

衛星ネットワークにおける TCP Hybla の解析モデル：スループットと転送時間 Modeling TCP Hybla for Satellite IP Networks : Throughput and Latency

薄 優斗[†] 内海 哲史[‡] 武田 聖生[‡] サリムザビル[§]

Yuto Usuki Satoshi Utsumi Seishou Takeda Salahuddin Muhammad Salim Zabir

1. はじめに

東日本大震災 (2011 年 3 月 11 日) と熊本地震 (2016 年 4 月 14 日) は、通信インフラにも甚大な被害をもたらした。

大災害時にも有効となる通信手段として、衛星ネットワークがある。衛星ネットワークは広域性があり、地震などの災害の影響を受けにくいといった特徴がある。ただし静止衛星の場合、衛星は宇宙の静止軌道上に存在し、地上とは約 36,000km 離れているので、高速通信の時でも往復で約 0.55 秒の遅延時間が生じる。さらには、衛星リンクは無線リンクのため、リンクエラーによるパケットの損失が起りやすいといったデメリットもある。

遅延時間の小さい有線ネットワーク向けの輻輳制御方式として TCP Reno が標準的に用いられてきた。しかし、遅延時間の大きい衛星ネットワークにおいては TCP Reno は不向きである。これは 1RTT 当たりのウィンドウサイズの増加量が小さいためであり、衛星ネットワークでは十分な性能が得られないことが知られている [1]。

衛星ネットワークにおいて高性能に機能する輻輳制御方式として TCP Hybla[2] が提案されている。TCP Hybla は、1RTT 当たりのウィンドウサイズの増加量が大きいので、遅延時間の大きい衛星ネットワークにおいても高い性能を実現できる。TCP Hybla の定常状態のスループットを予測するための解析モデルが、文献 [2] で提案されているが、送信データ量を制限したときの解析モデルは提案されていない。本稿では、文献 [1] で提案されている解析モデルを改良し、送信データ量を制限したときの、TCP Hybla のスループットと転送時間の解析モデルを新たに提案する。また、シミュレーション実験およびエミュレーション実験によって解析モデルの検証を行う。

2. 関連研究：TCP Hybla のアルゴリズム

TCP Reno では、CA(輻輳回避) フェーズにおいて 1RTT 毎に 1 パケットしかウィンドウサイズを増加しない。そのため、RTT が大きい衛星通信においては、スループットの低下を招いていた。TCP Hybla の CA フェーズでは、1RTT 毎に ρ^2 パケットずつウィンドウサイズを増加するので、衛星通信においても高いスループットを維持できる。TCP Hybla のウィンドウサイズ

は以下の式 (1) に従って変化する。

$$W_{i+1} = \begin{cases} W_i + 2^\rho - 1 & SS \\ W_i + \rho^2/W_i & CA \end{cases} \quad (1)$$

ここで SS (Slow Start) はスロースタート、CA (Congestion Avoidance) は輻輳回避を表している。i は受け取った ACK の個数を表している。

3. TCP Hybla の解析モデルの提案

ここでは文献 [2] の解析モデルを改良し、TCP Hybla の (i) スループットと (ii) 転送時間の解析モデルを新たに提案する。はじめに次のようにパラメータを定義する。

- p : パケット損失率。
- R : RTT(Round Trip Time) の平均値。
- ρ : RTT/RTT_0 (RTT_0 は参照コネクションの RTT. 例えば $RTT_0=25\text{ms}$.)
- W_m : 輻輳ウィンドウサイズの最大値。
- B : TCP Hybla の定常状態におけるスループットの期待値。

3.1. 定常状態のスループット解析モデル

文献 [1] の TCP Hybla の輻輳回避フェーズと早期再送フェーズにおける定常状態のスループット解析モデルを改良する。定常状態のスループット解析モデルは、次のパラメータと関数を用いて計算できる。

- Y : 輻輳回避/早期再送フェーズにおいて送信するデータセグメントの数の期待値。
- X : 輻輳回避フェーズにおける RTT の数の期待値。
- A : 輻輳回避/早期再送フェーズにおける時間の期待値。
- $A(W, m)$: 輻輳ウィンドウ W で m パケットが損失する確率。

TCP 輻輳ウィンドウのダイナミクスを考慮すると、次の 2 つの場合がありうる。

- 1) 輻輳ウィンドウサイズのピークが最大値に達しない場合
- 2) 輻輳ウィンドウサイズのピークが最大値に達する場合

定常状態のスループット解析で、2 つの場合に分けて考える。

3.1.1. 輻輳ウィンドウサイズのピークが最大値に達しない場合

次のパラメータを追加する。

[†]福島大学 大学院 共生システム理工学研究科, Fukushima University, Graduate School of Symbiotic Systems Science and Technology

[‡]福島大学 理工学群 共生システム理工学類, Fukushima University, Cluster of Science and Technology, Faculty of Symbiotic Systems Science

[§]国立高等専門学校機構 鶴岡工業高等専門学校 創造工学科 情報コース, National Institute of Technology, Tsuruoka College, Department of Creative Engineering, Information Course

- W : ピーク時の輻輳ウィンドウサイズの期待値.
- L : 輻輳回避/早期再送フェーズにおいて損失するデータセグメントの数の期待値.
- D : 輻輳ウィンドウサイズの縮小率の期待値.

