

[研究論文]

メッセージ分割が発生する無線ネットワーク でのグッドプット解析 —ビット誤りが独立的に発生する回線の場合—

池川隆司

神奈川工科大学非常勤講師
 東京大学大学院数理科学研究科特任研究員
 早稲田大学理工学術院総合研究所招聘研究員

Goodput analysis for wireless networks during message segmentation: Case of
independent bit error prone links

Takashi IKEGAWA

Abstract

This paper investigates the effect of payload size on goodput for wireless networks where packets created from a message through a segmentation function are lost due to independent bit errors and these lost packets are recovered by a stop-and-wait protocol. To achieve this, we derive the exact analytical form of goodput from a given message size distribution and payload size. In previous work, packet sizes are assumed to be constant, which are payload size plus header size, although actual segmented packets are not constant in size. From numerical results, we show that the constant packet-size assumption is not justified in some cases. In addition, we propose the approximate payload size to achieve the maximum goodput. Finally, we demonstrate that the approximate goodput models which capture the message segmentation simply yields good accuracy.

Keywords: goodput, payload size, wireless networks, message segmentation, stop-and-wait protocol.

1 はじめに

無線 LAN (Local Area Network) や携帯・Wi-Fi WAN (Wide Area Network) のような、人対人、人対機械のモバイル通信サービスを提供する無線ネットワークは、我々のライフスタイルを大きく変化させた。特に、近年出現した機械対機械通信を実現する無線ネットワーク (例えば、低消費電力 WAN [2]) は、IoT (Internet of Things) 時代の基盤となっている [3, 4]。

しかし、無線ネットワークは、有線ネットワークと比べて、C1: ビット誤り率が高い、C2: 通信速度が低い、という負の特徴を持つ。

グッドプット、エネルギー効率、平均応答時間のような QoS (Quality of Service) はパケット (無線ネットワーク上で転送されるデータ) の廃棄率とパケットの転送時間に依存する。よって、パケット長は、以下の理由により QoS に大きな影響を与える。

- ビット誤りによるパケット廃棄率は、ほぼパケット長に比例する、

- パケットの転送時間は、パケット長を無線ネットワークの通信速度で割った値で与えられる。

特に、低消費電力 WAN (LPWAN: Low Power WAN) のような低速でビット誤りが頻繁に発生する回線から構成される無線ネットワークでは、負の特徴 C1 と C2 は顕著となる。そのため、従来の無線ネットワークと比べて、パケット長が QoS にさらに大きな影響を与えることになる。よって、低速・低品質の無線ネットワークにおいて、様々な QoS に対してパケット長やペイロード長 (パケットの情報フィールド長の最大値) を最適化する研究が、近年活発に行われている [5]。

アプリケーションで発生するデータ (メッセージと呼ぶ) は、ペイロード長を超える場合がある。このような大きなメッセージを転送するために、送信局はメッセージを複数のパケットに分割する機能 (メッセージ分割機能) を有する [6]。例えば、TCP/IP [7], IEEE 802.11 MAC (media access control) [8], 6LoWPAN (IPv6 over Low-Power Wireless Personal Area Networks) [9] では、メッセージ分割機能が規定されている。

メッセージ分割機能によって分割されたパケットの長さは、一定になるとは限らない。文献 [10] では、1つのメッセージから分割されるパケット列において、最後のパケット (エッ

ジパケットと呼ぶ)は、一定長とならないことを理論的に解析している。

しかしながら、従来の無線ネットワークの性能解析モデルでは、メッセージ分割機能を陽に考慮しておらず、パケット長は一定値と仮定している(例えば、ビット誤りが発生する環境での無線ネットワークの性能解析モデル [11–14])。つまり、可変長のエッジパケットの存在を無視している。

本稿の目的は、メッセージ分割が発生し、誤り回復により廃棄パケットが再送される無線ネットワーク環境において、次に示す「問い」に答えることである。

- Q1:** 可変長のエッジパケットの存在は、グッドプットにどの程度の影響を与えるか。
- Q2:** メッセージ分割が発生するネットワーク環境の中で、最大化するグッドプットはどのように与えられるか。
- Q3:** メッセージ分割を考慮した簡易でかつ近似精度が高い近似性能モデルは何か。

本稿では、上記の問いに答えるために、ビット誤りが独立に発生し、ビット誤りとなったパケットは Stop-and-Wait (SW) プロトコルによって再送される無線ネットワークにおいて、グッドプットの解析解を導出する。

本稿の構成は、次の通りである。2節において、データ単位モデルについて説明する。3節において、本稿で対象としたネットワークモデルを説明する。4節では、メッセージ長の分布とペイロード長が与えられた時、(分割された)パケットの情報フィールド長列のモデルを説明する。5節では、そのモデルを使ってグッドプットの解析解を導出する。6節では、数値例を用いて、前述の問いについて考察する。最後に、7節で本稿を要約するとともに今後の課題を説明する。

2 データ単位モデル

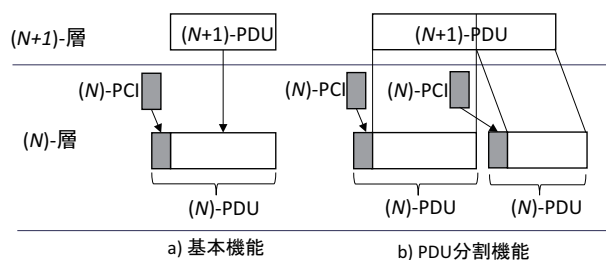


図 1. OSI 参照モデルでの基本機能と PDU 分割機能

本節では、送信局での特定の層のエンティティ¹で取り扱う各種データ単位を、OSI (Open Systems Interconnection) 参照モデル [6] の用語を使って、説明する。

通信システムのプロトコルアーキテクチャは相互接続性を担保するために、複数の階層から構成されている。図 1 に、特定の層 (N 層とする) とその上位層 ($N+1$ 層) のデータの関係を示す。 N 層の送信側エンティティは、基本機能を持つ。さらに、 N 層のプロトコルによっては PDU (Protocol Data Unit) 分割機能を持つ。以下、基本機能と PDU 分割機能を説明する。

2.1 基本機能

(N)–層の送信側エンティティの基本機能は、次の通りである (図 1 a) 参照)。

1. (N)–層の送信側エンティティは、($N+1$)–層のデータ単位 (PDU) に、(N)–層のプロトコル制御情報 PCI (Protocol Control Information)²を付け加えて、(N)–PDU を作成する。
2. (N)–PDU を ($N-1$)–層のエンティティに渡す。

¹その層で規定されている機能を実行するハードウェアまたはソフトウェアに対応する。

²ヘッダーとトレーラーに相当する。

(N)–PDU において、($N+1$)–PDU の全部または一部を含む部分 (情報フィールド) をペイロードと呼ぶ³。

2.2 PDU 分割機能

ネットワークを使って送信可能な PDU の長さは、リンクの物理的構成やプロトコル仕様上、制限される。例えば、Ethernet を使って転送可能なペイロード (MAC-PDU での情報フィールド長) の最大値 (最大転送単位 MTU: Maximum Transfer Unit) [15] は、1500 bytes に定められている。長さが MTU を超えるデータ (MAC 層の上位層の PDU) を相手先に届けるためには、このデータを複数のセグメントに分割し、各セグメントの長さを MTU 以下にする必要がある。

そこで、プロトコルによっては、以下に示す PDU 分割機能が規定されている (図 1 b) 参照)。

1. (N)–層の送信側エンティティは、ペイロードを超える ($N+1$)–PDU を受信した時、($N+1$)–PDU を複数のセグメントに分割する。
2. その送信側エンティティは、個々のセグメントに (N)–PCI を付け加えて (N)–PDU を作成する。
3. さらに、個々の (N)–PDU を ($N-1$)–層のエンティティに渡す。

表 1 に、PDU 分割機能を有するプロトコルの例を示す。

注 1 表 1 に、各プロトコルで決められているペイロード長を示す。これらのペイロード長は QoS を最適化するために決定されたものではない。近年、様々な QoS に対するペイロード長の最適化問題の研究が多数なされている [5]。

本稿では、ビット誤りによりパケットが廃棄され SW 方式により再送されるネットワーク環境において、グッドプットを最大にするペイロード長について考察する (6.3 節参照)。

