} p^{m_1} (1 - p)^{n-m_1} B^{(n)}(t) * D(t) \\ & \quad * \sum_{m_2=1}^{m_1} \binom{m_1}{m_2} p^{m_2} (1 - p)^{m_1-m_2} B^{(m_1)}(t) * D(t) * \dots \\ & \quad * \sum_{m_{k-1}=1}^{m_{k-2}} \binom{m_{k-2}}{m_{k-1}} p^{m_{k-1}} (1 - p)^{m_{k-2}-m_{k-1}} B^{(m_{k-2})}(t) * D(t) \\ & \quad * (1 - p)^{m_{k-1}} B^{(m_{k-1})}(t) * D(t), \end{aligned} \quad (10)$$

$$\begin{aligned} Q_F(t|n, p) \equiv & \sum_{m_1=1}^n \binom{n}{m_1} p^{m_1} (1 - p)^{n-m_1} B^{(n)}(t) * D(t) * \dots \\ & * \sum_{m_{k-1}=1}^{m_{k-2}} \binom{m_{k-2}}{m_{k-1}} p^{m_{k-1}} (1 - p)^{m_{k-2}-m_{k-1}} B^{(m_{k-2})}(t) * D(t) \\ & * [1 - (1 - p)^{m_{k-1}}] B^{(m_{k-1})}(t) * D(t), \end{aligned} \quad (11)$$

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

ルータの誤作動を考慮した ECN 機能をもつ可変ウィンドウ方式の信頼性的考察

最初に，送信成功までの平均時間 ℓ_{2,S_1} を求める．システムが時刻 0 で状態 2 から出発して，時刻 t までに状態 S_1 に至る，すなわち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．

$$\begin{aligned}
 H_{2,S_1}(t) = & A(t) * \sum_{i=1}^{\infty} \left\{ \left[Q_{3,4}(t) * Q_{4,F}(t) + Q_{3,5}(t) * Q_{5,F}(t) \right. \right. \\
 & \left. \left. + Q_{3,6}(t) * \left[Q_{6,F}(t) + Q_{6,S_2}(t) * Q_{S_2,F}(t) \right] \right] * G(t) \right\}^{(i-1)} \\
 & * \left[Q_{3,4}(t) * Q_{4,S_1}(t) + Q_{3,5}(t) * Q_{5,S_1}(t) + Q_{3,6}(t) * Q_{6,S_2}(t) * Q_{S_2,S_1}(t) \right]. \quad (12)
 \end{aligned}$$

従って，式 (12) をラプラス・スチルチェス (LS) 変換すると，

$$\begin{aligned}
 h_{2,S_1}(s) = & \frac{a(s) \left[q_{3,4}(s)q_{4,S_1}(s) + q_{3,5}(s)q_{5,S_1}(s) + q_{3,6}(s)q_{6,S_2}(s)q_{S_2,S_1}(s) \right]}{1 - \left\{ q_{3,4}(s)q_{4,F}(s) + q_{3,5}(s)q_{5,F}(s) + q_{3,6}(s) \left[q_{6,F}(s) + q_{6,S_2}(s)q_{S_2,F}(s) \right] \right\} g(s)} \\
 = & \frac{a(s) \left[q_{3,4}(s)q_S(s|n_1, p_0) + q_{3,5}(s)q_S(s|n_1, p_1) + q_{3,6}(s) \left[q_S(s|n_2, p_0) \right]^2 \right]}{1 - \left\{ \begin{array}{l} q_{3,4}(s)q_F(s|n_1, p_0) + q_{3,5}(s)q_F(s|n_1, p_1) \\ + q_{3,6}(s)q_F(s|n_2, p_0) \left[1 + q_S(s|n_2, p_0) \right] \end{array} \right\} g(s)}, \quad (13)
 \end{aligned}$$

を得る．ここで，一般に $\Phi(t)$ の LS 変換を $\phi(s) \equiv \int_0^{\infty} e^{-st} d\Phi(t)$ とおく．