ピーク時の輻輳ウィンドウの最初のパケットは損失するので, ピーク時の輻輳ウィンドウ W で m パケット損失する確率は次のようになる.

$$A(W, m) = C_{m-1}^{W-1} (1-p)^{W-m} p^{m-1}. \quad (2)$$

最初のパケット損失は, 3つの重複確認応答によって検出されると仮定し, $m \leq W-3$ とする. 従って,

$$\begin{aligned} L &= \sum_{m=1}^{W-3} mA(W, m) \\ &= \sum_{m=0}^{W-4} (1+m) C_m^{W-1} (1-p)^{W-1-m} p^m \\ &\approx \sum_{m=0}^{W-1} C_m^{W-1} (1-p)^{W-1-m} p^m \\ &\quad + \sum_{m=0}^{W-1} m C_m^{W-1} (1-p)^{W-1-m} p^m \\ &= 1 + p(W-1). \end{aligned}$$

この解析モデルにおいて, 輻輳回避/早期再送フェーズで損失したデータセグメントの数 L は, 次の式を使って近似する.

$$L \approx 1 + p(W-1). \quad (3)$$

複数パケットが単一のウィンドウで損失するとき, TCP Hybla では輻輳ウィンドウサイズを失った回数だけ半分に減らす.

$$\begin{aligned} D &= \sum_{m=1}^{W-3} \left(\frac{1}{2}\right)^m A(W, m) \\ &= \frac{1}{2} \times \sum_{m=1}^{W-3} \left(\frac{1}{2}\right)^{m-1} C_{m-1}^{W-1} (1-p)^{W-m} p^{m-1} \\ &= \frac{1}{2} \times \sum_{m=0}^{W-4} \left(\frac{1}{2}\right)^m C_m^{W-1} (1-p)^{W-1-m} p^m \\ &\approx \frac{1}{2} \times \sum_{m=0}^{W-1} C_m^{W-1} \left(\frac{p}{2}\right)^m (1-p)^{W-1-m} \\ &= \frac{1}{2} \times \left(\frac{p}{2} + (1-p)\right)^{W-1} \\ &= \frac{(2-p)^{W-1}}{2^W}. \end{aligned}$$

この解析モデルにおいて, 輻輳ウィンドウの縮小率 D は次の式を使って近似する.

$$D \approx \frac{(2-p)^{W-1}}{2^W}. \quad (4)$$

文献 [3, 4] によると, 輻輳回避/早期再送フェーズで

のセグメントの最初の損失が起こるまでに送信したデータセグメントの平均値は, $1/p$ となる. 送信側は最初に失われたデータセグメント送信後, W セグメント送信し, L セグメント失われている. それゆえ, 輻輳回避/早期再送フェーズで送信したデータセグメントの数 Y は, 次の式で計算することができる.

$$Y = \frac{1}{p} + W - L. \quad (5)$$

輻輳ウィンドウサイズは縮小率 D に基づき縮小する ($D \leq 1/2$). さらに, 輻輳回避フェーズでの RTT の回数を X とする. 輻輳ウィンドウサイズは縮小して $X \times RTT$ の後, ピーク時のウィンドウサイズの平均 W に戻る. 輻輳ウィンドウのサイズは, RTT 毎に ρ^2 ずつ増加するので,

$$W = DW + \rho^2 X. \quad (6)$$

この解析モデルでは, TCP Hybla のピーク時の輻輳ウィンドウサイズは式 (6) を使う.

式 (6) を書き換えると,

$$X = \frac{1-D}{\rho^2} W. \quad (7)$$

輻輳回避フェーズで送信したデータセグメントの期待値は, $\sum_{k=1}^X (DW + \rho^2 k)$ であり, 早期再送フェーズで送信したセグメントの期待値を, $\frac{W}{2}$ とすると,

$$\begin{aligned} Y &= \sum_{k=1}^X (DW + \rho^2 k) + \frac{W}{2} \\ &= X(DW + \frac{\rho^2}{2}(X+1)) + \frac{W}{2}. \end{aligned} \quad (8)$$

この解析モデルでは, TCP Hybla の輻輳回避/早期再送フェーズで送信するデータセグメント Y は式 (8) を使う.