以下、本稿では、(N)–層の PDU をパケットと呼び、($N+1$)–層の PDU をメッセージと呼ぶ。

3 ネットワークモデル

本稿では、前節で説明したメッセージ分割 (PDU 分割) が発生する簡単なネットワーク環境において、グッドプットの解析解を導出する。本節ではまず、そのネットワークモデルを説明する。次に解析の簡単化のために導入した仮定を述べる。

3.1 2 階層モデル

本稿では、図 2 に示すような送信局と受信局が無線リンクによって接続されたネットワークモデルを考える。各端末 (送信局と受信局) は、アプリケーション層と高信頼転送層の 2 つの層から構成される。さらに、後者の高信頼転送層は、メッセージ分割・組立副層と誤り回復副層から構成される。

アプリケーション層: ($N+1$)–層の PDU を意味するメッセージを発生させるトラヒックの発生源を含む。

高信頼転送層:

メッセージ分割・組立副層: メッセージ分割・組立機能を実装する。メッセージ分割機能によって、ペイロード長 $\ell^{(d)}$ (> 0) を超えるメッセージは、複数のセグメントに分割される。そのセグメントを情報フィールドにカプセル化し、PCI を付け加えたデータ (パケット) を生成する。

³OSI 用語では、このペイロードを (N)–SDU (Service Data Unit) と呼ぶ。

表 1. PDU 分割機能を有するプロトコルの例

層	プロトコル名	インターネット用語での PDU 名称	ペイロード長名称	ペイロード長の例
アプリケーション	ビデオストリーミング: YouTube	ブロック [16]	ブロック長	64 Kbytes [16]
トランスポート	TCP	セグメント	MSS ^a	512 ^b , 536 ^b , 経路上の最小 MTU (Path MTU) - 40 bytes ^c
ネットワーク	IP	データグラム	-	Path MTU
アダプテーション	6LoWPAN/6Lo, 6LoWPAN/SCHC ^d	フラグメント	-	下位層の MTU に依存
MAC	IEEE 802.11 シリーズ	フレーム	MTU	2312 bytes [8]

^aMaximum Segment Size の略。

^b非ローカルホストでのデフォルト値 [17, p. 193]。

^c通常の実装での TCP/IP のヘッダー (PCI) 長 [7, p. 900]。

^d6LoWPAN とは、IPv6 データグラムを、LoRaWAN, Sigfox, IEEE 802.15.4 のような LPWAN を使って転送するプロトコルである。6LoWPAN は、IPv6 データグラムのヘッダーの圧縮機能、ヘッダーが圧縮されたデータの分割機能を持つ [9]。IPv6 では、データの高速転送を図るため、ルータ (ゲートウェイ) でのデータグラムの分割を禁止している。IPv6 は 1280bytes の長さのデータグラムを転送できるが、MTU が 1280 bytes より小さい LPWAN を使ってデータグラムを転送するためには、ルータでデータ分割しなければならない。そこで、6LoWPAN ではデータ分割の機能を規定した [18]。

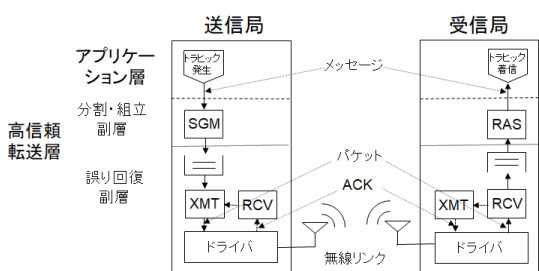


図 2. ネットワークモデル

(注: 矢印 \rightarrow と \dashrightarrow は、それぞれアプリケーション層のデータ (つまりメッセージ) を含む PDU の流れ、ACK のような制御情報を含む PDU の流れを意味する。)

誤り回復副層: 誤り回復機能を実装する。誤り回復機能によって、ビット誤りによって廃棄されたパケットは再送される。

3.2 仮定

解析の簡単化のため、以下の仮定を設ける。

- A1: メッセージ長は互いに独立であり、同一の累積分布 $F^{(m)}(\cdot)$ に従う。
- A2: メッセージ長の分布 $F^{(m)}(\cdot)$ は有限の平均値 $\ell^{(m)}$ (平均メッセージ長と呼ぶ) を持つ。
- A3: 送信側誤り回復副層では、SW 方式の誤り再送方式 (ARQ: Automatic Repeat-reQuest) 方式を実装している。つまり、送信側誤り回復副層のエンティティはパケットを送信後、一定時間 t_{out} (タイムアウト値) 待っても、受信側誤り回復副層のエンティティから返事 (つまり ACK: acknowledgement) を受け取らない場合、送信したパケットが廃棄されたと判断し、そのパケットを再送する。

注 2 再送方式には、選択型、go-back-N 型、SW 型等がある [19]。ここでは、解析が容易な SW 型を仮定する。なお、SW 型は IEEE 802.11 シリーズ、IEEE 802.15.4 の無線 LAN で採用されている。 ■

注 3 ネットワーク内の輻輳緩和を目的として、パケット再送間隔は通常一定ではなく、再送回数に応じて指数的に増加する (例えば、CSMA/CA “Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance” 方式で採用

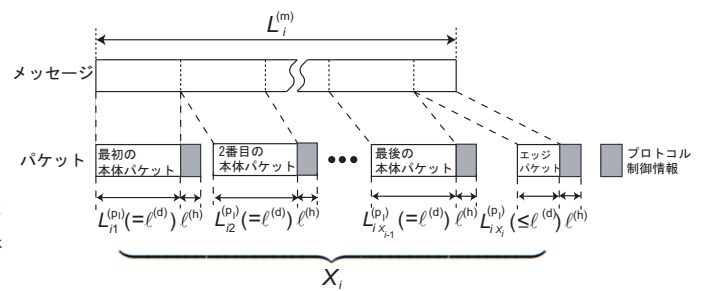


図 3. 長さが $L_i^{(m)}$ であるメッセージから生成されるパケット列

されているバックオフアルゴリズム [8] 参照)。ここでは、解析の簡単化のためタイムアウト値を固定とする。 ■

- A4: ACK パケットの長さを一定値 $\ell^{(ACK)}$ とする。
- A5: 同一パケットの最大再送回数は無限とする。
- A6: 送信側高信頼転送層には、常に送信すべきパケットが存在する。つまり、飽和トラヒック状態を仮定する。
- A7: PCI の長さを一定値 $\ell^{(h)}$ とする。
- A8: 無線リンクの伝送速度は固定値 μ_c とする。
- A9: 無線リンクでは、ビット誤り率 $p_e (< 1)$ で互いに独立にビット誤りが発生する。

注 4 無線ネットワーク環境では、ビット誤りはバースト的に発生する機会が多い。このバーストビット誤りモデル (相関のあるビット誤りモデル) への拡張については、今後の課題である。 ■

4 パケットの情報フィールド長列モデル

本節では、メッセージ長の分布 $F^{(m)}(\cdot)$ とペイロード長 $\ell^{(d)}$ が与えられた時、パケットの情報フィールド長列の定常分布 ($F^{(p)}(\cdot)$ と表記する) を導出する。そのため、パケットの集合を本体パケットとエッジパケットに分類する。

次の小節では、本体パケットとエッジパケットから構成されるパケット列のモデルを説明する。次に、そのモデルを使って $F^{(p)}(\cdot)$ の解析解を説明する。

4.1 本体パケットとエッジパケット

確率変数 $L_i^{(m)} > 0$ を、送信側アプリケーション層でのトラヒック発生源で生成された $i (= 1, 2, 3, \dots)$ 番目のメッセー

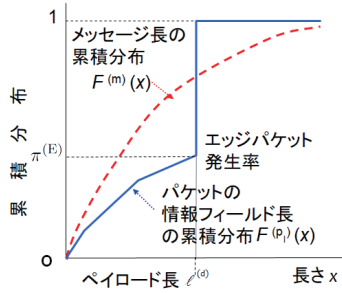


図4. メッセージ長・パケットの情報フィールド長の累積分布とエッジパケット発生率

ジ長とする。図3に、メッセージ分割機能を使って長さ $L_i^{(m)}$ のメッセージから生成されるパケット列を示す。

$L_i^{(m)} > \ell^{(d)}$ の時、 i 番目メッセージは複数のパケットに分割される(図3参照)。 X_i を $\lceil L_i^{(m)} / \ell^{(d)} \rceil$ とすると、 $i (= 1, 2, \dots)$ 番目メッセージにおける $j (= 1, 2, \dots, X_i)$ 番目パケットの情報フィールド長 $L_{i,j}^{(pi)}$ は、

$$L_{i,j}^{(pi)} = \begin{cases} \ell^{(d)}, & j = 1, 2, \dots, X_i - 1, \\ L_i^{(m)} - (X_i - 1)\ell^{(d)}, & j = X_i, \end{cases} \quad (1)$$

