

博 士 学 位 論 文

題 目

高信頼ネットワークの実現に向けた
通信サービス品質の計測・制御技術の研究

報 告 者

山崎康広

2018 年 12 月

概要

本論文では、高信頼ネットワークの実現に向けた通信サービス品質の計測・制御技術の研究に取り組む。論文の前半部(2章から4章)では、汎用的な高信頼通信として通常利用される TCP の品質を効率的に計測する技術を研究した。ネットワークの高速化により品質計測が困難となっていくため、パケットサンプリング技術が注目されている。パケットサンプリングでは計測地点をパケットが通過していないのか、サンプリングしなかったのか判別つかないため、パケットロス率を計測することは困難である。本研究では TCP の再送メカニズムを分析することで再送時の特徴量(重複 ACK 現象やシーケンス番号の逆転現象)の一部はパケットサンプリング時でも計測可能であることを示した。そして特徴量を解析することでパケットサンプリング時の特徴量検出率を導出し、1/10 のログからでもパケットロス率の推定を可能とした。さらにこの特徴量(重複 ACK)をスペースコードブルームフィルタで軽量にカウントする技術も確立した。実機評価で従来比 40 倍以上の高速にカウントが可能であることを示した。これにより、パケットサンプリングログから再送時の特徴量の軽量カウント技術、特徴量からのパケットロス推定技術を確立した。論文の後半部(5章、6章)では、特殊用途に特化したネットワークで高信頼通信を達成するための制御技術を研究した。5章では車載ネットワークで TCP を利用する際のアプリケーションレベルの通信遅延時間短縮の研究に取り組んだ。車載ネットワークの代表的なユースケースの一つとして、TCP で小パケットを定期的に送信する例が想定される。しかしながらこのケースでパケットロスが発生すると、タイムアウトによる再送となりデータが通信相手に届くまでに時間がかかる。本研究では複数存在する再送条件のなかで高速に再送する条件を強制的に発生させる(ゴーストパケットの追加)ことで通信遅延時間を短縮する。シミュレーションにより、遅延時間が平均値で $2/3$ 、99%以上のパーセンタイルで $1/2$ に短縮可能なことを示した。6章では耐災害ネットワークとして DTN を活用する際のメッセージ配送遅延について分析した。災害時には通信インフラが利用できない場合が多いが、一部の設備は稼働している可能性がある。本研究では一部稼働している設備間の通信をカットスルーリンクとして表現し、DTN でメッセージをエピデミック配信した際のメッセージ配送時間について解析・評価した。本研究によりメッセージ配送時間のカットスルーリンクの効果を解析的に示した。また稼働設備として、均等化に配置されている設備を優先的に活用するのが効果的であることを示した。

目次

概要.....	2
図目次.....	6
1. 序論.....	9
2. 重複 ACK 確率分布に着目した TCP パケットロス率推定.....	11
2.1 はじめに.....	11
2.2 従来手法.....	12
2.2.1 観測環境.....	12
2.2.2 基本概念.....	12
2.3 提案手法.....	13
2.3.1 観測環境.....	13
2.3.2 基本概念.....	13
2.3.3 推定式の導出.....	15
2.3.4 パケットロス率推定アルゴリズム.....	18
2.4 提案手法の収束性証明.....	18
2.4.1 条件 I の証明.....	18
2.4.2 条件 II の証明.....	20
2.5 サンプリング性能限界値の導出.....	21
2.5.1 k の収束条件.....	21
2.5.2 サンプリング性能条件.....	24
2.6 シミュレーション評価.....	25
2.6.1 評価環境.....	25
2.6.2 予備実験.....	27
2.6.3 パケットロス率推定精度評価.....	27
2.6.4 パケットロス率推定過程評価.....	30
2.6.5 推定パケットロス率の初期値による反復回数評価.....	31
2.6.6 収束までの反復回数評価.....	32
2.7 おわりに.....	34
3. シーケンス番号の逆転数の観測による TCP パケットロス推定手法.....	35
3.1 はじめに.....	35
3.2 関連研究.....	36
3.3 シーケンス番号逆転検出手法の提案.....	38
3.4 シミュレーション評価.....	42
3.4.1 評価モデル.....	42
3.4.2 推定精度比較.....	43

3.4.3	提案手法のパラメタ特性評価.....	45
3.4.4	計算コスト評価.....	47
3.5	考察.....	49
3.5.1	関連研究と提案手法の比較	49
3.5.2	適用領域について	49
3.5.3	複数 TCP version の混在環境について	50
3.6	おわりに.....	52
4.	ブルームフィルタによる重複 ACK パケットの軽量計測.....	53
4.1	はじめに.....	53
4.2	文献[204]の方法.....	55
4.3	提案手法.....	57
4.3.1	基本概念.....	57
4.3.2	推定方法.....	58
4.3.3	カウンタ実装	62
4.4	実装システム.....	63
4.5	実機性能評価.....	65
4.5.1	推定精度評価	65
4.5.2	SCBF カウンタ性能評価.....	69
4.5.3	コレクタの負荷評価	70
4.6	考察.....	72
4.6.1	推定精度.....	72
4.6.2	必要メモリ量	73
4.6.3	コレクタの処理負荷	73
4.6.4	適用領域.....	73
4.7	おわりに.....	73
5.	ゴーストパケット付与による車載 TCP の QoE 向上.....	75
5.1	はじめに.....	75
5.2	車載ネットワーク	76
5.3	車載 Ethernet LAN のユースケース	77
5.4	車載 TCP の課題.....	79
5.5	提案技術.....	81
5.5.1	基本概念.....	81
5.5.2	ゴーストパケット追加機構	81
5.6	シミュレーション評価.....	84
5.6.1	ゴーストパケット付与数(N)の評価.....	85
5.6.2	ゴーストパケット長と TCP バッファサイズの評価.....	87

5.7	おわりに.....	89
6.	エピソードミックブロードキャストにおけるカットスルーリンクとその性能分析.....	90
6.1	はじめに.....	90
6.2	エピソードミックブロードキャストとカットスルーリンク	92
6.2.1	エピソードミックブロードキャスト	92
6.2.2	カットスルーリンク	93
6.3	カットスルーリンクを考慮したエピソードミックブロードキャストの解析	94
6.3.1	解析.....	94
6.3.2	数値例	97
6.4	カットスルーリンクがエピソードミックブロードキャストに与える影響評価.....	102
6.4.1	カットスルーリンク基地局配置アルゴリズム	105
6.4.2	配送遅延評価	107
6.5	おわりに.....	111
7.	結論	112
	謝辞.....	114
	業績リスト	115
	参考文献	129

目次

図 2-1 ネットワーク監視装置の計測位置.....	12
図 2-2 全パケットを観測した場合に観測できる重複 ACK 現象.....	13
図 2-3 サンプリングパケットを観測した場合に観測できる重複 ACK 現象.....	14
図 2-4 パケットロス時のシーケンス番号と ACK 番号の推移.....	15
図 2-5 k の Y に関する収束条件.....	22
図 2-6 (サンプリング確率, パケットロス率)の収束範囲.....	23
図 2-7 サンプリング性能の限界値.....	24
図 2-8 評価ネットワーク環境.....	25
図 2-9 サンプリング計測時の重複 ACK ヒストグラム.....	27
図 2-10 評価倍率 10 倍 (ランダム) での精度評価.....	28
図 2-11 均等サンプリング時の推定精度.....	29
図 2-12 ランダムサンプリング時の推定精度.....	29
図 2-13 シミュレーション/ 解析式(数式 2-8)の反復過程.....	30
図 2-14 各初期推定値による反復過程.....	31
図 2-15 パケットロス率 1%, サンプリング確率 10%の反復回数と推定精度.....	32
図 2-16 収束するまでの反復回数 (精度 90%以上).....	33
図 2-17 収束するまでの反復回数 (精度 95%以上).....	33
図 3-1 パケットロス発生前後の SN/ACK 番号の遷移.....	37
図 3-2 重複 ACK の構成パケット数分布.....	38
図 3-3 シーケンス番号の逆転度分布.....	39
図 3-4 シーケンス番号の逆転が認識できないケース.....	40
図 3-5 ネットワークトポロジ.....	42
図 3-6 観測地点 1 のパケットロス率推定結果($s=1/10$).....	44
図 3-7 観測地点 2 のパケットロス率推定結果($s=1/10$).....	45
図 3-8 観測確率 Q_{sn} で補正しない場合の推定精度.....	46
図 3-9 観測確率 Q_{sn} で補正した場合の推定精度.....	46
図 3-10 初期 p_0 の違いによる反復過程($s=1/10$, $p=0.01$).....	47
図 3-11 収束するまでの反復計算回数.....	48
図 3-12 観測確率 Q_{sn} と Q_{ack} の比較($s=1/4$, $1/10$).....	48
図 4-1 パケットロス時の番号 (Sequence / ACK) の遷移.....	54
図 4-2 重複 ACK 現象の構成パケット数分布.....	55
図 4-3 SCBF による重複 ACK 現象の射影値のカウント.....	59
図 4-4 重複 ACK 現象の記録確率.....	59
図 4-5 ACK 番号とブルームフィルタのビットの対応.....	62

図 4-6	評価環境.....	63
図 4-7	各手法での推定結果($s=1/4$).....	67
図 4-8	補正計算前のエラー率.....	67
図 4-9	補正計算後のエラー率.....	68
図 4-10	各ビット数(BF)での推定結果($N=2$).....	68
図 4-11	各枚数(BF)の推定結果($m=32\text{bit}$).....	69
図 4-12	提案コレクタの CPU 負荷.....	71
図 4-13	従来コレクタの CPU 負荷.....	71
図 5-1	車載 Ethernet LAN のプロトコル群.....	77
図 5-2	車載 Ethernet LAN の構成例.....	77
図 5-3	重複 ACK 発生メカニズム.....	79
図 5-4	パケット再送時の動作例(従来手法 vs 提案手法).....	82
図 5-5	パターン II-A による Fast Retransmit 発生確率 Q_1	83
図 5-6	パターン II-A による実メッセージの Fast Retransmit 発生確率 Q_2	83
図 5-7	シミュレーションモデル.....	84
図 5-8	実メッセージの QoE 遅延時間(CCDF).....	86
図 5-9	全パケット, 実メッセージ, ゴーストパケットの QoE 遅延時間($N=2$).....	86
図 5-10	TCP バッファサイズ 16KB の QoE 遅延時間.....	88
図 5-11	TCP バッファサイズ 4KB の QoE 遅延時間.....	88
図 6-1	DTN におけるカットスルーリンク (基地局間を接続する通信回線) の例..	94
図 6-2	解析モデル.....	95
図 6-3	カットスルーリンク数($w=0\sim5$)の平均メッセージ保有率の変化.....	99
図 6-4	カットスルーリンク数($w=0\sim5$)の平均メッセージ保有率の変化.....	99
図 6-5	カットスルーリンク数($w=0\sim5$)の平均メッセージ保有率の変化.....	100
図 6-6	カットスルーリンク 1 本追加に相当するノードの無線通信可能範囲.....	100
図 6-7	カットスルーリンク 1 本追加に相当するノードの無線通信可能範囲.....	101
図 6-8	カットスルーリンク数($w=0, 1$)の時の平均メッセージ保有率の変化.....	101
図 6-9	ノードの位置分布 (規則的に配置された 5 ノード).....	103
図 6-10	基地局を $z_I=(0, 0)$ に配置した場合の平均メッセージ保有率.....	103
図 6-11	基地局を $z_I=(-50, -50)$ に配置した場合の平均メッセージ保有率.....	104
図 6-12	基地局を $z_I=(-100, -100)$ に配置した場合の平均メッセージ保有率.....	104
図 6-13	基地局数と 50%配送遅延との関係 (規則的に配置された 5 ノード).....	108
図 6-14	ノードの位置分布 (ランダムに配置された 5 ノード).....	109
図 6-15	基地局数と 50%配送遅延との関係 (ランダムに配置された 5 ノード)....	109
図 6-16	ノードの位置分布 (ランダムに配置された 10 ノード).....	110
図 6-17	基地局数と 50%配送遅延との関係 (ランダムに配置された 10 ノード)...	110