式 (3), (4), (5), (7), (8) より, W についての方程式が得られる. 定義から輻輳回避フェーズでの時間の期待値は $X \times RTT$ であり, TCP SACK オプションを用いると仮定し, 早期再送フェーズでの時間の期待値を $(1 + (1 - \frac{1}{L})) \times RTT$ とすると,

$$A = (X + 1 + (1 - \frac{1}{L})) \times R. \quad (9)$$

となる.

定常状態のスループット B は, 次の式より得られる.

$$B = \frac{Y}{A} = \frac{\frac{1}{p} + W - L}{A}. \quad (10)$$

3.1.2. 輻輳ウィンドウサイズのピークが最大値に達する場合

次のパラメータを追加する.

- L_m : 輻輳回避/早期再送フェーズでの損失したデータセグメントの数の期待値.
- D_m : 輻輳ウィンドウの縮小率の期待値.

- U : 輻輳回避フェーズで輻輳ウィンドウが増加する RTT の回数の期待値.
- V : 輻輳回避フェーズで輻輳ウィンドウが最大となる RTT の回数の期待値.

輻輳ウィンドウの平均が最大値に達したとき、 $m \leq W_m - 3$ であると仮定する. 従って、

$$L_m = \sum_{m=1}^{W_m-3} mA(W_m, m) \approx 1 + p(W_m - 1).$$

この解析モデルにおいて、輻輳回避/早期再送フェーズで損失するデータセグメントの数 L_m は、次の式を使って近似する.

$$L_m \approx 1 + p(W_m - 1). \quad (11)$$

輻輳ウィンドウサイズのピークが最大値に達しない場合と同様に、

$$D_m = \sum_{m=1}^{W_m-3} \left(\frac{1}{2}\right)^m A(W_m, m) \approx \frac{(2-p)W_m^{-1}}{2W_m}.$$

この解析モデルにおいて、輻輳ウィンドウの縮小率 D_m は次の式を使って近似する.

$$D_m \approx \frac{(2-p)W_m^{-1}}{2W_m}. \quad (12)$$

CA/FR フェーズでのセグメントの最初の損失が起こるまでに送信したデータセグメントの平均値は、 $1/p$ となる. 送信側は最初に損失するデータセグメント送信後、 W_m セグメント送信し、 L_m セグメント損失する. それゆえ、輻輳回避/早期再送フェーズで送信したデータセグメントの数 Y は、次の式で計算することができる.

$$Y = \frac{1}{p} + W_m - L_m. \quad (13)$$

輻輳ウィンドウサイズは縮小率 D_m に基づき縮小する ($D_m \leq 1/2$). さらに、輻輳回避フェーズでの輻輳ウィンドウが増加する RTT の回数を U とする. 輻輳ウィンドウサイズは縮小して $U \times RTT$ の後、最大ウィンドウサイズ W_m に戻る. 輻輳ウィンドウのサイズは、RTT 毎に ρ^2 ずつ増加するので、

$$W_m = D_m W + \rho^2 U. \quad (14)$$

この解析モデルでは、TCP Hybla の最大輻輳ウィンドウサイズは式 (14) を使う.

式 (14) を書き換えると、

$$U = \frac{1 - D_m}{\rho^2} W_m. \quad (15)$$

ここで、次の式は輻輳回避フェーズでの RTT の回数

の期待値において正しい.

$$X = U + V. \quad (16)$$

今、輻輳回避フェーズで送信するデータセグメントの期待値は $\frac{1}{2}(D_m + 1)W_m U + W_m V$ 、早期再送フェーズで送信するデータセグメントの期待値を $\frac{W_m}{2}$ とする.

$$Y = \frac{1}{2}(D_m + 1)W_m U + W_m V + \frac{W_m}{2}. \quad (17)$$

この解析モデルでは、TCP Hybla の輻輳回避/早期再送フェーズで送信するデータセグメント Y は式 (17) を使う.

式 (13), (15), (17) より、 V についての式が得られる.

$$V = \frac{1}{pW_m} + \frac{1}{2} - \frac{L_m}{W_m} - \frac{1 - D_m^2}{2\rho^2} W_m. \quad (18)$$

式 (15) と式 (18) から、

$$X = U + V = \frac{1}{pW_m} + \frac{1}{2} - \frac{L_m}{W_m} + \frac{(1 - D_m)^2}{2\rho^2} W_m. \quad (19)$$

輻輳回避フェーズでの時間の期待値は $X \times RTT$ で、早期再送フェーズでの時間の期待値を $(1 + (1 - \frac{1}{L_m})) \times RTT$ とすると、

$$A = (X + 1 + (1 - \frac{1}{L_m})) \times R. \quad (20)$$

となる.

スループット B は、

$$B = \frac{Y}{A} = \frac{\frac{1}{p} + W_m - L_m}{A}. \quad (21)$$

3.2. 転送時間解析モデル

次に、送信データ量を制限したときの、TCP Hybla の転送時間の解析モデルを提案する. 次の追加パラメータを使い、提案する転送時間解析モデルを導く.