として与えられる。

本稿では、 i 番目メッセージから生成される(分割)パケットの集合を、本体(body)パケットとエッジ(edge)パケットの2種類に分類する。

本体パケット: 先頭から最後まで2番目のパケット(つまり最初から $(X_i - 1)$ 番目のパケット)

エッジパケット: 最後のパケット(つまり X_i 番目パケット)

注5 $L_i^{(m)} \leq \ell^{(d)}$ の時、 i 番目メッセージは分割されない。つまり、情報フィールドがもとのメッセージと等しい、1つのパケットが生成される。本稿では、このようなパケットも、(1)式を満たすため、エッジパケットと呼ぶことにする。■

注6 本体パケットとエッジパケットは、情報フィールド長に関して次の性質を有する。

- 本体パケットの情報フィールド長は常に、固定値 $\ell^{(d)}$ である。
- エッジパケットの情報フィールド長は、可変である。その長さは $\ell^{(d)}$ を超えることはない。

後者の性質より、エッジパケットはペイロードを有効に利用していない場合があり得る。6.2節において、これを議論する。■

4.2 情報フィールド長の定常分布

(1)式で与えられる $L_{i,j}^{(pi)}$ の序数の組 $\{i, j\}$ をパケットの順序番号 $\kappa = 1, 2, \dots$ で置き換えた確率変数列 $\{L_\kappa^{(pi)} : \kappa = 1, 2, \dots\}$ を考える。

情報フィールド長の定常分布 $F^{(pi)}(\cdot)$ は、

$$F^{(pi)}(x) \triangleq \Pr(L_\kappa^{(pi)} \leq x) = (1 - \pi^{(E)}) \mathbf{1}(x - \ell^{(d)}) + \pi^{(E)} F^{(E)}(x), \quad (2)$$

として与えられる(図4参照)⁵。(2)式の $\pi^{(E)}$ と $F^{(E)}(\cdot)$ は、それぞれ次のように定義される。

⁴ $\lceil a \rceil$ は a 以上の最小の整数を意味する。

⁵(2)式内の $\mathbf{1}(x)$ は指示関数であり、 $\mathbf{1}(x) \triangleq 1$ if $x \geq 0, 0$ if $x < 0$ として定義される。

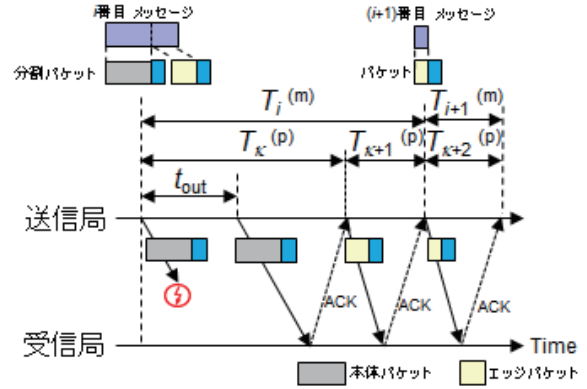


図5. 確率変数 $T_i^{(m)}$ と $T_\kappa^{(p)}$ の例

$\pi^{(E)}$: エッジパケット発生率である。 $\pi^{(E)}$ は次式で与えられる。

$$\pi^{(E)} = \frac{1}{\sum_{s=0}^{\infty} u_s}. \quad (3)$$

ここで、 u_s は

$$u_s \triangleq \int_{s\ell^{(d)+0}}^{\infty} dF^{(m)}(x) = 1 - F^{(m)}(s\ell^{(d)}), \quad s = 0, 1, \dots, \quad (4)$$

として定義される。

$F^{(E)}(\cdot)$: エッジパケットの情報フィールド長の定常分布である。 $F^{(E)}(x)$ は、

$F^{(E)}(x) \triangleq \Pr(L_\kappa^{(pi)} \leq x | \kappa$ 番目パケットはエッジパケットである)

$$= \begin{cases} 0, & x \leq 0, \\ \sum_{s=0}^{\infty} [F^{(m)}(x + s\ell^{(d)}) - F^{(m)}(s\ell^{(d)})], & 0 < x \leq \ell^{(d)}, \\ 1, & x > \ell^{(d)}, \end{cases} \quad (5)$$

として与えられる。

$\ell^{(pi)}$ を $\{L_\kappa^{(pi)}\}$ の定常分布の平均値(平均情報フィールド長と呼ぶ)とする。(2)–(5)式より次式を得る。

$$\ell^{(pi)} \triangleq E[L_\kappa^{(pi)}] = \int_0^{\infty} x dF^{(pi)}(x) = \pi^{(E)} \ell^{(m)}. \quad (6)$$

なお、(2)–(6)式の導出については、文献[10]を参照して欲しい。

5 グッドプット解析

本節では、長期間測定された(つまり定常的)グッドプットの解析解を導出する。

G をグッドプットつまり受信側アプリケーション層のエンティティが単位時間あたりに受信した平均ビット数と定義する。 G の解析解の導出にあたって、送信側アプリケーション層のエンティティが i 番目メッセージを送信してからそのメッセージの送信成功を確認するまでの時間を意味する確率変数 $T_i^{(m)}$ を導入する(図5参照)。

報酬付き再生過程理論[20, Sec. 3.9]より、次の命題が成立する。

命題1 グッドプット G の解析解は次式で与えられる。

$$G = \frac{\ell^{(m)}}{\int_{x=0}^{\infty} E[T_i^{(m)} | L_i^{(m)} = x] dF^{(m)}(x)}. \quad (7)$$

証明 次の性質より、送信側アプリケーション層のエンティティがメッセージを送信するイベントの発生時点は再生点となる。

- メッセージ長は互いに独立である (仮定 A1 参照)。
- ビット誤りは時間に依存することなく互いに独立に発生することより、パケット廃棄は時間に依存することなく独立に発生する (仮定 A9 参照)。

よって、確率変数列 $\{T_i^{(m)} : i = 1, 2, \dots\}$ は再生過程となる。

確率変数 $R_i^{(m)}$ を i 番目再生間隔 $T_i^{(m)}$ で得られた報酬、つまり送信側アプリケーション層のエンティティが再生間隔 $T_i^{(m)}$ において送信した総ビット数とする。確率変数 $Y^{(m)}(s)$ を時刻 s までに獲得した総報酬 (つまり送信側アプリケーション層のエンティティが時刻 s までに送信した総ビット数) とすると、[20, Theorem 3.16] から、

$$G = \lim_{s \rightarrow \infty} \frac{Y^{(m)}(s)}{s} = \frac{E[R_i^{(m)}]}{E[T_i^{(m)}]}, \quad (8)$$

が成立する。上式の $E[R_i^{(m)}]$ と $E[T_i^{(m)}]$ は、それぞれ

$$E[R_i^{(m)}] = \int_0^\infty x dF^{(m)}(x) = \ell^{(m)}, \quad (9)$$

$$E[T_i^{(m)}] = \int_0^\infty E[T_i^{(m)} | L_i^{(m)} = x] dF^{(m)}(x), \quad (10)$$

として与えられる。(9) 式と (10) 式を (8) 式に代入すると、(7) 式を得る。 ■

確率変数 $T_\kappa^{(p)}$ を、送信側高信頼転送層のエンティティが $L_\kappa^{(p)}$ の情報フィールド長を持つ κ 番目パケットを送信後、そのパケットを送達確認するまでの時間とする (図 5 参照)。この時、次の命題が成立する。

命題 2 $E[T_\kappa^{(p)} | L_\kappa^{(p)} = x]$ は次式で与えられる。

$$E[T_\kappa^{(p)} | L_\kappa^{(p)} = x] = \frac{x + \ell^{(h)} + \ell^{(ACK)}}{\mu_c} + \frac{\text{PER}(x) t_{\text{out}}}{1 - \text{PER}(x)}. \quad (11)$$

ここで、 $\text{PER}(x)$ は、情報フィールド長が x であるパケットがビット誤りとなる確率であり、

$$\text{PER}(x) = 1 - (1 - p_e)^{x + \ell^{(h)}}, \quad (12)$$

として与えられる。

証明 確率変数 $N_\kappa^{(p)} (= 1, 2, \dots)$ を、送信側高信頼転送層のエンティティが κ 番目パケットの送達確認を受信するまでに要した κ 番目パケットの送信回数とする。この時、次式が成立する。

$$\begin{aligned} E[T_\kappa^{(p)} | L_\kappa^{(p)} = x] &= \sum_{n=1}^{\infty} \Pr(N_\kappa^{(p)} = n) E[T_\kappa^{(p)} | L_\kappa^{(p)} = x, N_\kappa^{(p)} = n] \\ &= \sum_{n=1}^{\infty} (1 - \text{PER}(x)) \{\text{PER}(x)\}^{n-1} \\ &\quad \times \left[\frac{x + \ell^{(h)} + \ell^{(ACK)}}{\mu_c} + (n-1) t_{\text{out}} \right] \end{aligned} \quad (13)$$

= (11) 式.