表目次

表 4-1	マシンスペック(エクスポートとコレクタ)	63
表 5-1	各種車載ネットワークの特徴	76
表 5-2	ゴーストパケット数と QoE 遅延時間の関係	85

1. 序論

本論文では、高信頼ネットワークの実現に向けた通信サービス品質の計測・制御技術の研究に取り組む。

論文の前半部(2章から4章)では、汎用的な高信頼通信として通常利用される TCP の品質を効率的に計測する技術について述べる。

ネットワークの帯域は年々増加の一途とたどっている。ネットワークの高速化により品質計測が困難となっていくため、パケットサンプリング技術が注目されている。現在のルータやスイッチでは伝統的な MIB に加えて sFlow や NetFlow といったパケットサンプリング計測機構が備わっていることが多い。これらの機構では特徴量をカウントして元の量を推定する研究が盛んにおこなわれている。代表的なものが計測したい単位(回線毎, ネットワークドメイン毎, フロー毎)でパケット数を集計し元の通信量を推定する技術や特徴量(通信量や TCP の SYN など)の変化をとらえて攻撃検知する技術である。しかしながら品質の重要な指標であるパケットロスに関して計測する技術は無かった。この理由はパケットサンプリング状態では例えばパケットが存在しなくてもパケットロスにより計測地点をパケットが通過していないのか, サンプリングしなかったのか判別つかないためである。

本研究では TCP の再送メカニズムを分析することで TCP 再送時の特徴量(重複 ACK 現象やシーケンス番号の逆転現象)を明確にし, この一部はパケットサンプリング時でも計測可能であることを示す。具体的には 2 章において, ACK パケットを観測して DATA 通信方向の End-to-End パケットロス率を推定する手法について述べる。3 章では逆に DATA パケットを観測して DATA 通信方向の End-to-End パケットロス率を推定する手法について述べ, 4 章では 2 章で利用した特徴量(重複 ACK 現象)をスペースコードブルームフィルタにより高速にカウントする手法について述べる。

論文の後半部(5 章, 6 章)では, 特殊用途に特化したネットワークで高信頼通信を達成するための制御技術を研究する。これまでのネットワーク技術はキャリアネットワークが適用対象の汎用目的のものが多く提案されてきたが, 近年ではネットワーク技術が様々な応用分野で活用される機会が多くなり, その応用分野に特化した要求を満たす技術開発がなされる機会が増えて来た。本研究では応用分野として車載ネットワーク(5 章)と耐災害ネットワーク(6 章)について取り組む。

車載ネットワークは CAN などの低速であるが高信頼の通信技術が適用されてきた。しかし近年は車に電動化・知能化・情報化の技術導入が求められており, より高速な通信が必要となっている。この要求を満たす技術として車載ネットワークにも Ethernet/IP ネットワークの導入が進んでいる。しかしながら信頼性重視の車載ネットワークに, ベストエフォートの思想で発達してきた Ethernet/IP ネットワーク技術をそのまま適用できない場合がある。現在の車載システム開発ではこのギャップを埋める技術開発に注力している。本研究はこのギャップを埋める研究の一つとして, 車載ネットワークで TCP を利用する際の

アプリケーションレベルの通信遅延時間短縮の研究に取り組む。

一方、耐災害ネットワークは東日本大震災を契機に盛んに研究がなされてきた。このネットワークもキャリアネットワークが利用できない事態になった場合の特殊ネットワーク技術である。当初は単純に被災地に情報を届けることを主眼に移動端末間同士のメッセージ配信が提案されていたが、災害避難場所を想定したような拠点間の通信や地理情報を用いた配信の効率化など機能の高度化が行われている。本研究では、災害時でも一部設備は稼働している現実的な状況を想定し、設備間の通信をカットスルーリンクとして表現、災害環境でのメッセージ配送時間の研究に取り組む。

2. 重複 ACK 確率分布に着目した TCP パケットロス率推定

2.1 はじめに

近年、IP ネットワークをベースとした業務アプリケーションの普及や、P2P 型トラヒック、VoIP 等の新規アプリケーションの登場により、ネットワークのトラヒック量や特性そのものが大きく変化してきている。また、ウィルスや DoS (Denial of Service) 攻撃などの不正なトラヒックも増加しており、予測不能で多種多様なデータがネットワーク内で大量に流れている。このためネットワーク障害のパターン・症状が変化しており、その対策のためにネットワークの品質を監視することの重要性が増してきている。

現在ネットワークの監視技術では、回線速度の向上に伴い、ネットワーク監視装置の高速化への対応が問題になってきている[175]。従来のネットワーク監視技術は、監視装置を通過するパケットのすべてを、とりこぼしなく取得することによって、ネットワークの品質を監視してきた。この方式では高速ネットワークの監視が非常に難しい高コストになるという問題がある。

この問題を解決する技術として、サンプリング計測技術が注目を浴びている。サンプリング計測技術とは、ネットワークを流れる全てのパケットを計測するのではなく、一部のパケットをサンプリング計測し、精度良い推定を行うことにより、計測コストの軽減並びに高速化を実現する技術である。この技術では、サンプリング計測時に通過パケット量を推定する手法[176]、サンプル数と統計結果の信頼度の評価[177][178]、リンク帯域の占有率の大きいフローを特定する手法[179][180]、やフロー発生数やフローサイズに関する統計情報を推定する方法[181][182]、TCP フローレベルの性能劣化を検出する方法[183][184]等が提案されている。しかしながら、ネットワーク管理の最も重要な指標の一つである、パケットロス率についてはほとんど議論されていなかった。

そこで本章では、サンプリング計測したパケット列からパケットロス率を推定する手法を提案する。一般にサンプリング計測により観測できる値は、計測器を通過したパケット量である。廃棄されたパケット自体は観測することができないため、パケットロスを推定することは困難である。本研究では、TCP フローレベルに着目することにより、この問題を解決する。TCP 通信では、パケットロスが発生すると同一 ACK 番号のパケットが複数発生する性質がある。提案手法ではこの性質を利用し、サンプリング率と ACK 番号の連続性を確認できる確率を明らかにすることにより、サンプリング計測でのパケットロス率推定を可能とした。

本章では、さらに提案アルゴリズムの数学的意味を明確にすることにより、この反復計算が、常に真のパケットロス率に収束するための条件を解析的に明らかにする。そしてシミュレーションにより、収束するまでの反復過程をより詳細に確認・評価する。また、収

束条件からもとまるサンプリングレートの条件を明らかにする

以下，2.2 節では提案方式の数学的意味を明確にして推定式の再導出を行い，2.3 節では推定式が真の packet ロス率に収束するための条件を示す．この条件から 2.4 節で，サンプリングレートの条件を算出．2.5 節で反復回数の評価を行い，2.6 節で本章をまとめる．

2.2 従来手法

2.2.1 観測環境

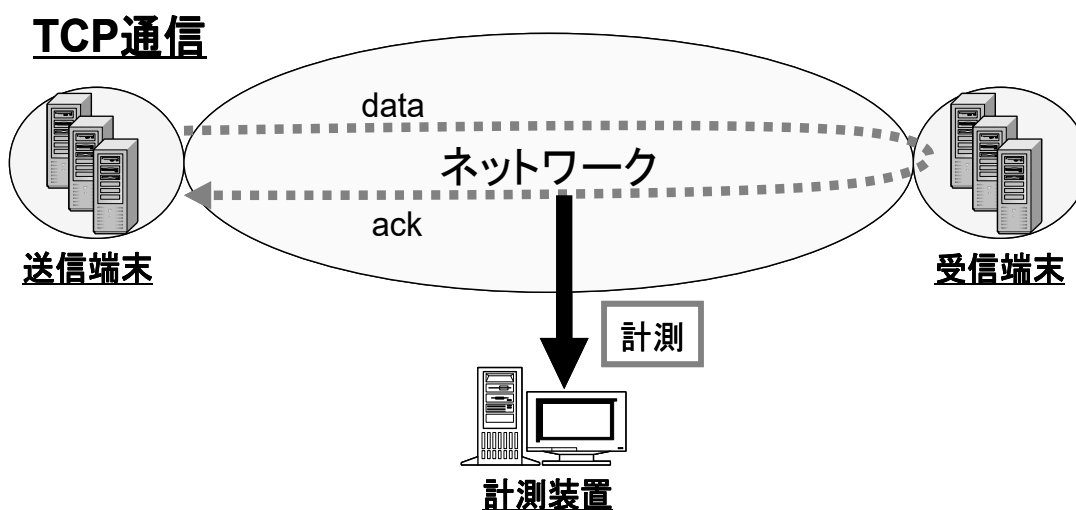


図 2-1 ネットワーク監視装置の計測位置

従来計測手法の観測環境について触れる．従来手法[185]では，図 2-1 のような計測位置で，ネットワーク中に流れる packet をパッシブ計測により全取得（フルキャプチャ）する．このとき，TCP の振る舞いを考慮することにより，ネットワーク中の片方向の IP トラヒック（ACK packet）のみを観測するだけで，TCP フローレベルでの packet ロス率を計測することができる．

2.2.2 基本概念

本項では，従来手法での packet ロス計測手法について具体的に説明する．packet ロス計測の基本方針は，重複 ACK(同一 ACK 番号が 3 回以上連続する現象)発生回数の観察である．TCP ではデータ通信時に，データ受信端末からデータ送信端末に向けて ACK 信号を送るが，この番号はデータ受信が成功した最後の「SN (シーケンス番号) + 1」である．この番号が連続して 3 回以上更新されない場合にはそれ以降のデータ受信に失敗，つまり packet ロスが発生したとして，データ再送を行う仕組みを持つ．このため，重複 ACK の数を数えることにより，データ再送回数=packet ロスが計測できる（図 2-2 参照）．