- d : 送信するデータセグメントの総数.
- d_{ss} : 最初のスロースタートフェーズに送信するデータセグメントの期待値.
- d_{ca} : 最初のスロースタートフェーズとロスリカバリ後に送信するデータセグメントの期待値.
- T_s : SYN タイムアウト, 初期値は 3 秒.
- T_{whs} : スリーウェイハンドシェイク時間の期待値.
- T_{ss} : 最初のスロースタートフェーズの時間の期待値.
- T_{loss} : 最初のスロースタートフェーズが終了したすぐ後の再送タイムアウト, または早期回復の時間の期待値.
- T_{ca} : 最初のスロースタートとロスリカバリ後, 残りの d_{ca} データを送信するための時間の期待値.
- T : 全てのデータ d を送信するための合計時間の期待値.
- l_{ss} : 少なくともフローのデータセグメントの 1 つは損失する確率.

- l_{tda} : 最初のスロースタートフェーズで 3 つの重複確認応答によりフローが終わる確率.
- W_{ss} : 最初のスロースタートフェーズの終了時の輻輳ウィンドウサイズの期待値.
- Z_{TO} : 再送タイムアウト (RTO) の期待値.
- T_0 : 最初のタイムアウトが発生するまでの平均時間.

3.2.1. スリーウェイハンドシェイクフェーズ

TCP コネクションはスリーウェイハンドシェイクフェーズから始まる. この解析モデルは, 最初のスリーウェイハンドシェイク (SYN, SYN-ACK, ACK) で, ACK が失われないという仮定の下, 文献 [6] のようにモデル化している.

$$T_{twhs} = R + T_s \left(\frac{1-p}{1-2p} - 1 \right). \quad (22)$$

3.2.2. 最初のスロースタート

最初のパケット損失の前に送信されるデータの期待値は,

$$d_{ss} = \frac{(1 - (1-p)^d)(1-p)}{p}. \quad (23)$$

次に, 最初のスロースタートフェーズの時間を計算する. まず, (i) 受信側は 1 セグメントに 1 つ ACK を返す, (ii) 送信側は各 RTT での ACK から輻輳ウィンドウサイズである $cwnd$ を計算する. TCP Hybla のスロースタートフェーズにおいて, 送信側は ACK を受け取る毎に $cwnd$ を $(2^p - 1)$ ずつ増やす. 従って, $cwnd_i$ がスロースタートフェーズの i 番目の $cwnd$ なら,

$$\begin{aligned} cwnd_{i+1} &= cwnd_i + (2^p - 1) \cdot cwnd_i \\ &= 2^p \cdot cwnd_i. \end{aligned} \quad (24)$$

よって, 最初の $cwnd$ が ρ のとき, TCP Hybla の i 番目のスロースタートフェーズまでに送信されているデータ量 $ssdata_i$ は,

$$ssdata_i = \rho + 2^p \cdot \rho + 2^{2p} \cdot \rho + \dots + 2^{(i-1)p} \cdot \rho \quad (25)$$

$$= \rho \cdot \frac{2^{i \cdot p} - 1}{2^p - 1}. \quad (26)$$

TCP Hybla の最初のスロースタートフェーズで $ssdata_i$ セグメントを送信するのに必要な RTT の回数 i は,

$$\begin{aligned} i &= \log_{2^p} \left(\frac{ssdata_i(2^p - 1)}{\rho} + 1 \right) \\ &= \frac{1}{p} \log_2 \left(\frac{ssdata_i(2^p - 1)}{\rho} + 1 \right). \end{aligned} \quad (27)$$

式 (25) と式 (27) から, 最初のスロースタートフェーズで d_{ss} データセグメント送信後のウィンドウサイズ

が W_m によって制限されないとき,

$$\begin{aligned} W_{ss} &= \rho \cdot \left(\frac{d_{ss}(2^p - 1)}{\rho} + 1 \right) \cdot 2^{-p} \\ &= \frac{d_{ss}(2^p - 1)}{2^p} + \frac{\rho}{2^p}. \end{aligned} \quad (28)$$

ここで, $cwnd$ が最初のスロースタートフェーズで W_m によって制限されるかどうか判断できる. $W_{ss} > W_m$ のとき, 最初のスロースタートフェーズは 2 つのフェーズに分けられる. 1 つ目のフェーズでは, $cwnd$ は W_m まで増加する. このフェーズでは,

$$d_1 = \frac{2^p W_m - \rho}{2^p - 1} \quad (29)$$

セグメントが送信される. 式 (27) より, このフェーズは,

$$r_1 = \frac{1}{p} \log_2 \left(\frac{W_m}{\rho} \right) + 1 \quad (30)$$

ラウンド必要とする. 2 つ目のフェーズでは, $cwnd$ は W_m を維持するので,

$$r_2 = \frac{1}{W_m} (d_{ss} - d_1) \quad (31)$$

ラウンドを必要とする.