(12) 式は、仮定 A9 より明らかである。 ■

(7) 式内の項 $\int_{x=0}^{\infty} E[T_i^{(m)} | L_i^{(m)} = x] dF^{(m)}(x)$ については、次の命題が成立する。

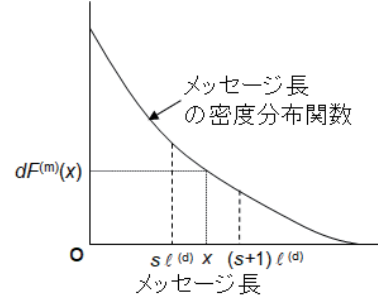


図 6. 密度分布関数 $dF^{(m)}(x)$ に従い、 $s\ell^{(d)} < x \leq (s+1)\ell^{(d)}$ を満たすメッセージ長 x

命題 3 $\int_{x=0}^{\infty} E[T_i^{(m)} | L_i^{(m)} = x] dF^{(m)}(x)$ は、次式で与えられる。

$$\begin{aligned} &\int_{x=0}^{\infty} E[T_i^{(m)} | L_i^{(m)} = x] dF^{(m)}(x) \\ &= \frac{1 - \pi^{(E)}}{\pi^{(E)}} E[T_\kappa^{(p)} | L_\kappa^{(p)} = \ell^{(d)}] \\ &\quad + \int_{x=0}^{\ell^{(d)}} E[T_\kappa^{(p)} | L_\kappa^{(p)} = x] dF^{(E)}(x). \end{aligned} \quad (14)$$

証明 $s = 0, 1, \dots$ において、長さ $x (= L_i^{(m)})$ が $s\ell^{(d)} < x \leq (s+1)\ell^{(d)}$ を満たすメッセージを考える (図 6 参照)。このようなメッセージから、次のパケットが生成される。

- 情報フィールド長が $\ell^{(d)}$ (つまり $L_\kappa^{(p)} = \ell^{(d)}$) である s 個の本体パケット
- 情報フィールド長が $x - s\ell^{(d)}$ (つまり $L_\kappa^{(p)} = x - s\ell^{(d)}$) である 1 つのエッジパケット

よって、次式を得る。

$$\begin{aligned} &\int_{x=0}^{\infty} E[T_i^{(m)} | L_i^{(m)} = x] dF^{(m)}(x) \\ &= \sum_{s=0}^{\infty} \int_{x=s\ell^{(d)+0}^{(s+1)\ell^{(d)}} E[T_i^{(m)} | L_i^{(m)} = x] dF^{(m)}(x) \\ &= \sum_{s=0}^{\infty} \int_{x=s\ell^{(d)+0}^{(s+1)\ell^{(d)}} s E[T_\kappa^{(p)} | L_\kappa^{(p)} = \ell^{(d)}] dF^{(m)}(x) \\ &\quad + \sum_{s=0}^{\infty} \int_{x=s\ell^{(d)+0}^{(s+1)\ell^{(d)}} E[T_\kappa^{(p)} | L_\kappa^{(p)} = x - s\ell^{(d)}] dF^{(m)}(x) \\ &= E[T_\kappa^{(p)} | L_\kappa^{(p)} = \ell^{(d)}] \left[\sum_{s=0}^{\infty} \int_{x=s\ell^{(d)+0}^{(s+1)\ell^{(d)}} s dF^{(m)}(x) \right] \\ &\quad + \sum_{s=0}^{\infty} \int_{x=s\ell^{(d)+0}^{(s+1)\ell^{(d)}} E[T_\kappa^{(p)} | L_\kappa^{(p)} = x - s\ell^{(d)}] dF^{(m)}(x). \end{aligned} \quad (15)$$

(15) 式の右辺の項 $\sum_{s=0}^{\infty} \int_{x=s\ell^{(d)+0}^{(s+1)\ell^{(d)}} s dF^{(m)}(x)$ は、(3) 式と (4) 式を用いると、

$$\begin{aligned} &\sum_{s=0}^{\infty} \int_{x=s\ell^{(d)+0}^{(s+1)\ell^{(d)}} s dF^{(m)}(x) \\ &= \sum_{s=0}^{\infty} s \left[\int_{x=s\ell^{(d)+0}^{\infty} dF^{(m)}(x) - \int_{x=(s+1)\ell^{(d)+0}^{\infty} dF^{(m)}(x) \right] \\ &= \sum_{s=0}^{\infty} s (u_s - u_{s+1}) = 1(u_1 - u_2) + 2(u_2 - u_3) + \dots \\ &= \sum_{s=1}^{\infty} u_s = \frac{1}{\pi^{(E)}} - 1 = \frac{1 - \pi^{(E)}}{\pi^{(E)}}, \end{aligned} \quad (16)$$

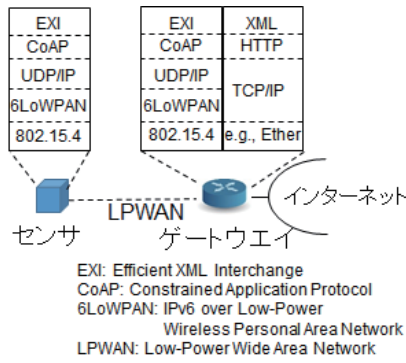


図7. 数値例におけるネットワークモデル

として与えられる。

(15) 式の右辺の項 $\sum_{s=0}^{\infty} \int_{x=s\ell^{(d)}}^{(s+1)\ell^{(d)}} E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = x - s\ell^{(d)}] dF^{(m)}(x)$ は、(5) 式を用いると、

$$\begin{aligned} & \sum_{s=0}^{\infty} \int_{x=s\ell^{(d)}}^{(s+1)\ell^{(d)}} E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = x - s\ell^{(d)}] dF^{(m)}(x) \\ &= \sum_{s=0}^{\infty} \int_{y=0}^{\ell^{(d)}} E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = y] dF^{(m)}(y + s\ell^{(d)}) \\ &= \int_{y=0}^{\ell^{(d)}} E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = y] \sum_{s=0}^{\infty} dF^{(m)}(y + s\ell^{(d)}) \\ &= \int_{x=0}^{\ell^{(d)}} E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = x] dF^{(E)}(x), \end{aligned} \quad (17)$$

として与えられる。

(16) 式と (17) 式を (15) 式に代入すると、(14) 式を得る。 ■

グッドプット G の最終的な解析解については、次の命題が成立する。

命題 4 グッドプット G は、(18) 式 (次ページの上部参照) として与えられる。

証明 (14) 式を (7) 式に代入すると、(18) 式を得る。 ■

注 7 ビット誤り率 p_e が 0 の時、つまりパケット廃棄が発生しない場合のグッドプットを \bar{G} とする。この時、 \bar{G} は

$$\begin{aligned} \bar{G} &= \frac{\pi^{(E)} \ell^{(m)}}{(1 - \pi^{(E)}) \left(\frac{\ell^{(d)} + \ell^{(h)} + \ell^{(ACK)}}{\mu_c} \right) + \pi^{(E)} \int_{x=0}^{\ell^{(d)}} \frac{x + \ell^{(h)} + \ell^{(ACK)}}{\mu_c} dF^{(E)}(x)} \\ &= \frac{\ell^{(p)} \int_{x=0}^{\ell^{(d)}} \frac{x + \ell^{(h)} + \ell^{(ACK)}}{\mu_c} dF^{(E)}(x)}{\ell^{(p)} + \ell^{(h)} + \ell^{(ACK)}} \mu_c, \end{aligned} \quad (19)$$