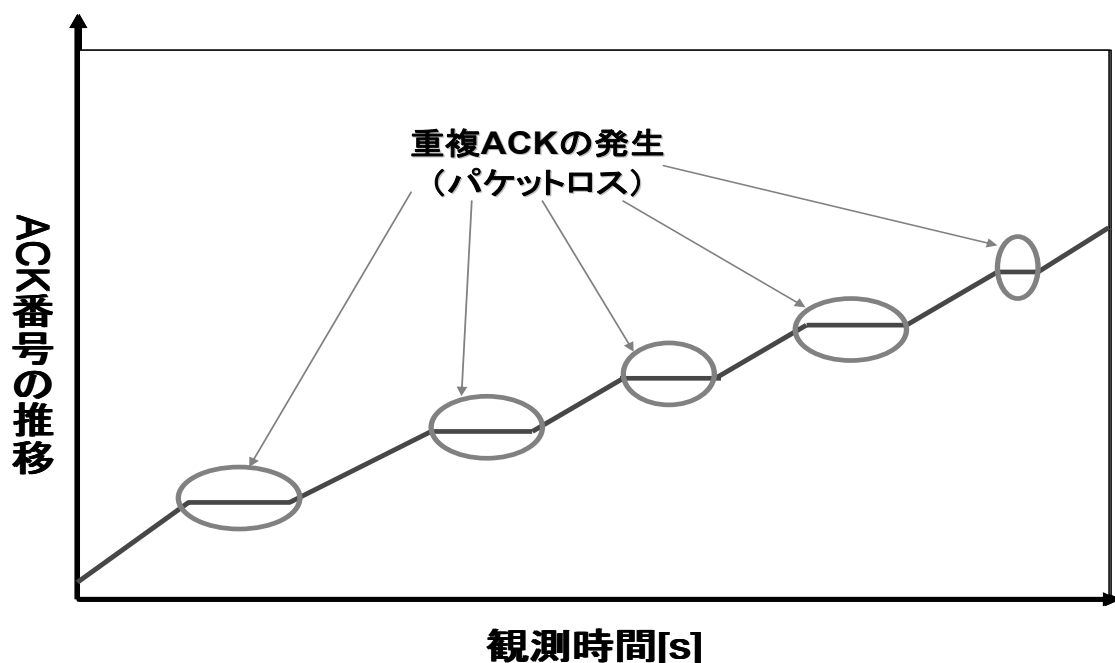


図 2-2 全パケットを観測した場合に観測できる重複 ACK 現象

2.3 提案手法

本節では、2.2 節の従来手法をもとに、サンプリング計測でのパケットロス率推定手法の提案を行う。

2.3.1 観測環境

はじめに提案手法の観測環境について触れる。提案手法の計測は、従来手法と同様、図 2-1 の場所でのパッシブ計測を想定する。ただし、計測対象とするパケットは、ネットワーク中に流れる一部のパケット(サンプリングキャプチャ)である。そして従来手法同様、片方向の IP トラフィック (ACK 側パケットのみ) のみを観測対象とする。

2.3.2 基本概念

本項では、提案手法でのパケットロス計測手法について説明する。パケットロス計測の基本方針は、従来手法同様に重複 ACK(同一 ACK 番号が連続する現象)発生回数により求める。しかしながら、サンプリングキャプチャを行った場合、すべての重複 ACK を観測することができず、計測できるパケットロス回数が著しく少なくなる。このため提案手法では、サンプリング率を元に、“現在のサンプリング率の元で重複 ACK を検知できる確率=検知確率”，を求め、計測した ACK の重複数から本来発生したであろう重複 ACK 数を推定する。

図 2-3 は横軸に観測時間[s]，縦軸に ACK 番号の推移を示したグラフである。フルキャプチャした場合には、5 回のパケットロス(重複 ACK)を観測することができるが、サンプリ

ングキャプチャした場合には 3 回のパケットロスしか観測することができない。しかしながら、現在のサンプリング率で重複 ACK を確率的にどの程度検知できるか（検知確率）が分かっているならば、本来のパケットロス回数を推定することができる。

図 2-3 の場合では事前に検知確率が 0.6 であることが判明していると、観測した 3 回の ACK 重複現象から、本来のパケットロス回数 $5 (= 3 / 0.6)$ を推定することができる。

ここで、あるサンプリング率のときに ACK 番号が重複したのを観測できる確率を、検知確率 Q と定義する(数式 2-1)。

$$\text{検知確率 } Q = \frac{\text{観測パケットロス}}{\text{発生パケットロス}} = \frac{\text{観測した重複ACK数}}{\text{発生した重複ACK数}} \quad (\text{数式 2-1})$$

検知確率 Q が求まれば、サンプリングを行った場合でも、パケットロスを計測することができる。本節では次の手順により、検知確率 Q を導出する。

- I. ACK 重複数のモデル化
- II. サンプリング時の ACK 重複数モデル
- III. 検知確率 Q の導出

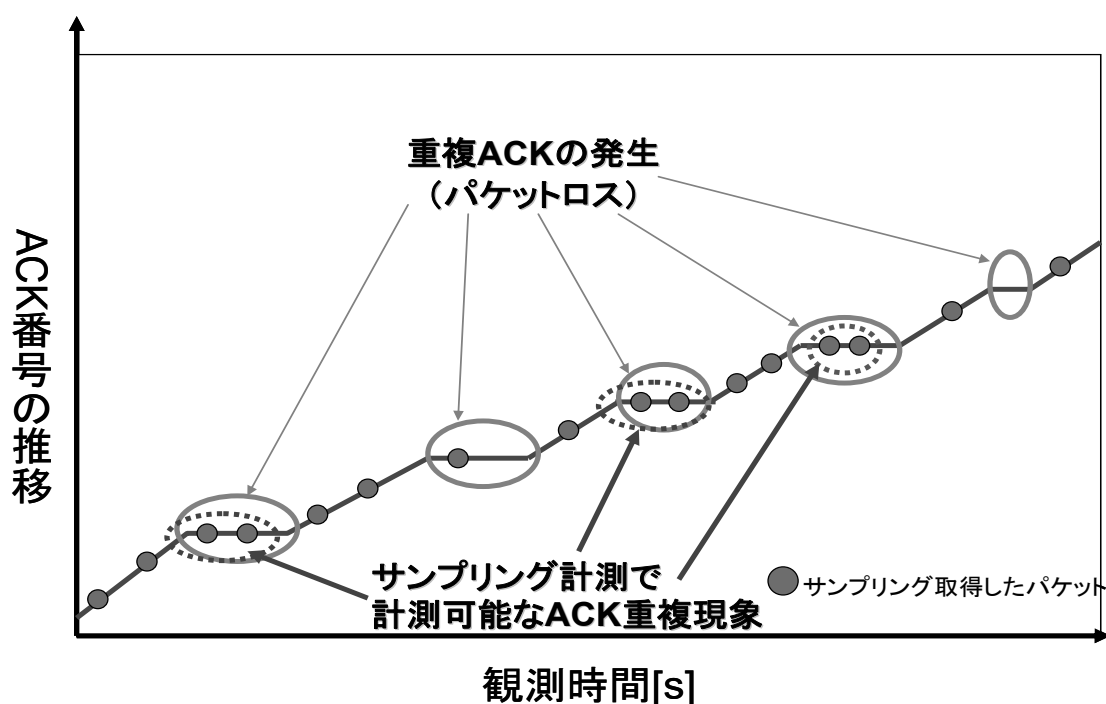


図 2-3 サンプリングパケットを観測した場合に観測できる重複 ACK 現象

2.3.3 推定式の導出

I. ACK 重複数のモデル化

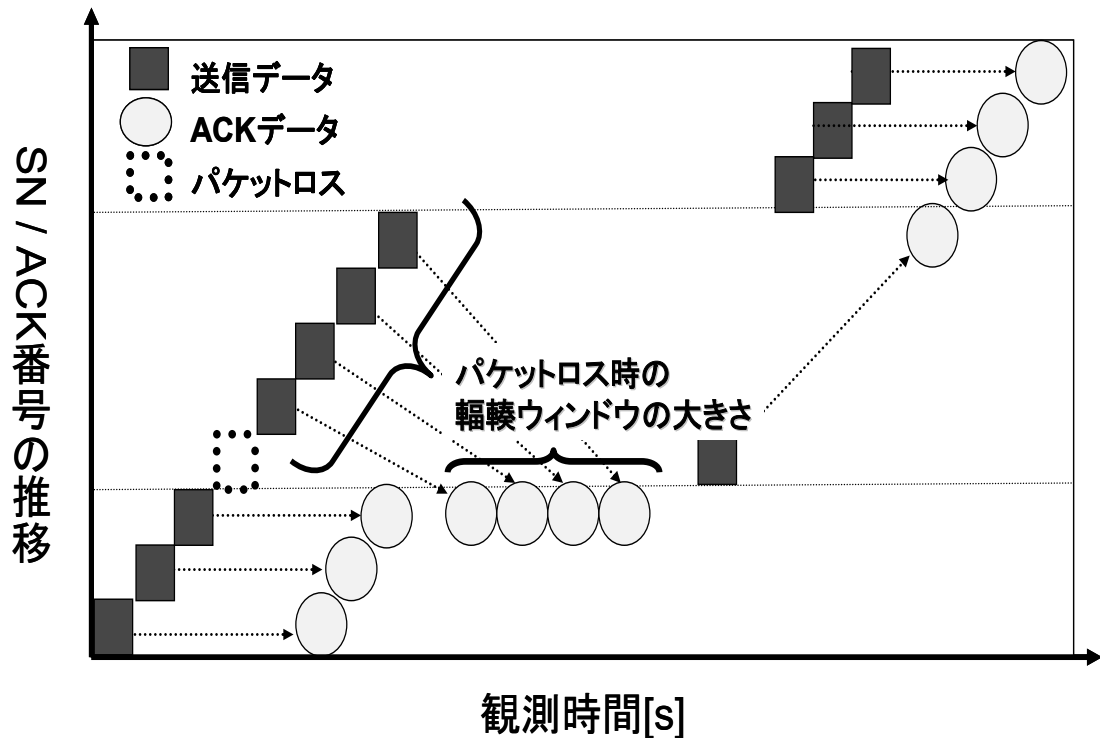


図 2-4 パケットロス時のシーケンス番号と ACK 番号の推移

本研究では、“一度のパケットロスで ACK 番号が連続する回数”を ACK 重複数と呼び、詳細に検討する。この理由は、ACK 重複数が検知確率 Q に大きく影響するためである。

TCP 通信中に同一 ACK 番号が連続する現象は、パケットロスにより、シーケンス番号の抜けが発生し、ACK 番号が更新されない状況で、送信側からのパケットが到着することにより発生する。この数は、パケットロスが発生した以降に、受信端末側が受け取ったパケットの数である。そしてこの数は、送信側の輻輳ウィンドウの大きさに一致する。

【補題 1】

「ACK 重複数は、パケットロス発生時の輻輳ウィンドウの大きさと一致する」

TCP パラメタの delay ACK が設定されている場合、通常、受信端末は複数のデータ受信に対して一つの ACK(二個パケット受信毎に一つの ACK)を送付する。しかし、パケットロスが発生した場合は、delay ACK が設定されていても、一データの受信に対して、一つの ACK を送信端末に向けて送付する。このため前記関係が成立する。