$W_{ss} > W_m$ のときは式 (29) と式 (30) と式 (31) を使い, $W_{ss} \leq W_m$ のときは式 (27) を使って, 最初のスロースタートフェーズで d_{ss} セグメントを送信する時間を計算できる.

$$T_{ss} = \begin{cases} R \cdot \left[\frac{1}{p} \log_2 \left(\frac{W_m}{\rho} \right) + 1 + \frac{1}{W_m} \left(d_{ss} - \frac{2^p W_m - \rho}{2^p - 1} \right) \right], & \text{when } W_{ss} > W_m \\ R \cdot \frac{1}{p} \log_2 \left(\frac{d_{ss}(2^p - 1)}{\rho} + 1 \right), & \text{when } W_{ss} \leq W_m. \end{cases} \quad (32)$$

3.2.3. 最初の損失

最初のスロースタートフェーズはパケット損失の検出によって終わる. パケット損失が起きる確率は,

$$l_{ss} = 1 - (1-p)^d. \quad (33)$$

バーストエラーではなくランダムエラーと仮定し, もしフローの最後の 3 つかそれ以上のデータセグメントが残るなら, パケット損失は 3 つの重複確認応答によって検出される. フローの最後に, 3 つかそれ以上のデータセグメントが残る状態でパケット損失する確率は,

$$l_{tda} = 1 - (1-p)^{d-3}. \quad (34)$$

文献 [3] から, RTO の期待値である Z_{TO} は,

$$Z_{TO} = T_0 \frac{1 + p + 2p^2 + 4p^3 + 8p^4 + 16p^5 + 32p^6}{1-p}. \quad (35)$$

それゆえ, RTO の時間または最初のスロースタート

フェーズ直後の早期再送フェーズの時間の期待値は,

$$\begin{aligned} T_{loss} &= (l_{ss} - l_{tda}) \cdot Z_{TO} + l_{tda} \cdot R \\ &= ((1-p)^{d-3} - (1-p)^d) \cdot Z_{TO} \\ &\quad + (1 - (1-p)^{d-3}) \cdot R. \end{aligned} \quad (36)$$

3.2.4. 残りの転送

次に, 最初のスロースタートフェーズとロスリカバリフェーズ後の, 残りのデータを送信するための時間の期待値を求める式を導く. そのために, (i) 残りのデータ量の計算を行う, (ii) 定常状態のスループットモデルを適用する.

次の式によって, スロースタートとロスリカバリ後の残りのデータ量の期待値は近似される.

$$d_{ca} = \begin{cases} d - d_{ss} - W_m, & \text{when } W_{ss} > W_m \\ d - d_{ss} - W_{ss}, & \text{when } W_{ss} \leq W_m. \end{cases} \quad (37)$$

$d_{ca} > 0$ のとき, 送信される必要があるデータセグメントの残りがあ. 式 (10) と式 (21) の定常状態のスループットモデルを用いて, 残りのデータ送信するための時間を計算する. このモデルの定常状態のスループット B は, パケット損失の確率 p , 平均 RTT である R , RTT の参照値 RTT_0 , RTO の平均 T_0 , 最大ウィンドウサイズ W_m の関数となる.

これらを使って, 残りのデータセグメントを送信する時間の期待値を計算する.

$$T_{ca} = \frac{d_{ca}}{B}. \quad (38)$$

3.2.5. 全体的な転送時間のためのモデル

全てのデータを送信する合計の時間の期待値のためのモデルは, それぞれ次のような転送時間の期待値としてまとめる. 最後のウィンドウでデータを送信するには RTT の半分しか必要としないので, 式 (22), (32), (36), (38) の転送時間の合計から $\frac{R}{2}$ を引く.

$$T = \begin{cases} T_{twhs} + T_{ss} - \frac{R}{2}, & \text{when } d < d_{ss} \\ T_{twhs} + T_{ss} + T_{loss} - \frac{R}{2}, & \text{when } d \leq d_{ss} + W_m (W_{ss} > W_m) \\ \quad \text{or } d \leq d_{ss} + W_{ss} (W_{ss} \leq W_m) \\ T_{twhs} + T_{ss} + T_{loss} + T_{ca} - \frac{R}{2}, & \text{when } d > d_{ss} + W_m (W_{ss} > W_m) \\ \quad \text{or } d > d_{ss} + W_{ss} (W_{ss} \leq W_m). \end{cases} \quad (39)$$

この解析モデルでは, TCP Hybla の転送時間の解析について提案している.