ところで， $A_1(t)$ と $A_2(t)$ を指数分布とし，式 (1) ~ (3) および式 (10) (11) を LS 変換すると，それぞれ次の式 (14) ~ (16) および文献 [7] より，式 (17) (18) を得る．

$$q_{3,4}(s) = a_1 a_2 \left[\tilde{P}_{0,0}(s + a_1) \tilde{P}_{0,0}(s + a_2) \right], \quad (14)$$

$$q_{3,5}(s) = a_1 a_2 \left[\begin{array}{l} (1 - \alpha) \tilde{P}_{0,1}(s + a_1) \tilde{P}_{1,0}(s + a_2) \\ + (1 - \alpha) \tilde{P}_{0,0}(s + a_1) \tilde{P}_{0,1}(s + a_2) + (1 - \alpha)^2 \tilde{P}_{0,1}(s + a_1) \tilde{P}_{1,1}(s + a_2) \end{array} \right], \quad (15)$$

$$q_{3,6}(s) = a_1 a_2 \left[\begin{array}{l} \alpha \tilde{P}_{0,1}(s + a_1) \tilde{P}_{1,0}(s + a_2) + \alpha \tilde{P}_{0,0}(s + a_1) \tilde{P}_{0,1}(s + a_2) \\ + [2\alpha(1 - \alpha) + \alpha^2] \tilde{P}_{0,1}(s + a_1) \tilde{P}_{1,1}(s + a_2) \end{array} \right], \quad (16)$$

$$q_S(s|n, p, k) = [(1 - p)b(s)]^n \sum_{j=1}^k [d(s)]^j \left[\left(\sum_{i=0}^{j-1} [pb(s)]^i \right)^n - \left(\sum_{i=0}^{j-2} [pb(s)]^i \right)^n \right], \quad (k = 1, 2, \dots) \quad (17)$$

$$q_F(s|n, p, k) = [b(s)]^n [d(s)]^k \left[\left((1 - p) \sum_{i=0}^{k-2} [pb(s)]^i + [pb(s)]^{k-1} \right)^n - \left((1 - p) \sum_{i=0}^{k-1} [pb(s)]^i \right)^n \right], \quad (k = 1, 2, \dots). \quad (18)$$

ここで，一般に， $\sum_{i=0}^{-1} [\phi(s)]^i \equiv 0$ とおく．また， $q_S(0|n, p, k) + q_F(0|n, p, k) = 1$ であり，

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

である．従って，式 (14) ~ 式 (18) を用いて，サーバがクライアントからデータ要求を受信した時点から，ウィンドウサイズに相当するデータが送信成功となるまでの平均時間 ℓ_{2,S_1} は次のように求めることができる．

$$\ell_{2,S_1} \equiv \lim_{s \rightarrow 0} \frac{-dh_{2,S_1}(s)}{ds}$$

ルータの誤作動を考慮した ECN 機能をもつ可変ウィンドウ方式の信頼性的考察

$$= (a - \mu) + \frac{\begin{bmatrix} \mu + \frac{1}{a_1} + \frac{1}{a_2} + b \begin{bmatrix} n_1 \left\{ q_{3,4}(0) \sum_{i=0}^{k-1} p_0^i + q_{3,5}(0) \sum_{i=0}^{k-1} p_1^i \right\} \\ + n_2 q_{3,6}(0) [1 + (1 - p_0^k)^{n_2}] \sum_{i=0}^{k-1} p_0^i \end{bmatrix} \\ + d \begin{bmatrix} q_{3,4}(0) [k - \sum_{i=0}^{k-1} (1 - p_0^i)^{n_1}] + q_{3,5}(0) [k - \sum_{i=0}^{k-1} (1 - p_1^i)^{n_1}] \\ + q_{3,6}(0) [1 + (1 - p_0^k)^{n_2}] [k - \sum_{i=0}^{k-1} (1 - p_0^i)^{n_2}] \end{bmatrix} \end{bmatrix}}{1 - q_{3,4}(0)[1 - (1 - p_0^k)^{n_1}] - q_{3,5}(0)[1 - (1 - p_1^k)^{n_1}] - q_{3,6}(0)[1 - (1 - p_0^k)^{2n_2}]}, \quad (19)$$

ここで,

$$\begin{aligned} q_{3,4}(0) &\equiv \frac{(a_1 + \beta)(a_2 + \beta)}{(a_1 + \lambda + \beta)(a_2 + \lambda + \beta)}, \\ q_{3,5}(0) &\equiv \frac{(1 - \alpha)\lambda[a_1 + 2\beta + (1 - \alpha)(a_2 + \lambda)]}{(a_1 + \lambda + \beta)(a_2 + \lambda + \beta)}, \\ q_{3,6}(0) &\equiv \frac{\alpha\lambda[a_1 + 2\beta + (2 - \alpha)(a_2 + \lambda)]}{(a_1 + \lambda + \beta)(a_2 + \lambda + \beta)}. \end{aligned}$$