補題 1 により、ACK 重複数はパケットロス発生時の輻輳ウィンドウの大きさと一致する、

とした．このため，“ACK 重複数をモデル化すること”は，“パケットロス発生時の輻輳ウィンドウの大きさをモデル化すること”と言い換えることができる．パケットロスパターンとしてランダムロスを仮定すると，TCP NewReno[186]の場合“パケットロス発生時の輻輳ウィンドウの大きさはポアソン分布に従う”ことが経験的に分かっている．ポアソン分布は，平均値を決定しなければ確率分布を決定できないが，この値（最大輻輳ウィンドウサイズの平均値 W ）は文献[187]の従来研究により，解析的に求められている（数式 2-2）．ここで b は delayed ACK パラメタ（通常 2）， p はパケットロス率である．

$$W = \sqrt{\frac{8}{3bp}} \quad (\text{数式 2-2})$$

（数式 2-2）と補題 1 から，以下の関係が成り立つ．

【補題 2】

「ACK 重複数は，平均値 $\lambda = W$ のポアソン分布に従う」

II. パケットサンプリング時の ACK 重複数モデル

次にパケットサンプリング時に，補題 2 のポアソン分布がどのように変化するのかについて検討する．

パケットをサンプリングした場合，サンプリング確率を s とすると，検出 ACK 重複数は，本来発生した「ACK 重複数 $\times s$ 」となる．このため，サンプリング計測を行った場合の ACK 重複数の平均値 λ は（数式 2-3）となる．

$$\lambda = W \times s \quad (\text{数式 2-3})$$

（数式 2-3）より以下の補題が成り立つ．

【補題 3】

「サンプリング計測時の ACK 重複数は，平均値 $\lambda = W \times s$ のポアソン分布に従う」

III. 検知確率 Q の導出

以上の重複 ACK のモデル化式を用いることで，パケットロス率の推定式を導出する．

はじめに検知確率 Q_n を求める．通信中に本来発生した重複数（パケットロス回数）を A （未知数）と置くと，前節の議論により，一度のパケットロスで同じ ACK 番号を i 回検出できる割合は（数式 2-4）のポアソン分布 $P_A(i)$ に従う（添え字はパケットロス回数）．

$$P_A(i) = \frac{(s\sqrt{\frac{8Th}{3bA}})^i}{i!} e^{-s\sqrt{\frac{8Th}{3bA}}} \quad (\text{数式 2-4})$$

このとき、通信中に本来発生した重複数が A 回であること、と確率分布の性質（0 から ∞ までの総数が 1）、より(数式 2-5)が成り立つ.

$$A \cdot \sum_{i=0}^{\infty} P_A(i) = A \quad (\text{数式 2-5})$$

しかし実際には、サンプリングにより検知した重複回数が 0 ($i=0$) となった場合には、その現象を認識することはできない. また、検知した重複回数が 1 ($i=1$) となった場合には、正常な ACK か重複した ACK かを見分けることができない. このため、我々が認識できるのは、 $i \geq 2$ の場合のみである. よってサンプリング計測時に観察することができる、一度のペケットロスで同じ ACK 番号を検出できる回数は(数式 2-6)である.

$$A \cdot \{1 - \sum_{i=0}^{k-1} P_A(i)\} \quad (k \geq 2) \quad (\text{数式 2-6})$$

(数式 2-5)と(数式 2-6)から、検出できる重複 ACK の割合 (検出できる重複 ACK 数 / 重複 ACK の総数)、つまり' 検知確率 Q_n ' は(数式 2-7)となる.

$$1 - \sum_{i=0}^{k-1} P_A(i) \quad (k \geq 2) \quad (\text{数式 2-7})$$

この検知確率 Q_n を正確に知るためには、ポアソン分布 P_A の平均値が必要となる. つまり未知数であるペケットロス回数' A ' が判明している必要があり、事前には知ることができない. このため、ペケットロス回数を推定(X_n)し、その推定ポアソン分布 $P_X(i)$ により、真のペケットロス回数を求める.

(数式 2-6)と(数式 2-7)の推定値を(数式 2-1)に代入すると、(数式 2-8)を導出することができる. ここで(数式 2-7)の推定値が正しければ(数式 2-8)の解は A 、つまり真のペケットロス回数となる.

$$F(X_n) = A \cdot \frac{\{1 - \sum_{i=0}^{k-1} P_A(i)\}}{\{1 - \sum_{i=0}^{k-1} P_{X_n}(i)\}} \quad (k \geq 2) \quad (\text{数式 2-8})$$

実際には最初に得られる検知確率 Q_I の推定値が正しい値である可能性は極めて低い. しかしながら関数 $F(X_n)$ を、 $F(X_n)=X_{n+1}$ である無限数列と考えると、 $k=2$ の場合、その極限は A に収束する性質がある($F_{\infty}(X_I) \rightarrow A$, 2. 4 章の証明). このため、 $k=2$ として反復計算を繰り返すと、任意の初期値 X_I を与えても、推定値が正しい値に収束する. この反復計算により、真のペケットロス回数 A を推定することが可能となる.

2.3.4 パケットロス率推定アルゴリズム

ACK パケットの観測により TCP の End-to-End のパケットロス率を推定する手順を以下に示す.

1. サンプルング計測ログから(数式 2-6)に相当する k 回($k \geq 2$)以上同じ ACK 番号が重複した回数をカウントする.
2. 推定パケットロス回数を推定する.
3. 2 の推定結果から(数式 2-7)の検知確率を計算する.
4. 1 と 3 の計算結果から(数式 2-8)を計算しパケットロス回数を推定する
5. 4 で得られた値を 2 の推定パケットロス回数として, 2 から 4 までを反復計算し, 真値に近づける.

本手順ではステップ 2 で最初にパケットロス率を推定し, その値を使ってステップ 4 のパケットロス率を得ている. このため本手順ではステップ 2 の予測値が大きく外れる場合は, ステップ 4 の推定値も外れる場合がある. しかし, その場合でもステップ 2 からステップ 4 を幾度か計算することにより, 真値に近づいていく. この性質のため, 最初のステップ 2 は, 適当な値を設定しても構わない.

2.4 提案手法の収束性証明

本章では, 前章のパケットロス率推定アルゴリズムが, 反復計算を行うことにより, 真のパケットロス率に収束していくことを示す.

今, 推定関数 $F(X_n)$ を使った反復計算を, $F(X_n) = X_{n+1}$ である無限数列と考える. 無限数列が収束するためには以下の定理を満たしている必要がある.

【利用する定理】

単調増加数列は, 各項が一定の数 K を超えないときは収束.

$$X_1 \leq X_2 \leq \dots \leq X_n \leq \dots \leq K \text{ ならば, } \lim_{i \rightarrow \infty} X_i = \alpha \leq K$$

この定理を利用し, 推定関数が以下の性質を満たしていることを証明する.

- I. 初期推定パケットロス回数が真のパケットロス回数よりも小さい場合 ($X_I \leq A$), 数列 $F(X_n)$ は単調増加し, A を超えない ($X_n \leq F(X_n) \leq A$).
- II. 初期推定パケットロス回数が真のパケットロス回数よりも大きい場合 ($X_I \geq A$), 数列 $F(X_n)$ は単調減少し, A を下回らない ($A \leq F(X_n) \leq X_n$).

2.4.1 条件 I の証明

条件 I ($X_I \leq A$ の場合, $X_n \leq F(X_n) \leq A$) を証明するために, (数式 2-9)を用いて変数変換する.

$$Z_{Xn} = \sqrt{\frac{8Th}{3}} \frac{s}{\sqrt{bX_n}} \quad (\text{数式 2-9})$$

このとき証明すべき問題($X_n \leq F(X_n) \leq A$)は(数式 2-10)に換わる.

$$\frac{Z_A^2}{Z_X^2} \leq \frac{\{1 - \sum_{i=0}^{k-1} \frac{Z_A^i}{i!} e^{-Z_A}\}}{\{1 - \sum_{i=0}^{k-1} \frac{Z_X^i}{i!} e^{-Z_X}\}} \leq 1 \quad (\text{数式 2-10})$$

$Z_A \leq Z_X$ の場合に(数式 2-10)式を満足することが, 反復計算で推定値が真のパケットロス率に収束するための条件である.

(i) 不等式[$F(X_n) \leq A$ / (数式 2-10)の右側不等式]の証明

$$G(Y) = \{1 - \sum_{i=0}^{k-1} \frac{Y^i}{i!} e^{-Y}\} \quad (\text{数式 2-11})$$

ここで(数式 2-10)の分子・分母は同じ関数であることに着目し, その関数(数式 2-11)の性質を調べる. 関数 $G(Y)$ は, $Y > 0$ の範囲において, その傾き関数は $G'(Y) > 0$ となる. これは関数 $G(Y)$ が単調増加関数であり, $Y_1 \leq Y_2$ の場合には $G(Y_1) \leq G(Y_2)$ となることを意味する. よって(数式 2-12), つまり(数式 2-10)の右辺不等式が成立する. このため不等式 $F(X_n) \leq A$ が成立する.

$$\frac{G(Z_A)}{G(Z_X)} \leq \frac{G(Z_X)}{G(Z_X)} = 1 \quad (Z_A < Z_X) \quad (\text{数式 2-12})$$

(ii) 不等式[$X_n \leq F(X_n)$ / (数式 2-10)式の左側不等式]の証明

(数式 2-10)の左側不等式を(数式 2-13)に変形する.

$$\frac{\{1 - \sum_{i=0}^{k-1} \frac{Z_X^i}{i!} e^{-Z_X}\}}{Z_X^2} \leq \frac{\{1 - \sum_{i=0}^{k-1} \frac{Z_A^i}{i!} e^{-Z_A}\}}{Z_A^2} \quad (\text{数式 2-13})$$

(数式 2-13)の右辺・左辺が同じ関数であることに着目し, その関数(数式 2-14)を調べる.

$$H(Y) = \frac{\{1 - \sum_{i=0}^{k-1} \frac{Y^i}{i!} e^{-Y}\}}{Y^2} = \frac{G(Y)}{Y^2} \quad (\text{数式 2-14})$$

この関数 $H(Y)$ の傾きは(数式 2-15)となる.

$$H'(Y) = Y^{-3}[-2 + e^{-Y} \{2 \sum_{i=0}^{k-1} \frac{Y^i}{i!} + \frac{Y^k}{(k-1)!}\}] \quad (\text{数式 2-15})$$

この関数 $H'(Y)$ は $k=2$ の場合には, 常に $H'(Y) < 0$ が成立する. また $k \geq 3$ の場合には, (数式 2-16)を満足する場合のみ, $H'(Y) < 0$ が成立する.

$$I(Y) = -2 + e^{-Y} \{2 \sum_{i=0}^{k-1} \frac{Y^i}{i!} + \frac{Y^k}{(k-1)!}\} < 0 \quad (\text{数式 2-16})$$

$H'(Y) < 0$ が成立する条件では, $H(Y)$ が単調減少関数となり, $Y_1 \leq Y_2$ の場合, $H(Y_1) \geq H(Y_2)$ が成り立つ. つまり(数式 2-10)の左辺不等式が成立する. このため $X_n \leq F(X_n)$ が成立する.