4. 解析モデルの検証

ns-2[7] を用いたシミュレーションおよび dummynet[8] を用いたエミュレーションによって, 提案する解析モデルの検証を行う. 解析モデルは, 輻輳ウィンドウサイズ, W についての高次方程式で

表 1: シミュレーションパラメータ

Packet Size	1,000 bytes
W_m	550 packets
Buffer Size	1,000 packets
Simulation Time	1,000 sec

表 2: エミュレーションパラメータ

Packet Size	1,000 bytes
W_m	550 packets
Buffer Size	1,000 packets
Emulation Time	100 sec

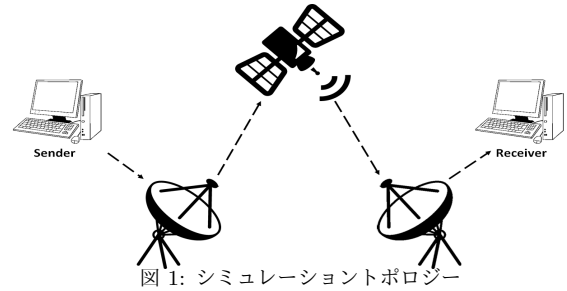


図 1: シミュレーショントポロジー

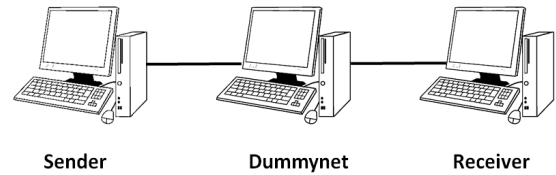


図 2: エミュレーショントポロジー

あるため, Newton 法 [9] を用いて W の近似解を求め, スループットを計算する. シミュレーションおよびエミュレーションは, リンクエラーによるパケット損失率を変更して, 表 1 のシミュレーション時間, または表 2 のエミュレーション時間の間データを送信し, それぞれ 10 回測定を行い, そのスループットの平均値を計算する. また, 送信データ量を 10Mbytes, 50Mbytes, 100Mbytes と制限して, 同様にスループットを求める. そのとき転送にかかる時間についても記録する. シミュレーションにおけるパラメータを表 1 に, エミュレーションにおけるパラメータを表 2 に示す. シミュレーショントポロジーを図 1 に, エミュレーショントポロジーを図 2 に示す. バッファオーバーフローによるパケット損失の影響を小さくするため, バッファ長を大きく取る. (ここでは, 1,000 パケットとする.) なお, エミュレーションのパラメータ設定に際し, Linux カーネルの再構築を行い, 送信ホスト側の最大ウィンドウサイズ W_m を 550 パケットに調整した. また, ここでは解析モデルにおける T_0 を 1sec とした.

定常状態 (送信データ量を制限しないとき) におけるスループットの評価結果は図 3 のようになった. パケット損失率が 0.002 以下のとき, シミュレーション値と

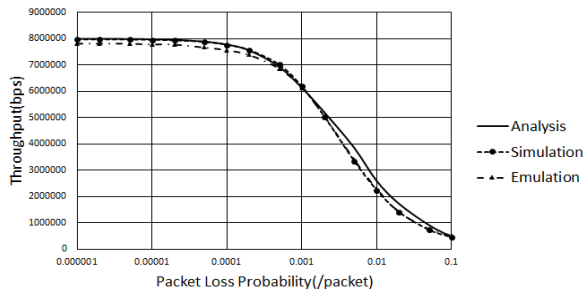


図 3: RTT=550ms のときの解析モデルとシミュレーションおよびエミュレーションのスループット

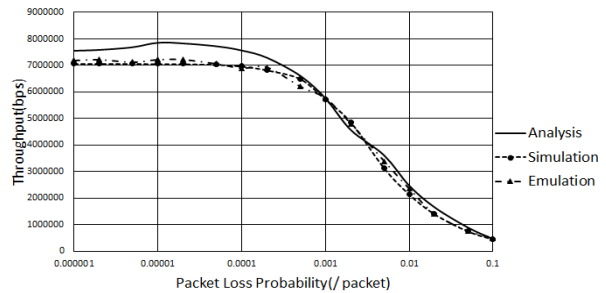


図 4: 送信データ量を 10Mbytes に制限したときの解析モデルとシミュレーションおよびエミュレーションのスループット

解析値の差異は 4 % 以下となった。エミュレーション値と解析値の差異は 3 % 以下となった。パケット損失率が 0.005 以上のとき、解析値とシミュレーション値の差異は、最大で約 21 % となった。エミュレーション値と解析値の差異は最大で約 19 % となった。