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。

$$E(n_2) \equiv \frac{2n_2}{\ell_{2,S_1}(n_2)} = \frac{2n_2}{Y(n_2) + (a - \mu)}. \quad (20)$$

ここで,

$$Y(n_2) \equiv \frac{\begin{bmatrix} \mu + \frac{1}{a_1} + \frac{1}{a_2} + bn_2 \begin{bmatrix} \left\{ 2q_{3,4}(0) + q_{3,6}(0)[1 + (1 - p_0^k)^{n_2}] \right\} \sum_{i=0}^{k-1} p_0^i + 2q_{3,5}(0) \sum_{i=0}^{k-1} p_1^i \\ + d \begin{bmatrix} q_{3,4}(0) [k - \sum_{i=0}^{k-1} (1 - p_0^i)^{2n_2}] + q_{3,5}(0) [k - \sum_{i=0}^{k-1} (1 - p_1^i)^{2n_2}] \\ + q_{3,6}(0) [1 + (1 - p_0^k)^{n_2}] [k - \sum_{i=0}^{k-1} (1 - p_0^i)^{n_2}] \end{bmatrix} \end{bmatrix} \end{bmatrix}}{1 - q_{3,5}(0)[1 - (1 - p_1^k)^{2n_2}] - (q_{3,4}(0) + q_{3,6}(0))[1 - (1 - p_0^k)^{2n_2}]}.$$

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、

$$n_2 Y(n_2 + 1) - (n_2 + 1) Y(n_2) - (a - \mu) \geq 0, \quad (21)$$

を得る。式 (21) の左辺を $L(n_2)$ とおくと、次式を得る。

$$L(n_2 + 1) - L(n_2) = (n_2 + 1) D(n_2). \quad (22)$$

ここで,

$$D(n_2) \equiv [Y(n_2 + 2) - Y(n_2 + 1)] - [Y(n_2 + 1) - Y(n_2)]. \quad (23)$$

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。

ルータの誤作動を考慮した ECN 機能をもつ可変ウィンドウ方式の信頼性的考察

- (i) もし、 $D(1) > 0$ かつ $L(1) < 0$ ならば、式 (21) 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 数値例

3. で求めた最適なウィンドウサイズ n_2^* について具体的な数値を求める。ここでは、一つの packets を編成し、送出するのに要する平均時間 b をシステムの単位時間と考える。また、このモデルのネットワーク環境において輻輳発生状態は輻輳の発生間隔とその継続時間の組み合わせによって記述される。ここでは、輻輳が発生した環境と正常な環境において数値計算するため、その平均発生間隔を $(1/\lambda)/b = 60, 600$ 、輻輳の平均継続時間を $(1/\beta)/b = 10, 100$ とおく。さらに、データ要求までの平均時間を $a/b = 10$ 、サーバからクライアントへの通知連絡処理に要する平均時間を $(1/a_1)/b = 5$ 、クライアントからサーバへの応答確認に要する平均時間を $(1/a_2)/b = 5$ 、パケットを送信し応答確認パケットを受信するまでの平均時間を $d/b = 2 \sim 32$ (可変)、初期状態のウィンドウサイズからその半分に当たるサイズに再編集するまでの平均時間を $w/b = 10$ 、再送を中断し初期状態からやり直すまでの平均時間を $\mu/b = 30$ とおく。さらに、ネットワーク系が正常状態にある場合の packet 損失確率を $p_0 = 0.04 \sim 0.05$ (可変)、ネットワーク系が輻輳状態にある場合の packet 損失確率を $p_1 = 0.1 \sim 0.2$ (可変)、ルータにより ECN ビットが設定される確率 $\alpha = 0 \sim 1.0$ (可変) とおく。

以上の仮定の下で、スループットを最大にする最適なウィンドウサイズ $n_2^* (k=2)$ の数値例を表 1 に示す。

表 1 によれば、スループットを最大にする最適なウィンドウサイズ n_2^* は、同一の packet 損失確率 p_0, p_1 の下で、パケットを送信し応答確認パケットを受信するまでの平均時間 d/b が大きくなるにつれて増大し、さらに同一の $d/b, p_1$ の下で、ネットワークが正常状態のときの packet 損失確率 p_0 が大きくなるにつれて減少することが示された。また、同一の packet 損失確率 p_0, p_1 の下で、輻輳が発生する平均時間間隔 $1/\lambda b$ が大きくなるにつれて packet が送信成功となるまでの平均時間 $\ell_{0,S_1}(n_2^*)$ は減少し、スループット $E(n_2^*)$ は大きくなる傾向が示された。