(iii) 極限 $[\lim_{i \rightarrow \infty} Z_{Xi} = \beta \geq Z_A]$ の証明

(i)と(ii)により, Z_{Xn} は単調に減少し, $Z_A \leq Z_{Xn}$ ($n=1, 2, 3, \dots$)であるから, $\{Z_{Xn}\}$ は収束する. 従ってその極限を β とすると, 漸化式から(数式 2-17)となる.

$$\frac{\{1 - \sum_{i=0}^{k-1} \frac{Z_A^i}{i!} e^{-Z_A}\}}{Z_A^2} = \frac{\{1 - \sum_{i=0}^{k-1} \frac{\beta^i}{i!} e^{-\beta}\}}{\beta^2} \quad (\text{数式 2-17})$$

$X_{n+1} \leq F(X_n)$ を満足する条件では, $H(\beta)$ は単調減少関数となることから(数式 2-17)の解は一つとなる. また, $\beta = Z_A$ は明らかに(数式 2-17)の解である. よって, $\lim_{i \rightarrow \infty} Z_{Xi} = Z_A$ となる.

2.4.2 条件 II の証明

条件 II の証明は, 条件 I と同様に進めることができる. 条件 II を(数式 2-9)を用いて変換すると(数式 2-18)となる.

$$1 \leq \frac{\{1 - \sum_{i=0}^{k-1} \frac{Z_A^i}{i!} e^{-Z_A}\}}{\{1 - \sum_{i=0}^{k-1} \frac{Z_X^i}{i!} e^{-Z_X}\}} \leq \frac{Z_A^2}{Z_X^2} \quad (\text{数式 2-18})$$

$Z_X \leq Z_A$ の場合に(数式 2-18)を満足することが, 反復計算で推定値が真のペケットロス率に収束するための条件である.

(iv) 不等式[$A \leq F(X_n)$ / (数式 2-18)の左側不等式]の証明

(i)と同様に(数式 2-11)の関数が単調増加となることから, $Z_X \leq Z_A$ より, $G(Z_X) \leq G(Z_A)$ が成立. これにより(数式 2-18)の左辺不等式が成り立つ.

(v) 不等式[$F(X_n) \leq X_n$ / (数式 2-18)の右側不等式]の証明

(ii)と同様に(数式 2-14)の関数が(数式 2-16)を満たしている場合には, 単調減少することから, $Z_X \leq Z_A$ の場合, $H(Z_A) \leq H(Z_X)$ が成立. これより(数式 2-18)の右辺不等式が成り立つ.

(vi) 極限[$\lim_{i \rightarrow \infty} Z_{Xi} = \beta \leq Z_A$]の証明

(iii)と同様に(数式 2-17)の関数の解を求める. (数式 2-17)の関数の解は唯一であり, $\beta = Z_A$ は明らかに(数式 2-17)の解であるため, $\lim_{i \rightarrow \infty} Z_{Xi} = Z_A$ となる.

以上により, 推定アルゴリズムの次の性質を示した.

- $k=2$ の場合には, 反復により, 推定パケットロス率が真のパケットロス率に収束する.
- $k \geq 3$ の場合には, (数式 2-16)を満足する条件で, 反復により, 推定パケットロス率が真のパケットロス率に収束する.

$k=2$ の物理的な意味は, 二回以上同じ ACK 番号を検知した場合に重複 ACK 発生回数をカウントアップすることに相当する.

2.5 サンプリング性能限界値の導出

前節の推定式の収束性の証明により, $k=2$ の場合には無条件に, $k \geq 3$ の場合には(数式 2-16)の条件を満たす範囲で, 推定アルゴリズムが真のパケットロス率に収束することを示した. 一方, (数式 2-8)の推定式は, その設計パラメタに(s , X_n , k)を持つ.

このため, $k \geq 3$ の場合でも, (s , X_n)に何らかの制約を持たせることで, 推定アルゴリズムを真のパケットロス率に収束させることが出来ると考えられる.

本節では, この $k \geq 3$ の場合に, 真のパケットロス率を求めるための s の条件を明確にすることで, サンプリングレート性能の限界値を導出する.

2.5.1 k の収束条件

$k \geq 3$ の収束条件は(数式 2-16)を満たす Y が存在することである. この(数式 2-16)式の微分関数は(数式 2-19)となる.

$$I'(Y) = \left\{ -\frac{Y^{k-1}}{(k-1)!} e^{-Y} \right\} \{Y+2-k\} \quad (\text{数式 2-19})$$

このことから、 $Y=k-2$ が唯一の変極点で、 $Y>(k-2)$ では単調減少関数となる． $I(Y)=0$ かつ、 $Y>(k-2)$ を満たす最小の Y を Y_{min} と定義すると、 $Y>Y_{min}$ の領域では常に $I(Y)< I(Y_{min})<0$ が成立する．このため、 $k\geq 3$ での収束条件は $Y>Y_{min}$ となる．

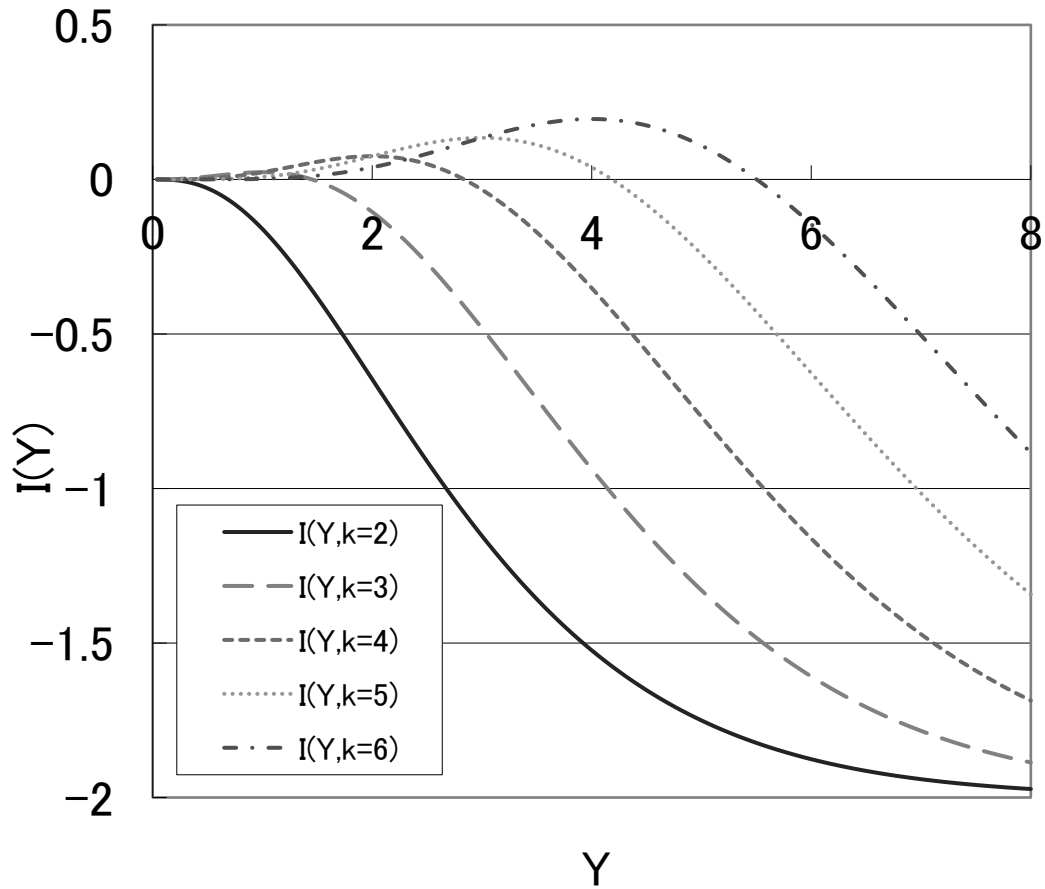


図 2-5 k の Y に関する収束条件

(数式 2-16)から $k=2$ から 6 の Y_{min} を数値計算(精度 10^{-4} を切上)したものを Y'_{min} とすると(数式 2-20)から(数式 2-24)となる (図 2-5 参照)．

$$k=2, \quad Y_{min} < Y'_{min} = 0 \quad (\text{数式 2-20})$$

$$k=3, \quad Y_{min} < Y'_{min} = 1.452 \quad (\text{数式 2-21})$$

$$k=4, \quad Y_{min} < Y'_{min} = 2.838 \quad (\text{数式 2-22})$$

$$k=5, \quad Y_{min} < Y'_{min} = 4.184 \quad (\text{数式 2-23})$$

$$k=6, \quad Y_{min} < Y'_{min} = 5.503 \quad (\text{数式 2-24})$$

Y は推定パケットロス率 $x(=X_n/Th)$ と、サンプリング確率 s の関数であり、(数式 2-25)の関係を持つことから、(数式 2-20)から(数式 2-24)を(数式 2-26)から (数式 2-30)と変換できる。これが $k \geq 3$ の収束条件を満たすための、サンプリング確率 s と推定パケットロス回数 X_n の関係となる。

$$x = \frac{8}{3Y^2} \cdot \frac{s^2}{b} \quad (\text{数式 2-25})$$

$$k=2, (s, X_n) \text{全領域で収束する} \quad (\text{数式 2-26})$$

$$k=3, X_n \leq 0.6325 s^2 \quad (\text{数式 2-27})$$

$$k=4, X_n \leq 0.1655 s^2 \quad (\text{数式 2-28})$$

$$k=5, X_n \leq 0.0762 s^2 \quad (\text{数式 2-29})$$

$$k=6, X_n \leq 0.0044 s^2 \quad (\text{数式 2-30})$$

(s, X_n) の範囲から、サンプリング確率 s を与えたときの推定パケットロス率の探索範囲が求まる。反復計算により、真のパケットロス率を求めるには、推定パケットロスの探索範囲内に真のパケットロス率が収まっている必要がある。よって、 $k \geq 3$ において、推定式が真のパケットロス率に収束するための条件は、初期推定パケットロス率と真のパケットロス率が共に(数式 2-26)から (数式 2-30)を満足している必要がある。図 2-6 (サンプリング確率, パケットロス率)の収束範囲に推定アルゴリズムが収束するための(サンプリング確率, パケットロス率)の範囲を示す。