送信データ量が 10Mbytes のときのスループットと転送時間の評価結果は図 4, 5 のようになった。シミュレーション値と解析値の差異は、パケット損失率が 0.000001 から 0.0001 の範囲において、スループットは 11 % 以下、転送時間は 12 % 以下となった。0.0002 以上のときは、スループットにおいては最大で約 16 % の差異が、転送時間においては最大で約 19 % の差異となった。エミュレーション値と解析値の差異は、パケット損失率が 0.000001 から 0.0001 の範囲において、スループットは 9 % 以下、転送時間は 10 % 以下となった。0.0002 以上のときは、スループットにおいては最大で約 16 % の差異が、転送時間においては最大で約 19 % の差異となった。

送信データ量が 50Mbytes のときのスループットと転送時間の評価結果は図 6, 7 のようになった。シミュレーション値と解析値の差異は、スループットと転送時間どちらにおいても、パケット損失率が 0.000001 から 0.001 の範囲では 5 % 以下となった。0.002 以上のときは、スループットについては最大で約 21 % の差異が、転送時間については最大で約 26 % の差異となった。エミュレーション値と解析値の差異は、スループットと転送時間どちらにおいても、パケット損失率が 0.000001 から 0.0005 の範囲では、差異が 4 % 以下となった。0.001 以上のときは、スループットについては最大で約 18 % の差異が、転送時間については最大で約 22 % の差異となった。

送信データ量が 100Mbytes のときのスループットと転送時間の評価結果は図 8, 9 のようになった。シミュレーション値と解析値の差異は、スループットと転送時間どちらにおいても、パケット損失率が 0.000001 から 0.0002 の範囲では 2 % 以下となった。0.0005 以上のときは、スループットについては最大で約 22 % の差異が、転送時間については最大で約 28 % の差異となった。エミュレーション値と解析値の差異は、スループットと転送時間どちらにおいても、パケット損失率が 0.000001 から 0.0002 の範囲では 2 % 以下となった。0.0005 以上のときは、スループットについては最大で約 20 % の

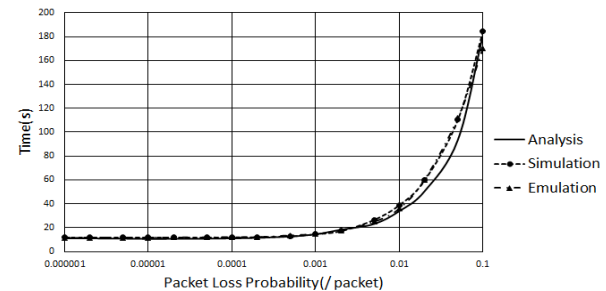


図 5: 送信データ量を 10Mbytes に制限したときの解析モデルとシミュレーションおよびエミュレーションの転送時間

表 3: パケット損失率が 0.0001 以下の解析値と実験値の最大の差異 (%)

実験方法 データ量	スループット		転送時間	
	Simulation	Emulation	Simulation	Emulation
定常状態	0.33	2.70	—	—
10MB	10.12	8.81	11.26	9.98
50MB	2.43	2.97	2.49	3.01
100MB	1.30	1.54	1.31	1.56

差異の算出方法: $\frac{\text{解析値}-\text{実験値}}{\text{解析値}} \times 100(\%)$

差異が、転送時間については最大で約 24 % の差異となった。

現実的な衛星リンクのエラー率は 0.0001 以下であることが知られている [10]。表 3 にパケット損失率が 0.0001 以下におけるシミュレーション値と解析値、およびエミュレーション値と解析値の最大の差異をまとめる。定常状態、送信データ量が 50Mbytes と 100Mbytes に制限したとき、パケット損失率が 0.0001 以下の範囲において、シミュレーション値と解析値、およびエミュレーション値と解析値の差異が小さいことから、データ量が大きいとき、提案する解析モデルは有効であると考えられる。

5. まとめ

耐災害性に優れている衛星ネットワークで高性能に機能する輻輳制御方式である TCP Hybla について、スループットと転送時間の解析モデルを提案し、ns-2 によるシミュレーションおよび dummynet を用いたエミュレーションによって、提案する TCP Hybla 解析モデル