として与えられる。(19) 式より、少なくとも PCI 及び ACK パケットの転送によるオーバーヘッド $\mu_c \left(1 - \frac{\ell^{(p)}}{\ell^{(p)} + \ell^{(h)} + \ell^{(ACK)}}\right)$ ($= \mu_c \frac{\ell^{(h)} + \ell^{(ACK)}}{\ell^{(p)} + \ell^{(h)} + \ell^{(ACK)}}$) が生じることがわかる。 ■

6 数値例と考察

本節では、1 節で述べた問い Q1, Q2, Q3 に答える。次の節において、数値例で設けた仮定を説明する。続いて、問い Q1, Q2, Q3 について考察する。

6.1 仮定

以下の数値例では、LPWAN を使ってセンサとゲートウェイから構成されるネットワークを考える (図 7 参照)。センサとゲートウェイは、IPv6 over LPWAN の機能すなわち 6LoWPAN の機能 (例えば、データ分割機能) を持つと仮定する。a) 図 7 で示した EXI (Efficient XML Interchange), CoAP (Constrained Application Protocol), UDP/IP の集まりが図 2 でのアプリケーション層のプロトコルに、b) 6LoWPAN が分割・組立副層のプロトコルに、c) (IEEE) 802.15.4 が誤り回復副層のプロトコルに対応する。

6.1.1 無線ネットワークのパラメータ値

LPWAN として、IEEE 802.15.4 無線ネットワークをとりあげる [21, 22]。文献 [22] を参考に、以下に示すパラメータ値を用いた。

1. 伝送速度 μ_c : 100 Kbps
2. PCI 長 $\ell^{(h)}$: 29 bytes (物理層 PDU のプレアンプル長と MAC 層データ PDU のヘッダー・トレーラー長の和)
3. ACK パケット長 $\ell^{(ACK)}$: 15 bytes (物理層 PDU のプレアンプル長と MAC 層 ACK PDU のヘッダー・トレーラー長の和)
4. タイムアウト値: t_{out} : 5 msec (macACKWaitDuration 値)

6.1.2 メッセージ長の分布

各問いに対し平易に答えるために、メッセージ長は固定値 $\ell_c^{(m)}$ と仮定する。つまり、メッセージ長の分布 $F^{(m)}(x)$ は、次式で与えられる。

$$F^{(m)}(x) = \mathbf{1} \left(x - \ell_c^{(m)} \right). \quad (20)$$

以下の数値例では、メッセージ長 $\ell_c^{(m)}$ を 1000 bytes とする。この値は、自動販売機をセンサとした時のメッセージ長として知られている [23]。

注 8 メッセージ長の分布は、人対人、人対機械、機械対機械のような通信対象間の形態により大きく異なる [24]。機械対機械でのメッセージ長は通常短い (256 bytes 以下である)。しかし、アプリケーションによっては 256 bytes 以上の長さになり、10 Kbytes を超える場合もある (例えば [25])。

一方、人対人のような人が利用するアプリケーションで発生するメッセージ長は巨大となり、さらに可変である (例えば、Web アプリケーションで発生するメッセージ長の分布はロングテールとなる [26, p. 34])

様々なメッセージ長の分布での考察については、今後の課題とする。 ■

(20) 式を (3)–(5) 式に導入すると、エッジパケット発生率 $\pi^{(E)}$ とエッジパケット長の分布 $F^{(E)}(x)$, $0 \leq x \leq \ell^{(d)}$ は、それぞれ

$$\pi^{(E)} = \frac{1}{\left\lceil \frac{\ell_c^{(m)}}{\ell^{(d)}} \right\rceil}, \quad (21)$$

$$F^{(E)}(x) = \mathbf{1} \left(x - \left[\ell_c^{(m)} - \left\lfloor \frac{\ell_c^{(m)}}{\ell^{(d)}} \right\rfloor - 1 \right] \ell^{(d)} \right), \quad 0 \leq x \leq \ell^{(d)}, \quad (22)$$

として与えられる。上式は、

- 1 つのメッセージから $\lceil \ell_c^{(m)} / \ell^{(d)} \rceil$ 個のパケットが生成されること

$$G = \frac{\pi^{(E)} \ell^{(m)}}{(1 - \pi^{(E)}) E [T_k^{(p)} | L_k^{(p)} = \ell^{(d)}] + \pi^{(E)} \int_{x=0}^{\ell^{(d)}} E [T_k^{(p)} | L_k^{(p)} = x] dF^{(E)}(x)} \quad (18)$$

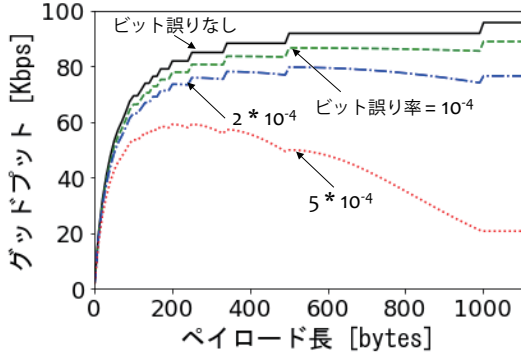


図 8. 様々なビット誤り率 p_e におけるペイロード長 $\ell^{(d)}$ に対するグッドプット G_c

- 上記の packets 内、 $\lceil \ell_c^{(m)} / \ell^{(d)} \rceil - 1$ 個の本体パケットと 1 つのエッジパケットが生成されること

から、直観的に正しいことがわかる。

この時のグッドプットを G_c とする。(21) 式と (22) 式を (18) 式に代入すると、グッドプット G_c は (23) 式 (次ページの上参照) として与えられる。

6.2 可変長のエッジパケットの発生がグッドプットに及ぼす影響

分割パケットの長さは、エッジパケットの長さが $\ell^{(d)} + \ell^{(h)}$ 以下の可変値となるため、必ずしも一定とはならないことを述べた (注 6 参照)。本節では、可変長のエッジパケットの発生がグッドプットに及ぼす影響を考察する。

図 8 に、様々なビット誤り率 p_e におけるペイロード長 $\ell^{(d)}$ に対するグッドプット G_c を示す。図 8 から、グッドプット G_c の曲線は、のこぎり状となることからわかる。この理由を明らかにするために、次の指標 $r^{(p)}$ (平均情報フィールド長比と呼ぶ) を導入する。

$$r^{(p)} \triangleq \frac{\text{平均情報フィールド長 } E[L_k^{(p)}]}{\text{ペイロード長 } \ell^{(d)}}$$

(6) 式より、上式は

$$r^{(p)} = \frac{\pi^{(E)} \ell^{(m)}}{\ell^{(d)}}, \quad (24)$$

として与えられる。なお、 $r^{(p)}$ が 1 に近いほど、ペイロードを有効に活用していることを意味する。

図 9 に、ペイロード長 $\ell^{(d)}$ に対する平均情報フィールド長比 $r^{(p)}$ を示す。図 8 と図 9 から、グッドプットの曲線での各のこぎり歯の上の頂点となるペイロード長 ($\ell_{\text{apex}}^{(d)}$ と表す) は $r^{(p)} = 1$ を満たすことがわかる。すなわち、 $\ell_{\text{apex}}^{(d)}$ は以下のように与えられる。

$$\ell_{\text{apex}}^{(d)} \in \left\{ \frac{\ell_c^{(m)}}{n_c} : n_c = 1, 2, \dots \right\} \triangleq S_\ell. \quad (25)$$

$r^{(p)} \neq 1$ の時、エッジパケットの長さは $\ell^{(d)} + \ell^{(h)}$ 未満である。この時のグッドプット値は、ペイロードを有効に利用できないため、 $r^{(p)} = 1$ の時と比べて小さくなる。