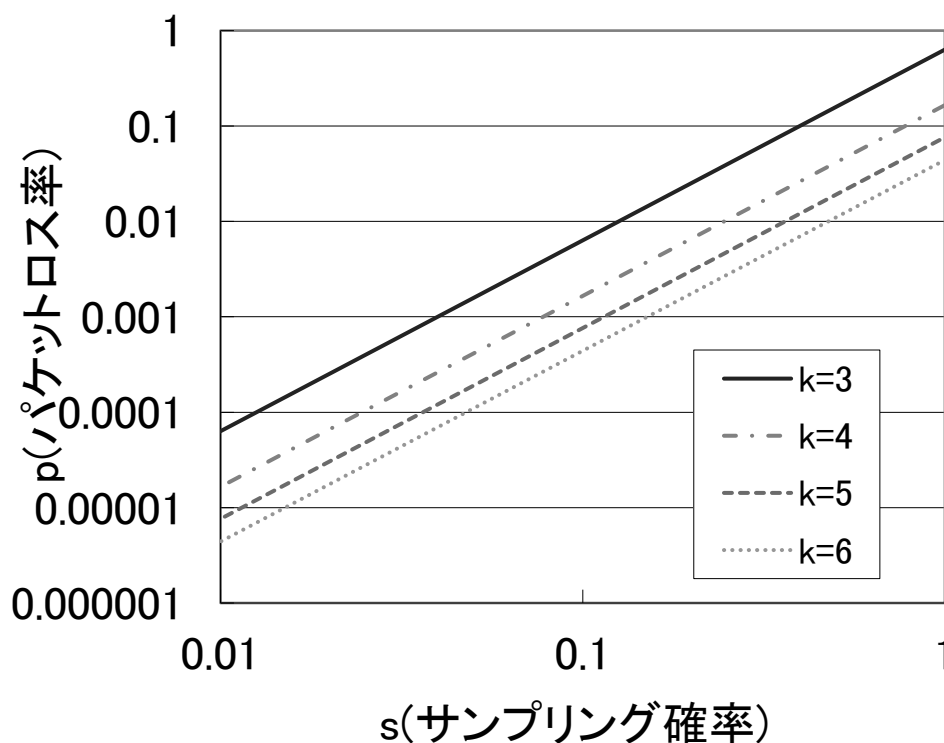


図 2-6 (サンプリング確率, パケットロス率)の収束範囲

2.5.2 サンプルング性能条件

前項の議論により，推定式(数式 2-8)がパケットロス率を推定するための(s , X_n)の条件を明確にすることが出来た．本項ではその条件からサンプルング確率とパケットロス率の関係を導く．

現実的なネットワークを考慮した場合，パケットロス率は通常 0%から数%程度であり，0%から 100%の全範囲を採る可能性は極めて低い．ネットワーク監視の目的を考慮すると，異常値の有無が検知できることが重要である．このため，監視想定のパケットロス率(X_n)の範囲を決定すれば，設定可能なサンプルング確率(s)の範囲，つまり，サンプルング性能($1/s$)の限界性能条件が決定される(図 2-7 参照)．

$k=2$ は全倍率(最大サンプルング倍率 ∞)となる．ただし本章での性能限界値は収束条件から求まるものであり，それ以外の条件(統計量や仮定の成立範囲，許容可能な反復回数等)からこの性能限界値は制約を受ける可能性がある．

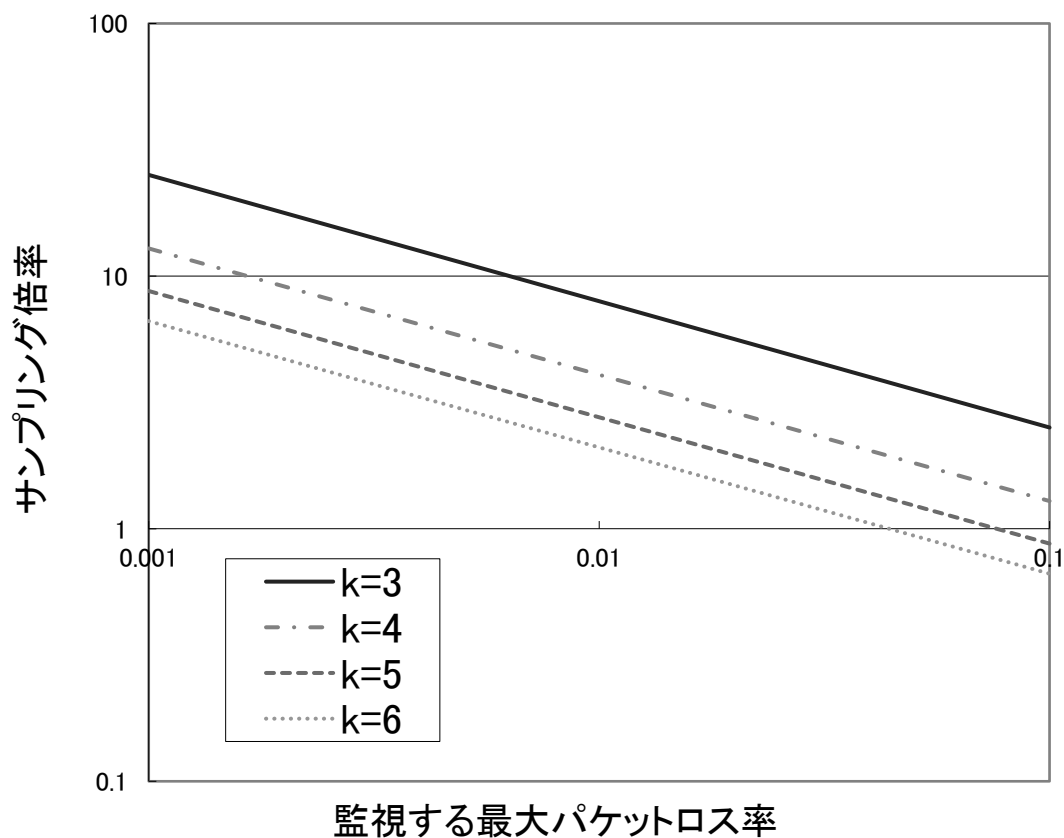


図 2-7 サンプルング性能の限界値

2.6 シミュレーション評価

本節では Network Simulator2(以後 ns2)[188]を用い、提案手法を検証する。検証内容は、提案手法の仮定の妥当性評価(重複 ACK の分布調査)、提案手法の推定精度、推定アルゴリズムの反復過程の確認、推定アルゴリズムの推定パケットロス回数の初期値評価、推定パケットロス率が収束するまでの反復回数評価である。

2.6.1 評価環境

シミュレーション環境について説明する。以降の評価では、本節の変動パラメータを変化させて、反復による推定精度の変化を評価する。

I. 固定パラメタ

a. ネットワーク構成

図 2-8 で示すネットワーク構成で評価した。このとき End-to-End で TCP 通信を行う。

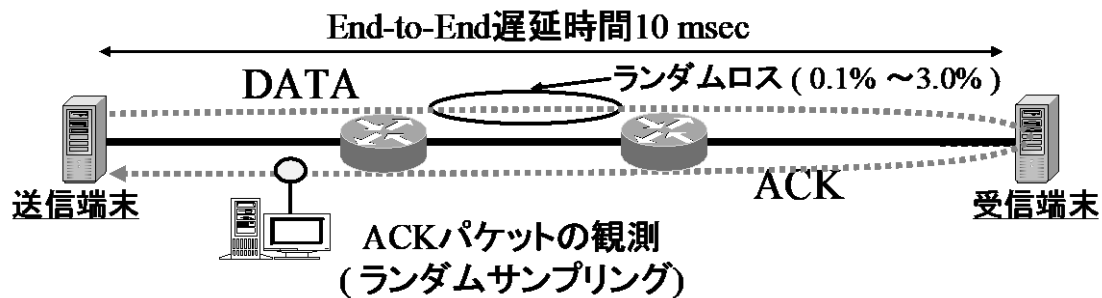


図 2-8 評価ネットワーク環境

b. 観測場所

提案方式では TCP 通信の ACK パケットを観測して、データ側のパケットロスを推定する。このため、ACK 側パケットのみを観測する。ACK 側なら、観測場所を問わず、ほぼ同じ結果を得ることができる。

c. 回線遅延

End-to-End 遅延時間として 10ms, RTT 約 20ms の場合の評価を行った。これは東京—大阪間程度の通信に相当する。提案手法では、End-to-End の遅延時間が同じであれば、その中のノード数やノード間の遅延時間の分配等に関わらず、同じ結果となる。

d. 観測時間

どの程度の時間のデータを元にパケットロス率を算出するか指標である。この期間が長いほど推定元となる統計量が増える。本評価では標準的な MIB と同程度の 5 分とした。

II. 変動パラメタ

e. パケットロス率 (実際のロス回数 A /スループット Th)

TCP 通信の送信端末から受信端末中に向けてのデータ側パケットに対してロスを設定した. 評価ロスパターンは, ランダムで 0.1%, 0.2%, 0.5%, 1.0%, 1.5%, 2.0%とした.

f. サンプルング倍率 (1/サンプルング率 s)

サンプルング率 s は, 観察頻度である. 本評価ではサンプルング倍率 1 ($s=1.0$)~10 ($s=0.1$) の条件で行った.

g. 推定パケットロス回数の初期値 (X_I)

推定式(数式 2-8)に代入する X_I である. この値が, 推定アルゴリズムが真のパケットロスに収束する反復回数に影響を与える.

h. サンプルングパターン

以下二種的一方を使ってサンプルング処理を行う.

- 均等(定数)サンプルング
- ランダム(乱数)サンプルング

2.6.2 予備実験

はじめに補題 1～補題 3 の妥当性を検証する．ネットワーク内にランダムロス（約 1%）を設定して ACK 側パケットの観測を 1800 秒間行った．このとき発生した ACK 重複数をグラフ化したものが図 2-9 サンプル計測時の重複 ACK ヒストグラムである．グラフでは横軸に ACK 重複数を採り，縦軸には発生頻度を採った．図 2-9 を参照すると，概ねポアソン分布となっており，補題が妥当であるといえる．