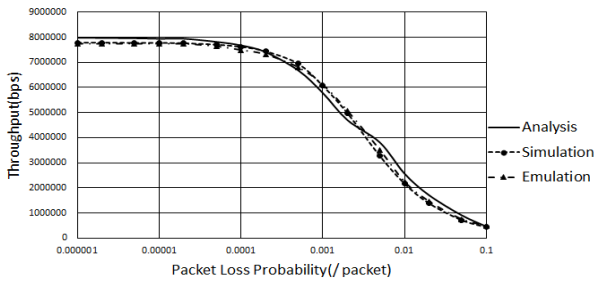


図 6: 送信データ量を 50Mbytes に制限したときの解析モデルとシミュレーションおよびエミュレーションのスループット

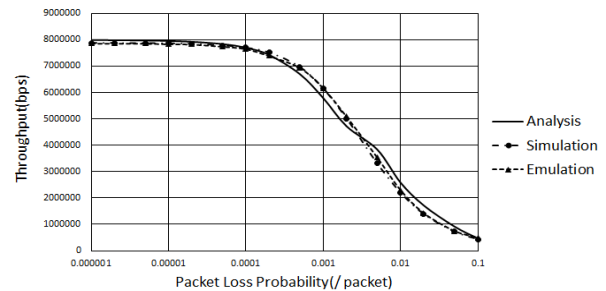


図 8: 送信データ量を 100Mbytes に制限したときの解析モデルとシミュレーションおよびエミュレーションのスループット

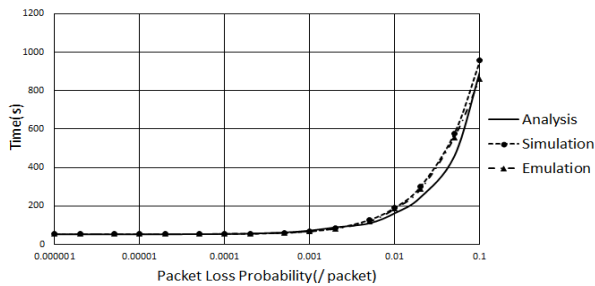


図 7: 送信データ量を 50Mbytes に制限したときの解析モデルとシミュレーションおよびエミュレーションの転送時間

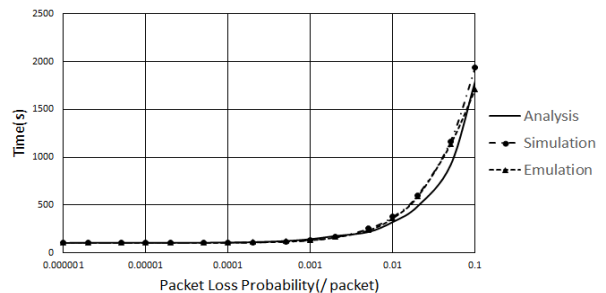


図 9: 送信データ量を 100Mbytes に制限したときの解析モデルとシミュレーションおよびエミュレーションの転送時間

の検証を行った。定常状態におけるスループットについて、パケット損失率が 0.0001 以下のときは、解析値とシミュレーションおよびエミュレーション値との間に大きな差異はなかった。パケット損失率が 0.0002 以上のときは最大で 21 % の差異となった。送信データ量を変えた検証では、50Mbytes, 100Mbytes に制限したとき、パケット損失率が 0.0001 以下において大きな差異はなく、パケット損失率が 0.0002 以上のときは、スループットは最大で 22 % の差異が、転送時間は最大で 26 % の差異となった。現実的な衛星リンクのエラー率が 0.0001 以下なので、データ量が大きいつき、提案する解析モデルは有効であると考えられる。

参考文献

- [1] 遠藤 崇江, 金 帝演, 内海 哲史, 加藤 靖, サリム ザビル, "衛星 IP ネットワークのための輻輳制御 TCP Hybla の解析モデルの提案", 情報科学技術フォーラム 2014 (FIT 2014), 2014 年 9 月。
- [2] C. Caini, R. Firrincieli, (2004). "TCP Hybla: a TCP enhancement for heterogeneous networks", International Journal of Satellite Communications and Networking 22, p547-566.
- [3] J. Padhye, V. Fariou, D. F. Towsely, J. Kurose, (2000). Modeling TCP Reno performance: a simple model and its empirical validation, IEEE/ACM Transactions on Networking 8 (2), p133-145.
- [4] Z. Chen, T. Bu, M. Ammar, D. Toesely (2006). Comments on "Modeling TCP Reno perfor-

mance: a simple model and its empirical validation", IEEE/ACM Transactions on Networking 14 (2), p451-453.

- [5] N. Parvez, A. Mahanti, C. Williamson, (2010). An analytic throughput model for TCP NewReno, IEEE/ACM Transactions on Networking 18 (2), pp.448-461.
- [6] N. Cardwell, S. Savage, and T. Anderson (2000). Modeling TCP latency, Proceedings of IEEE INFOCOM 2000, vol. 3, Tel Aviv, Israel, pp.1742-1751.
- [7] K. Fall and K. Varadhan, "Ns notes and documentation", Technical Report, the VINT UC Berkeley, LBL, USC/ISI, Xerox PARC, 2011.
- [8] L. Rizzo, "Dummysnet: a simple approach to the evaluation of network protocols", ACM SIGCOMM Computer Communication Review 27 (1), 1997, pp.31-41.
- [9] A. Gilat, "Numerical Methods for Engineers and Scientists", 3rd Edition, John Wiley & Sons, September 2013.
- [10] P. Barsocchi, G. Oligeri, F. Potorti, "Packet loss in TCP hybrid wireless networks", Proceedings of the IEEE 2006 Advanced Satellite Mobile Systems Conference (ASMS), May 2006.