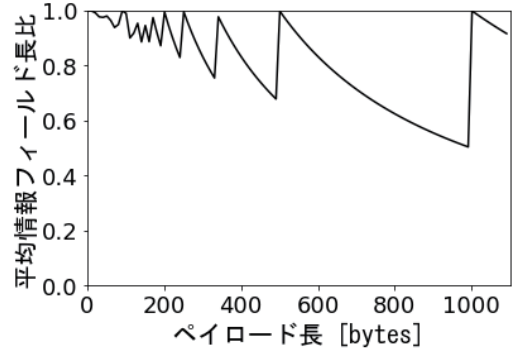


図 9. ペイロード長 $\ell^{(d)}$ に対する平均情報フィールド長比 $r^{(p)}$

6.3 最適なペイロード長

図 8 から、ビット誤り率が大きい時、グッドプットの曲線はペイロード長に対して上に凸であることがわかる。つまり、グッドプットを最大化するペイロード長が存在する。この理由は以下の通りである [5]。

- ペイロード長が非常に小さい場合、ビット誤りによるパケット廃棄はほとんど発生しない。しかし、パケット当たりのオーバーヘッド (つまり PCI) が無視できないため、グッドプットは小さくなってしまふ。
- ペイロード長が非常に大きい場合、パケットは頻りにビット誤りとなる。その結果、多数の無駄なパケット再送を引き起こしてしまひ、グッドプットは小さくなってしまふ。

前節の議論より、メッセージ分割が発生する場合、 $r^{(p)} = 1$ の時のペイロード長がグッドプットを最大化することから、以下の議論では $r^{(p)} = 1$ の場合に焦点をあてる。 ℓ_{opt} を、 $\ell^{(h)} = \ell^{(\text{ACK})}$ であって、タイムアウト値が次式で与えられる往復応答時間 (t_r と表記する) と等しい条件のもとで、

$$t_r = \frac{\ell^{(d)} + 2\ell^{(h)}}{\mu_c}, \quad (26)$$

グッドプットを最大化するペイロード長とする。 ℓ_{opt} は、文献 [5] の議論から以下のように与えられる。

$$\ell_{\text{opt}} = -\ell^{(h)} + \sqrt{\{\ell^{(h)}\}^2 - \frac{2\ell^{(h)}}{\log(1-p_e)}} \quad (27)$$

$$\approx -\ell^{(h)} + \sqrt{\frac{2\ell^{(h)}}{p_e}}, \quad \ell^{(h)} p_e \text{ が十分小さい時.} \quad (28)$$

$r^{(p)} = 1$ の条件のもとで、グッドプットを最大化するペイロード長を $\hat{\ell}_{\text{opt}}$ とする。前節の議論から、 $\hat{\ell}_{\text{opt}}$ は次を満たすペイロード長に設定することが良い。

- R1: $\hat{\ell}_{\text{opt}}$ は (27) 式または (28) 式の値以上である。
- R2: $\hat{\ell}_{\text{opt}}$ は (25) 式を満たす (つまりペイロード長は集合 S_ℓ の要素である) 最も小さいペイロード長である。

例えば、ビット誤り率 $p_e = 5 \times 10^{-4}$ の時、(27) 式と (28) 式から得られるペイロード長は、それぞれ 94.8 bytes と 91.4 bytes となる。要件 R2 を考慮すると、最適なペイロード長の近似値 $\hat{\ell}_{\text{opt}}$ は 100 bytes となる。文献 [9] によれば、IEEE 802.15.4 無線ネットワークでのペイロード長は 127 bytes である。この値は、 $\hat{\ell}_{\text{opt}}$ とほぼ等しいため、妥当と判断される。

$$G_c = \frac{\ell_c^{(m)}}{\left(\left\lceil \frac{\ell_c^{(m)}}{\ell^{(d)}} \right\rceil - 1 \right) E \left[T_{\kappa}^{(p)} \mid L_{\kappa}^{(p)} = \ell^{(d)} \right] + E \left[T_{\kappa}^{(p)} \mid L_{\kappa}^{(p)} = \ell_c^{(m)} - \left(\left\lceil \frac{\ell_c^{(m)}}{\ell^{(d)}} \right\rceil - 1 \right) \ell^{(d)} \right]} \quad (23)$$

6.4 グッドプットの近似モデル

正確なグッドプット値を求めるためには、メッセージ長分布 $F^{(m)}(\cdot)$ からエッジパケット長分布 $F^{(E)}(\cdot)$ を事前に求めておかなければならない(18)式参照)。 $F^{(m)}(\cdot)$ が離散分布、指数分布または超指数分布に従う時、 $F^{(E)}(\cdot)$ の閉鎖型解が得られることが報告されている [10]。しかし実際のメッセージ長分布は複雑である。そこで、本稿では $F^{(E)}(\cdot)$ を利用しない、以下のグッドプットの近似モデルを提案する。

近似モデル A:

$$\hat{G}_A = \frac{\pi^{(E)} \ell^{(m)}}{E \left[T_{\kappa}^{(p)} \mid L_{\kappa}^{(p)} = \pi^{(E)} \ell^{(m)} \right]} \left(= \frac{\ell^{(p)}}{E \left[T_{\kappa}^{(p)} \mid L_{\kappa}^{(p)} = \ell^{(p)} \right]} \right) \quad (29)$$

近似モデル B:

$$\hat{G}_B = \frac{\pi^{(E)} \ell^{(m)}}{E \left[T_{\kappa}^{(p)} \mid L_{\kappa}^{(p)} = \ell^{(d)} \right]} \quad (30)$$

近似モデル C:

$$\hat{G}_C = \frac{\ell^{(d)}}{E \left[T_{\kappa}^{(p)} \mid L_{\kappa}^{(p)} = \ell^{(d)} \right]} \quad (31)$$

注 9 近似モデル A と近似モデル B では、平均メッセージ長 $\ell^{(m)}$ とエッジパケット発生率 $\pi^{(E)}$ の導出にあたって、メッセージ長分布 $F^{(m)}(\cdot)$ を利用しなければならない。

一方、近似モデル C ではメッセージ長分布 $F^{(m)}(\cdot)$ を利用していない。このモデルでのグッドプット \hat{G}_C の値は、 $\ell_c^{(m)} = n_c \ell^{(d)}$, $n_c = 1, 2, \dots$, を満たす時のグッドプットと同一となる。付録 A に (31) 式の導出を示す。 ■

図 9 から、次のことがわかる。

- $r^{(p)}$ が 1 である時 (つまり、メッセージ長がペイロード長の整数倍の時)、すべての近似モデルでのグッドプット値は厳密モデルでのグッドプット値と等しい。
- $r^{(p)}$ が 1 でない時、次のような傾向を示す。
 - ビット誤りが発生しない時 (つまりビット誤り率 p_e が 0 の時)、近似モデル A でのグッドプット値 \hat{G}_A は、厳密モデルのグッドプット値 G_c と一致する。一方、近似モデル B でのグッドプット値 \hat{G}_B は過少評価となり、近似モデル C でのグッドプット値 \hat{G}_C は過大評価となる。理論的な意味付けは、表 2 から明らかである。
 - ビット誤りが十分大きい時 (つまりビット誤り率 p_e が 1 に近い時)、近似モデル A でのグッドプット値 \hat{G}_A は過大評価となり、近似モデル B と C のグッドプット値 \hat{G}_B と \hat{G}_C は、過少評価となる。ビット誤り率 p_e が 1 に近い時の近似モデル C のグッドプット \hat{G}_C の漸近的特性については、付録 B を参照して欲しい。

過大評価を避ける意味から、

- ビット誤り率が小さい時は近似モデル A を選択
- ビット誤り率が大きい時は近似モデル C を選択

することが好ましい。すなわち、近似モデル A と B には適用域が存在することがわかる。

7 おわりに

本稿では、メッセージ分割が発生する無線ネットワークにおいて、ビット誤りが独立に発生し、ビット誤りにより廃棄されたパケットは Stop-and-Wait 方式によって再送されるシナリオでのグッドプットの解析解を導出した。低速な無線ネットワークである IEEE 802.15.4 無線ネットワーク上で、固定長のメッセージを転送する例において、ペイロード長がグッドプットに及ぼす影響を考察した。その結果、エッジパケットと呼ばれる、メッセージ分割によって発生する可変長のパケットの存在が無視できないことを示し、ペイロードを最も有効に活用しつつグッドプットを最大化するペイロード長の近似解を導出した。さらに、メッセージ分割を考慮したグッドプットの近似解を考察した。その結果、各近似解にはビット誤り率において適用域があることがわかった。