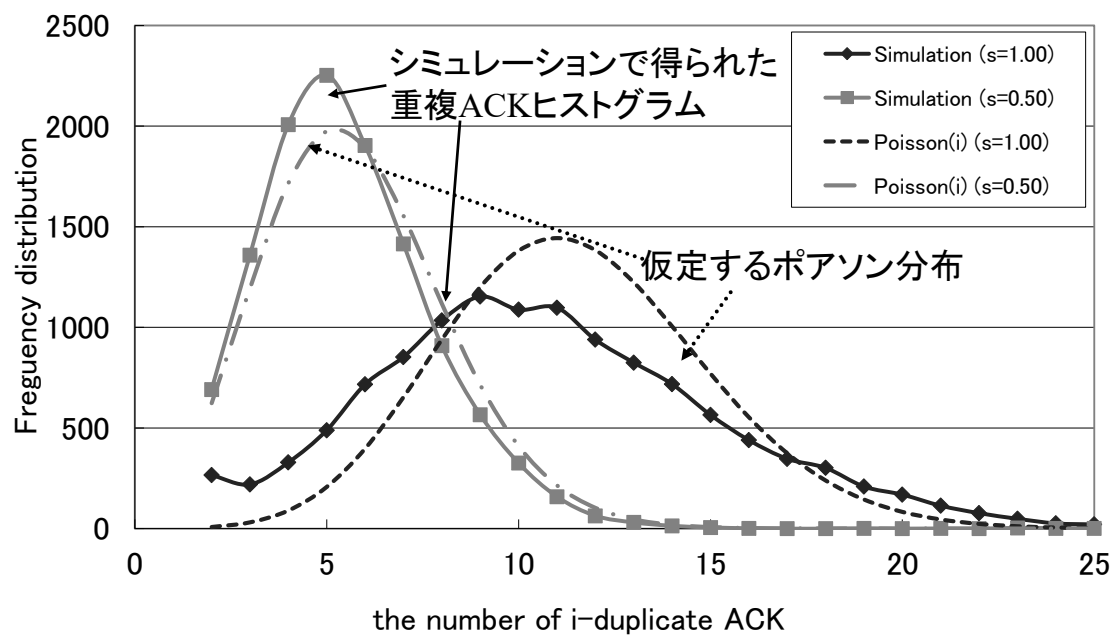


図 2-9 サンプル計測時の重複 ACK ヒストグラム

2.6.3 パケットロス率推定精度評価

提案するパケットロス率の推定精度を評価する．本項では以下 3 種類の方式を比較する．

- I. 正解データ：実際に発生したパケットロス
- II. 提案方式：提案方式によるパケットロス推定
- III. 従来方式：文献[185]をサンプリング計測に適用

図 2-10 は評価倍率 10 倍での精度比較結果である．横軸に真のパケットロス率，縦軸に推定パケットロス率を採る．従来手法（○/緑/破線）は正解値（青/実線）から大きく外れており，パケットロス率が 1 %以上では本来の値の約 1/100 しか観測できていない．これに対して，提案手法（◆/赤/二点鎖線）では，常に正解値に近い値を示し，精度良くパケットロス率を推定できていることが分かる．

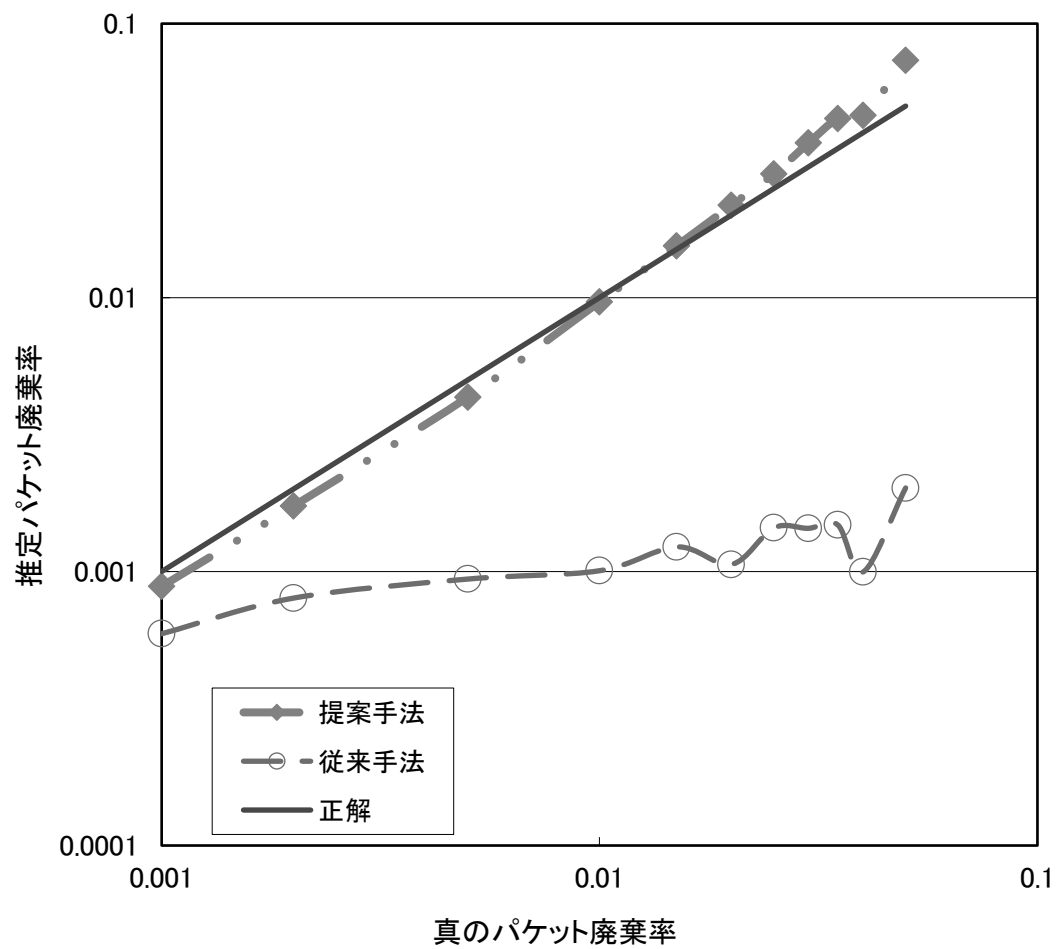


図 2-10 評価倍率 10 倍（ランダム）での精度評価

次にパケットロス率/評価倍率/サンプリングパターンを変化させて，評価を行った．その結果を図 2-11，図 2-12 に示す．

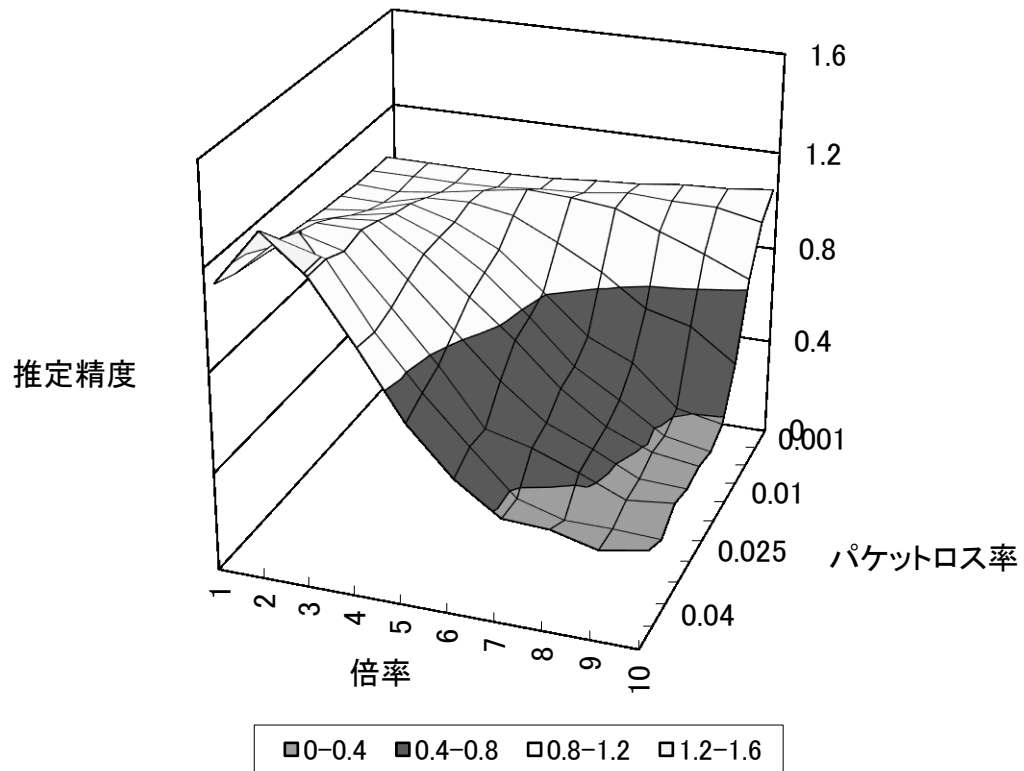


図 2-11 均等サンプリング時の推定精度

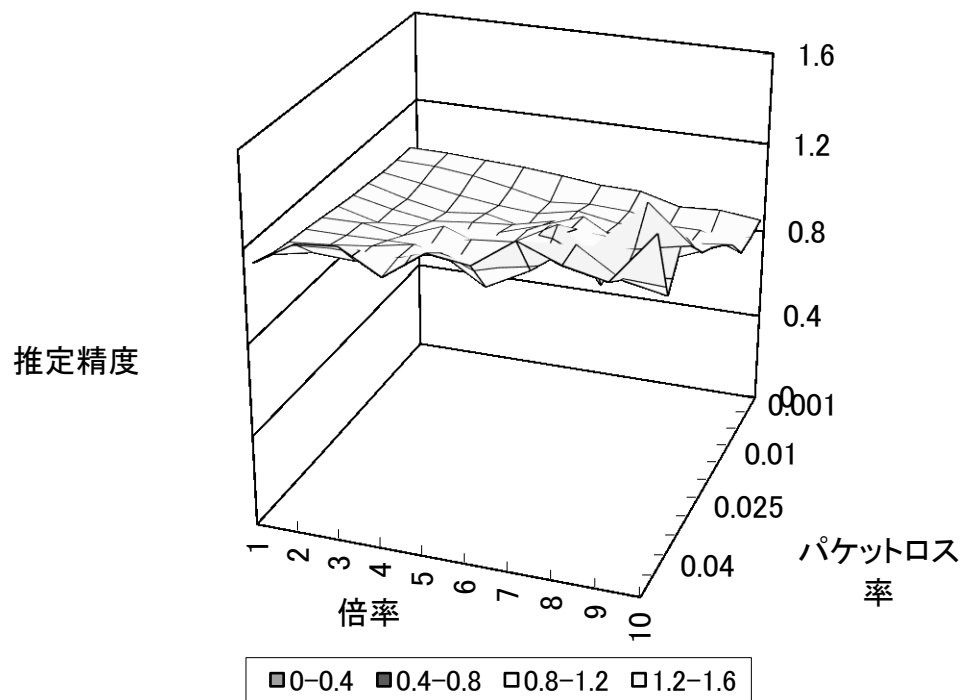


図 2-12 ランダムサンプリング時の推定精度

図 2-11, 図 2-12 は X 軸に評価倍率(単位/倍), Y 軸にパケットロス (単位/割合), Z 軸に推定精度 (単位/割合) を採る. 推定精度は, 提案手法/正解値により正規化した値である.

均等サンプリング (図 2-11) では, 評価倍率が 5 倍程度までは精度良く推定できるが, それ以上の倍率になると, パケットロス率が高い領域では推定精度が劣化している.

ランダムサンプリング (図 2-12) では, 10 倍の範囲以内では, 全領域で精度良くパケットロス率を推定できていることが分かる.

2.6.4 パケットロス率推定過程評価

本評価では, 推定パケットロス回数の初期値を与えた後の(数式 2-8)の解析式と ns2 でのシミュレーションとの反復過程を比較する(図 2-13). これにより, 実際に反復計算結果が, 解析式通りに変化しているかを確認する.