さらに、 $a_1 = 5, a_2 = 5, k = 2, 1/\lambda b = 60, 1/\beta b = 10, 1/\lambda b = 600, 1/\beta b = 100, d/b = 2, p_0 = 0.05, p_1 = 0.2$ のようなネットワーク環境のとき、 α に伴うスループット $E(n_2^*)$ の変化について考察する (図 3)。

図 3 から、スループット $E(n_2^*)$ は α が大きくなるにつれて増大することが示された。また、 $1/\lambda b$ が大きくなる α とほとんど変化しない。これは、ネットワーク系に輻輳が発生している状態では ECN はよく機能する傾向を示している。

さらに、ネットワーク系に輻輳が発生している状態、すなわち、 $1/\lambda b = 60, 1/\beta b = 10, a_1 = 5, a_2 = 5, k = 2, d/b = 2, p_0 = 0.05, p_1 = 0.1, 0.2, 0.4$ のようなネットワーク環境のとき、 α に伴うスループット $E(n_2^*)$ の変化について考察する (図 4)。

図 4 から、スループット $E(n_2^*)$ は p_1 が大きくなるにつれて減少することを示している。このことは、ECN により輻輳が検出できなかった場合の packet 損失確率に大きく依存することを示している。

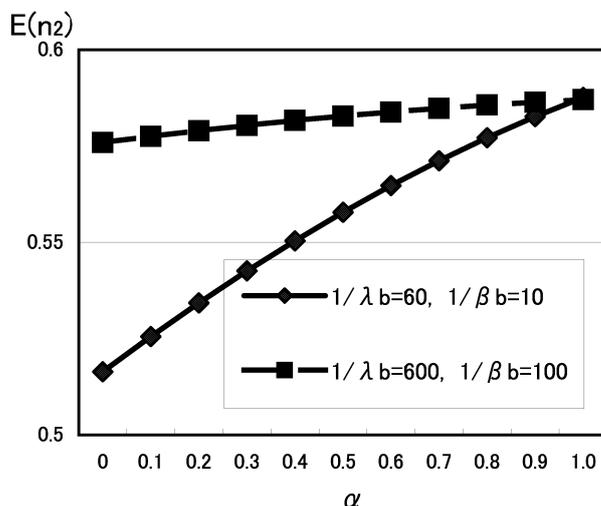


図 3. $a_1 = 5, a_2 = 5, p_0 = 0.05, p_1 = 0.2, d/b = 2, k = 2$
 $1/\lambda b = 60, 1/\beta b = 10, 1/\lambda b = 600, 1/\beta b = 100$ のときのスループット $E(n_2^*)$

ルータの誤作動を考慮した ECN 機能をもつ可変ウィンドウ方式の信頼性的考察

Figure 3. Throughput $E(n_2^*)$ when $a_1 = 5, a_2 = 5, p_0 = 0.05, p_1 = 0.2, d/b = 2, k = 2$
 $1/\lambda b = 60, 1/\beta b = 10, 1/\lambda b = 600, 1/\beta b = 100$

表 1. $k = 2, \alpha = 0.9$ のときの $E(n_2)$ を最大にする最適なウィンドウサイズ n_2^*

Table 1. Optimal window size n_2^* to maximize $E(n_2)$ when $k=2$.

p_0	p_1	d/b	$1/\lambda b = 60, 1/\beta b = 10$			$1/\lambda b = 600, 1/\beta b = 100$			
			n_2^*	$\ell_{0S_1}(n_2^*)$	$E(n_2^*)$	n_2^*	$\ell_{0S_1}(n_2^*)$	$E(n_2^*)$	
0.04	0.1	2	54	166.5	0.6487	54	165.9	0.6511	
		4	58	184.1	0.6300	57	180.0	0.6333	
		6	62	202.2	0.6133	61	197.6	0.6173	
		8	65	217.4	0.5981	64	212.4	0.6028	
		16	78	284.5	0.5484	76	274.0	0.5548	
		32	96	400.6	0.4793	93	381.7	0.4873	
		2	54	167.1	0.6464	54	166.0	0.6508	
	0.2	4	59	187.9	0.6279	58	183.2	0.6330	
		6	62	202.8	0.6113	61	197.7	0.6171	
		8	66	221.4	0.5963	64	212.4	0.6025	
		16	78	285.2	0.5470	76	274.1	0.5546	
		32	96	401.3	0.4784	93	381.8	0.4871	
		0.05	0.1	2	42	143.5	0.5852	41	139.8
	4			45	159.3	0.5650	44	155.1	0.5675
6	48			175.5	0.5471	47	170.8	0.5504	
8	50			188.4	0.5308	50	187.0	0.5349	
16	59			246.6	0.4785	58	239.5	0.4843	
32	73			358.0	0.4078	71	342.2	0.4150	
0.2	2			42	144.2	0.5826	41	139.8	0.5864
	4		45	160.0	0.5626	44	155.1	0.5672	
	6		48	176.2	0.5448	47	170.9	0.5501	
	8		51	192.9	0.5288	50	187.1	0.5346	
	16		60	251.6	0.4769	58	239.6	0.4841	
	32		73	359.0	0.4066	71	342.3	0.4149	