今後の課題として、ビット誤りがバースト的に発生する時のグッドプット解析と近似グッドプットモデル、様々なメッセージ長の分布におけるペイロード長がグッドプットに与える影響の考察が挙げられる。

謝辞

本研究の一部は、JSPS 科研費 JP15K00139 の支援を受けました。

付録

A 近似モデル C のグッドプット \hat{G}_C の導出

本付録では、 $\ell_c^{(m)} = n_c \ell^{(d)}$, $n_c = 1, 2, \dots$, を満たす時のグッドプットの解を導出する。この時、エッジパケット発生率 $\pi^{(E)}$ は (21) 式より、

$$\pi^{(E)} = \frac{1}{n_c} \quad (32)$$

として与えられる。上式を用いると、エッジパケットの分布 $F^{(E)}(x)$, $0 < x \leq \ell^{(d)}$ は (22) 式より、

$$F^{(E)}(x) = \mathbf{1} \left(x - \left\{ \ell_c^{(m)} - (n_c - 1) \ell^{(d)} \right\} \right) = \mathbf{1} \left(x - \ell^{(d)} \right), \quad 0 \leq x \leq \ell^{(d)}, \quad (33)$$

として与えられる。(32) 式と (33) 式を (18) 式に代入すると、(31) 式を得る。

B ビット誤り率が 1 に近い時の近似モデル C のグッドプット \hat{G}_C の考察

本付録では、ビット誤り率 p_e が 1 に近い時、正確なグッドプットと G_c 近似モデル C のグッドプット \hat{G}_C との比 \hat{G}_C/G_C を考察する。なお、議論の簡単化のために、メッセージ分割が発生する場合に限定する (つまり $\lceil \ell_c^{(m)}/\ell^{(d)} \rceil > 1$ を仮定する)。

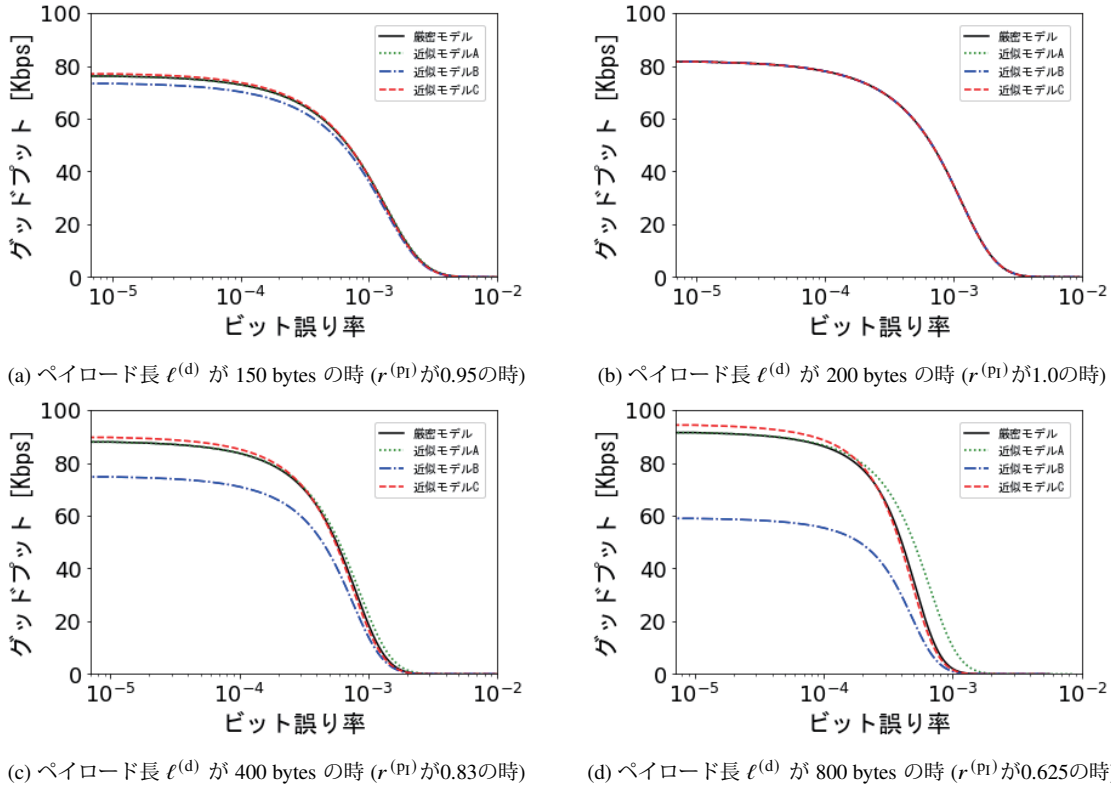


図 10. ビット誤り率 p_e 対するグッドプット

表 2. ビット誤りが発生しない時のグッドプットの解析解と厳密モデルのグッドプット値との比

	厳密モデル	近似モデル		
		モデル A	モデル B	モデル C
解析解	$\frac{\ell^{(p)}}{\ell^{(p)}+\ell^{(h)}+\ell^{(ACK)}} \mu_c$ ^a	$\frac{\ell^{(p)}}{\ell^{(p)}+\ell^{(h)}+\ell^{(ACK)}} \mu_c$	$\frac{\ell^{(p)}}{\ell^{(d)}+\ell^{(h)}+\ell^{(ACK)}} \mu_c$	$\frac{\ell^{(d)}}{\ell^{(p)}+\ell^{(h)}+\ell^{(ACK)}} \mu_c$
厳密モデルのグッドプット値との比	-	1	$\frac{\ell^{(p)}+\ell^{(h)}+\ell^{(ACK)}}{\ell^{(d)}+\ell^{(h)}+\ell^{(ACK)}} \leq 1$ ^b	$\frac{\ell^{(p)}}{\ell^{(d)}} \geq 1$

^a(19) 式参照。

^b $\ell^{(p)} \leq \ell^{(d)}$ より明らか。

($[\ell_c^{(m)}/\ell^{(d)}]-1$) を $\alpha (\geq 1)$ (メッセージ当たりの本体パケット数) と表記すると、 $\lim_{p_e \rightarrow 1} \hat{G}_c/G_C$ は

$$\lim_{p_e \rightarrow 1} \frac{\hat{G}_c}{G_C} = \lim_{p_e \rightarrow 1} \frac{\ell^{(d)}}{E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = \ell^{(d)}]} \times \frac{\alpha E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = \ell^{(d)}] + E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = \ell_c^{(m)} - \alpha \ell^{(d)}]}{\ell^{(m)}} = \frac{\ell^{(d)}}{\ell_c^{(m)}} \left(\alpha + \lim_{p_e \rightarrow 1} \frac{E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = \ell_c^{(m)} - \alpha \ell^{(d)}]}{E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = \ell^{(d)}]} \right), \quad (34)$$

として与えられる。

(34) 式内の項 $\lim_{p_e \rightarrow 1} E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = \ell_c^{(m)} - \alpha \ell^{(d)}] / E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = \ell^{(d)}]$ は、

$$\lim_{p_e \rightarrow 1} \frac{E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = \ell_c^{(m)} - \alpha \ell^{(d)}]}{E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = \ell^{(d)}]} = \lim_{p_e \rightarrow 1} \frac{1 - (1 - p_e)\ell_c^{(m)} - \alpha \ell^{(d)} + \ell^{(h)}}{1 - (1 - p_e)\ell^{(d)} + \ell^{(h)}} \times \lim_{p_e \rightarrow 1} (1 - p_e)^{(\alpha+1)\ell^{(d)} - \ell^{(m)}}$$

$$= \begin{cases} 1, & \ell_c^{(m)} = (\alpha + 1)\ell^{(d)} \text{ の時} \\ 0, & \ell_c^{(m)} \neq (\alpha + 1)\ell^{(d)} \text{ の時} \end{cases}, \quad (35)$$

として与えられる。

$\ell_c^{(m)} \neq (\alpha + 1)\ell^{(d)}$ の時、 $\lim_{p_e \rightarrow 1} E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = \ell_c^{(m)} - \alpha \ell^{(d)}] / E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = \ell^{(d)}] = 0$ となる定性的な理由は、次の通りである⁶。