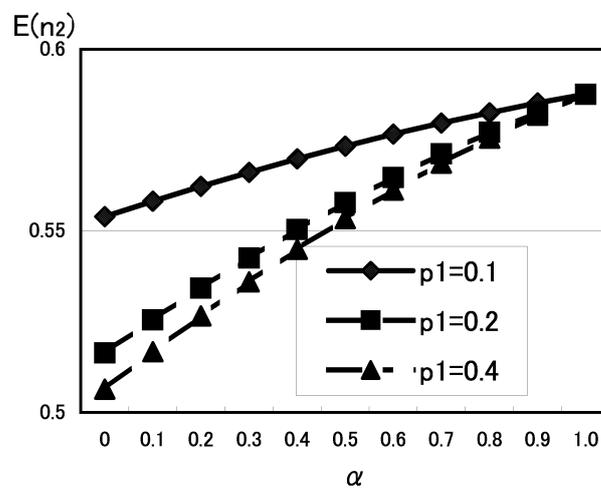


図 4. $a_1 = 5, a_2 = 5, k = 2, 1/\lambda b = 60, 1/\beta b = 10, d/b = 2,$
 $p_0 = 0.05, p_1 = 0.1, 0.2, 0.4$ のときのスループット $E(n_2^*)$

Figure 4. Throughput $E(n_2^*)$ when $a_1 = 5, a_2 = 5, k = 2, 1/\lambda b = 60, 1/\beta b = 10,$
 $p_0 = 0.05, p_1 = 0.1, 0.2, 0.4$ and $d/b = 2$

ルータの誤作動を考慮した ECN 機能をもつ可変ウィンドウ方式の信頼性的考察

5 おわりに

ルータの誤作動を考慮した ECN 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、もしコネクション接続時点で、ECN 情報によってネットワーク系に輻輳が発生していることが検知されたならば、サーバは設定ウィンドウサイズの半分に当たるパケットの送信すると仮定した信頼性モデルを設定した。このとき、ネットワーク系に輻輳が発生しているにもかかわらず、ルータの誤作動により ECN ビットが設定されない場合も考慮して、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putを最大にする最適方策を議論した。

数値例による考察から、最適なスルーputは、ネットワークに輻輳が発生した場合、ルータが正常に動作する確率が大きくなるにつれて増大し、また、ネットワークが正常な場合はルータが正常に動作する確率に依存せずに大略一定の値になることがわかった。これにより、ネットワーク系に輻輳が発生している状態では ECN はよく機能することがわかった。

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] 情報処理学会編, “新版情報処理ハンドブック”, オーム社, p2513, 1995.
- [2] 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.
- [3] S. Floyd, “Tcp and explicit congestion notification,” *ACM Comput. Commun. Rev.*, vol. 24, no.5, pp. 10-23, 1994.
- [4] K. Ramakrishnan and S. Floyd, “A Proposal to add Explicit Congestion Notification (ECN) to IP,” RFC 2481, Jan. 1999.
- [5] S. Osaki, “Applied Stochastic System Modeling”, *Springer-Verlag*, Berlin, 1992.
- [6] 木村充位, 今泉充啓, 安井一民, “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”, 岐阜市立女子短期大学研究紀要第 54 輯, 2004.
- [7] 木村充位, 今泉充啓, 安井一民, “可変ウィンドウ方式をもつ通信システムの信頼性解析”, 電子情報通信学会論文誌 A, Vol. J88-A, No.11, pp.1326-1333, 2005.

(提出期日 平成 17 年 11 月 28 日)