- パケットの廃棄率 (再送率) はほぼその長さに比例する。そのため、ビット誤り率が十分大きい時、パケット群の中で最長パケットがその再送回数が最大となる。
- 最長パケットは、情報フィールド長が $\ell^{(d)}$ である (つまり $L_K^{(p)} = \ell^{(d)}$ である) パケットである。 p_e が十分大きい時、最長パケットの再送回数が、総パケット送信回数において支配的となる⁷。よって、 $p_e \approx 1$ の時、 $E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = \ell_c^{(m)} - \alpha \ell^{(d)}] \ll E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = \ell^{(d)}]$

⁶ $\ell_c^{(m)} = (\alpha + 1)\ell^{(d)}$ の時、 $E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = \ell_c^{(m)} - \alpha \ell^{(d)}]$ は $E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = \ell^{(d)}]$ となるため、 $\lim_{p_e \rightarrow 1} E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = \ell_c^{(m)} - \alpha \ell^{(d)}] / E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = \ell^{(d)}] = 1$ となることは明らか。

⁷現実の通信システムでは、再送パケットの長さは最初の送信のパケットの長さと同じ。この性質を再送パケット長保持性と呼ぶ。再送パケット長保持性により、ビット誤り率が高い状況のもとでは、総パケット送信回数において、最長パケットの (再) 送信回数が支配的となることが報告されている [27]。

(つまり $E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = \ell_c^{(m)} - \alpha \ell^{(d)}] / E[T_K^{(p)} | L_K^{(p)} = \ell^{(d)}] \approx 0$) となる。

(35) 式を (34) 式に代入すると、

$$\lim_{p_e \rightarrow 1} \frac{\hat{G}_c}{G_c} = \begin{cases} 1, & \ell_c^{(m)} = (\alpha + 1) \ell^{(d)} \text{ の時} \\ \frac{\ell_d}{\ell_c^{(m)}} \alpha, & \ell_c^{(m)} \neq (\alpha + 1) \ell^{(d)} \text{ の時} \end{cases}, \quad (36)$$

を得る。 $\ell_c^{(m)} / \ell^{(d)} - 1 \leq \lceil \ell_c^{(m)} / \ell^{(d)} \rceil - 1 < \ell_c^{(m)} / \ell^{(d)}$ に注意すると、以下が導かれる。

- $\ell_c^{(m)} = (\alpha + 1) \ell^{(d)}$ の時、すべてのパケットの情報フィールド長は ℓ_d となるため、任意のビット誤り率 p_e において、 \hat{G}_c は G_c と等しくなる。
- $\ell_c^{(m)} \neq (\alpha + 1) \ell^{(d)}$ の時 (つまり情報フィールド長が ℓ_d 未満のエッジパケットが発生する時)、 \hat{G}_c は G_c 未満となる。

参考文献

- [1] T. Ikegawa: “Goodput analysis for lossy low-speed wireless networks during message segmentation”, 2021 IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC) (IEEE WCNC 2021), Nanjing, China (2021).
- [2] U. Raza, P. Kulkarni and M. Sooriyabandara: “Low power wide area networks: An overview”, IEEE Communications Surveys & Tutorials, **19**, 2, pp. 855–873 (2017).
- [3] A. Zanella, N. Bui, A. Castellani, L. Vangelista and M. Zorzi: “Internet of Things for smart cities”, IEEE Internet of Things Journal, **1**, 1, pp. 22–32 (2014).
- [4] A. Al-Fuqaha, M. Guizani, M. Mohammadi, M. Aledhari and M. Ayyash: “Internet of Things: A survey on enabling technologies, protocols, and applications”, IEEE Communications Surveys & Tutorials, **17**, 4, pp. 2347–2376 (2015).
- [5] 池川隆司: “無線ネットワークにおける動的ペイロード長方式の研究動向”, 神奈川工科大学研究報告.B, 理工学編, **44**, pp. 23–28 (2020).
- [6] ITU-T: “Information technology — open systems interconnection — basic reference model: The basic model” (1994).
- [7] G. R. Wright and W. R. Stevens: “TCP/IP Illustrated, Volume 2: The Implementation”, Addison-Wesley Publishing Company (1995).
- [8] B. P. Crow, I. Widjaja, J. G. Kim and P. T. Sakai: “IEEE 802.11 wireless local area networks”, IEEE Communications Magazine, **35**, 9, pp. 116–126 (1997).
- [9] C. Gomez, A. Minaburo, L. Toutain, D. Barthel and J. C. Zuniga: “IPv6 over LPWANs: Connecting low power wide area networks to the Internet (of Things)”, IEEE Wireless Communications, **27**, 1, pp. 206–213 (2020).
- [10] T. Ikegawa, Y. Kishi and Y. Takahashi: “Data-unit-size distribution model when message segmentations occur”, Performance Evaluation, **69**, 1, pp. 1–16 (2012).
- [11] P. Chatzimisios, A. Boucouvalas and V. Vitsas: “Influence of channel BER on IEEE 802.11 DCF”, Electronics Letters, **39**, 23, pp. 1687–1689 (2003).
- [12] Y. Zheng, K. Lu, D. Wu and Y. Fang: “Performance analysis of IEEE 802.11 DCF in imperfect channels”, IEEE Transactions on Vehicular Technology, **55**, 5, pp. 1648–1656 (2006).
- [13] H. Chen: “Revisit of the markov model of IEEE 802.11 DCF for an error-prone channel”, IEEE Communications Letters, **15**, 12, pp. 1278–1280 (2011).
- [14] M. Maadani and S. A. Motamedi: “A comprehensive DCF performance analysis in noisy industrial wireless networks”, International Journal of Communication Systems, **29**, 11, pp. 1720–1739 (2016).
- [15] R. T. Braden: “Requirements for Internet Hosts - Communication Layers”, RFC 1122 (1989).
- [16] S. Alcock and R. Nelson: “Application flow control in YouTube video streams”, SIGCOMM Comput. Commun. Rev., **41**, 2, pp. 24–30 (2011).
- [17] W. R. Stevens: “TCP/IP Illustrated, Volume 3: TCP for Transactions, HTTP, NNTP, and the UNIX Domain Protocols”, Addison-Wesley Publishing Company (1994).
- [18] Y. Tanaka, P. Minet and T. Watteyne: “6LoWPAN fragment forwarding”, IEEE Communications Standards Magazine, **3**, 1, pp. 35–39 (2019).
- [19] T. Ikegawa and Y. Takahashi: “Sliding window protocol with selective-repeat ARQ: Performance modeling and analysis”, Telecommunication Systems, **34**, 3-4, pp. 167–180 (2007).
- [20] S. M. Ross: “Applied probability models with optimization applications”, Dover Books on Mathematics, Dover, Mineola, NY (1992).
- [21] “IEEE Standard for Low-Rate Wireless Networks”, IEEE Std 802.15.4-2020 (Revision of IEEE Std 802.15.4-2015), pp. 1–800 (2020).
- [22] 情報通信技術委員会: “JJ-300.10 — ECHONET Lite 向けホームネットワーク通信インタフェース (IEEE802.15.4/4e/4g 920MHz 帯無線)”, TTC 標準 Standard, pp. 1–146 (2015年3月).
- [23] GSMA: “3GPP Low Power Wide Area Technologies”, <http://www.gsma.com/connectedliving/wp-content/uploads/2016/10/3GPP-Low-Power-Wide-Area-Technologies-GSMA-White-Paper.pdf>, 2020年8月26日参照.
- [24] S. Chen, R. Ma, H. Chen, H. Zhang, W. Meng and J. Liu: “Machine-to-machine communications in ultradense networks—a survey”, IEEE Communications Surveys & Tutorials, **19**, 3, pp. 1478–1503 (2017).
- [25] G. Cisotto, E. Casarin and S. Tomasin: “Requirements and enablers of advanced healthcare services over future cellular systems”, IEEE Communications Magazine, **58**, 3, pp. 76–81 (2020).
- [26] H. Kobayashi and B. Mark: “System Modeling and Analysis: Foundations of System Performance Evaluation”, Prentice Hall (2008).
- [27] T. Ikegawa and Y. Takahashi: “Effect of retransmitted packet size preservation property for wireless networks with a reliable communication protocol”, Proc. ACM MSWiM’05: the 8th ACM International Symposium on Modeling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems, pp. 313–317 (2005).