図 2-13 は, パケットロス率 1%の環境をサンプリング確率 10%で観測した結果である. 真のパケットロス回数は 1027 回(実際には未知)であった. このとき初期推定パケットロスを 1 回にした場合と 2000 回にした場合のシミュレーションでの反復過程を記載している. どちらも数回の反復で 926 回に収束している. 図からシミュレーション結果が, 解析式図 2-13 と反復条件 $F(X_n)=X_{n+1}$ の範囲におおよそ収まっていることが分かる.

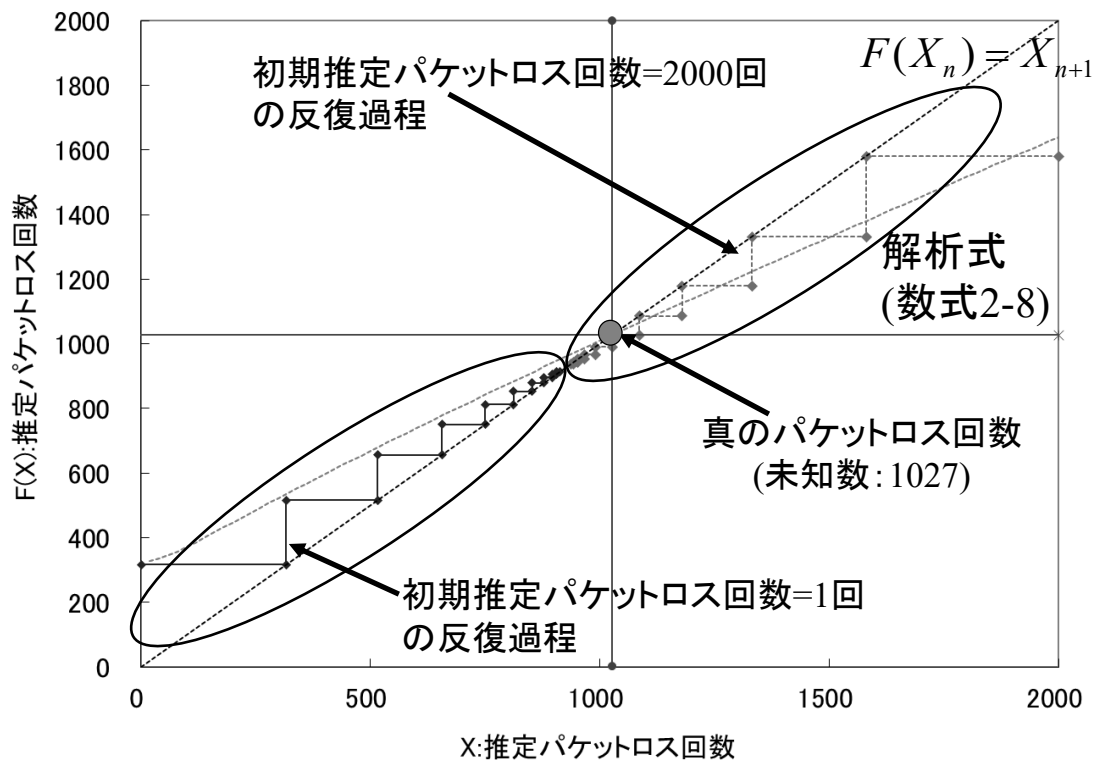


図 2-13 シミュレーション/ 解析式(数式 2-8)の反復過程

2.6.5 推定パケットロス率の初期値による反復回数評価

提案手法では推定パケットロス回数の初期値を適当に選定しても真値に収束するが、選定する値によって収束するまでの反復回数が異なってくる。本評価ではシミュレーションを通して、適切な初期パラメタの選定方法について検討する。

図 2-14 は、パケットロス率 1%の環境をサンプリング確率 10%で観測した場合に、四種類の初期推定値を用いて反復回数进行评估した結果である。真のパケットロス回数は 1027 回である。

- I. 初期値 1 回：最小値の代表値(パケットロス率 0.001%)
- II. 初期値 317 回：検知重複 ACK 数
- III. 初期値 1000 回：直前のパケットロス回数
- IV. 初期値 10000 回：最大値の代表値(パケットロス率 10%)

この結果、収束までの反復回数が少ない順に、 $\text{III} < \text{II} < \text{I} < \text{IV}$ である。III は直前の値を使うため、ロス変動が大きい場合には使えない可能性がある。このため、事前にある程度の予測ができる場合にはその値を使用し、予測が出来ない場合には検知重複 ACK 数を使用することが望ましいと考えられる。

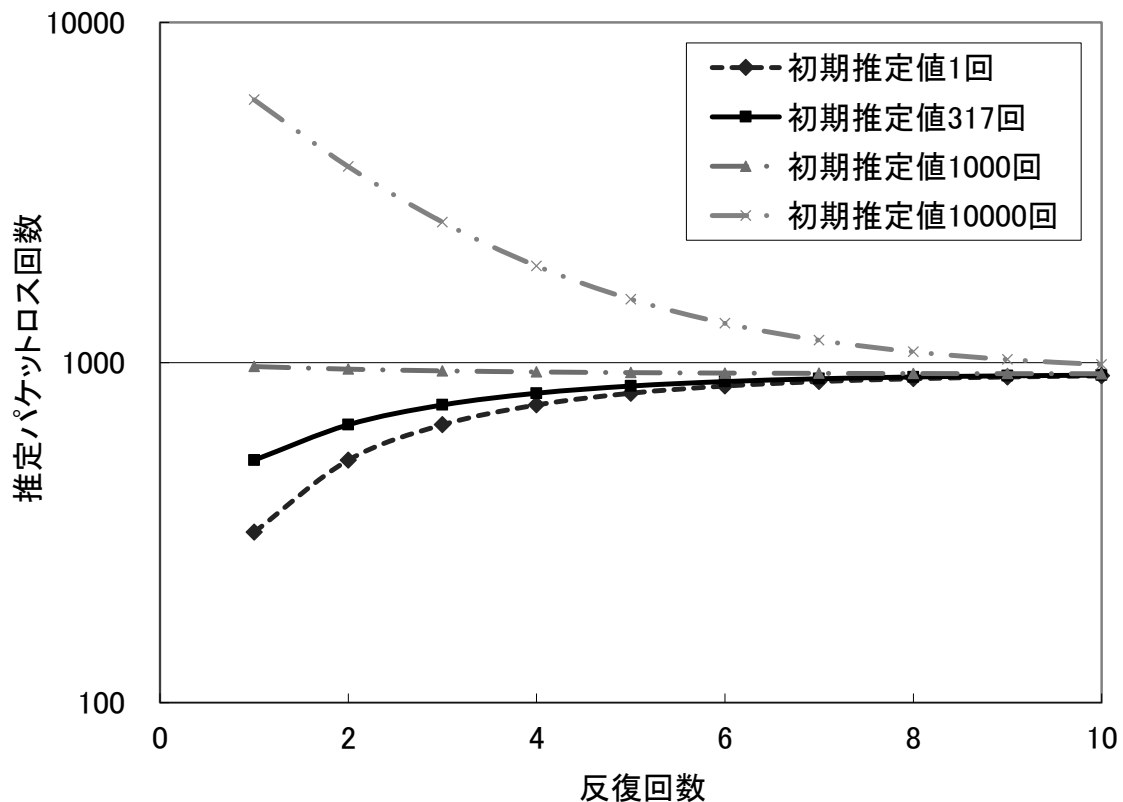


図 2-14 各初期推定値による反復過程

2.6.6 収束までの反復回数評価

真の値に収束するまでの反復回数は、サンプリング倍率(サンプリング確率の逆数)やパケットロス率によっても変化する。本項では、提案方式の推定値がある程度の精度を確保するまでに、どの程度の反復計算が必要になるかを評価する。

評価条件 1：推定パケットロス回数の初期値

提案手法での収束までの反復回数は、推定パケットロス回数の初期値 X_I に大きな影響を受ける。この X_I は前節での評価により、実際の値が予測できる場合にはその値を、予測出来ない場合には検知重複 ACK 数を使用するのが望ましいことが分かった。一般に予測値を使える状況は限定されるため、本評価での初期値 X_I は‘検知重複 ACK 数’を用いる。

評価条件 2：収束について

反復計算で実際に真値に収束するためには多数の反復を必要とする。これは真値近辺では反復による推定値の変化率が少ないからである。このため、本評価では十分に収束した値を基準値として、その値の 90%以上まで収束するのに必要な反復回数と、95%以上まで収束するのに必要な反復回数とを評価する。

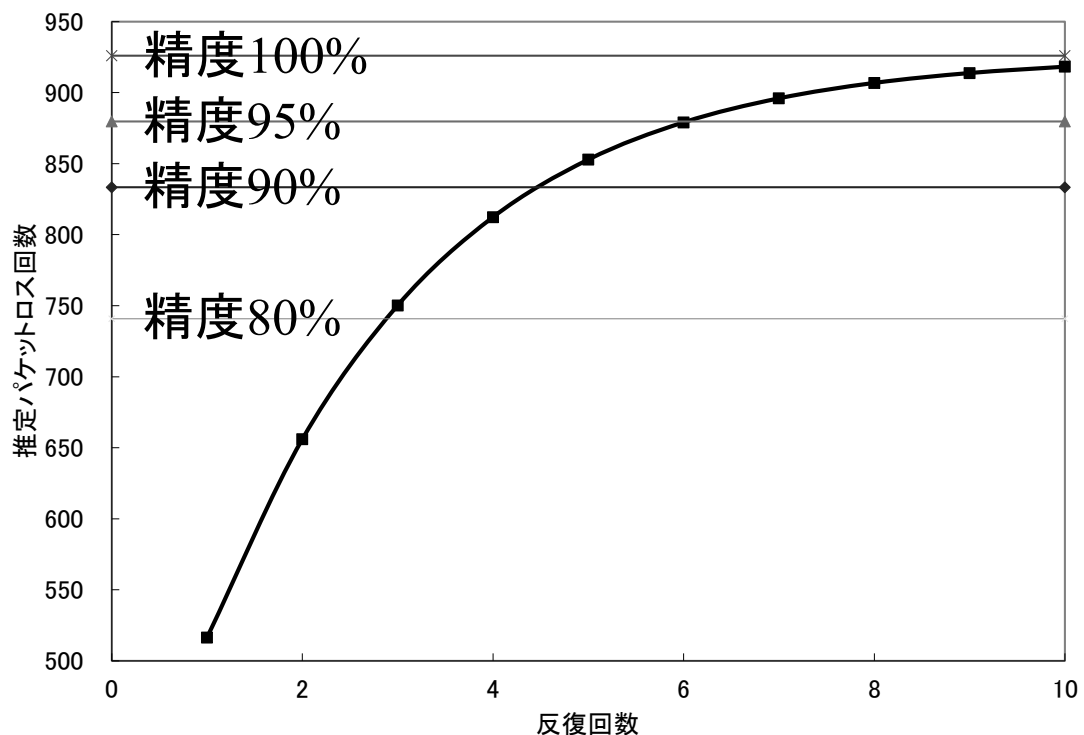


図 2-15 パケットロス率 1%，サンプリング確率 10%の反復回数と推定精度

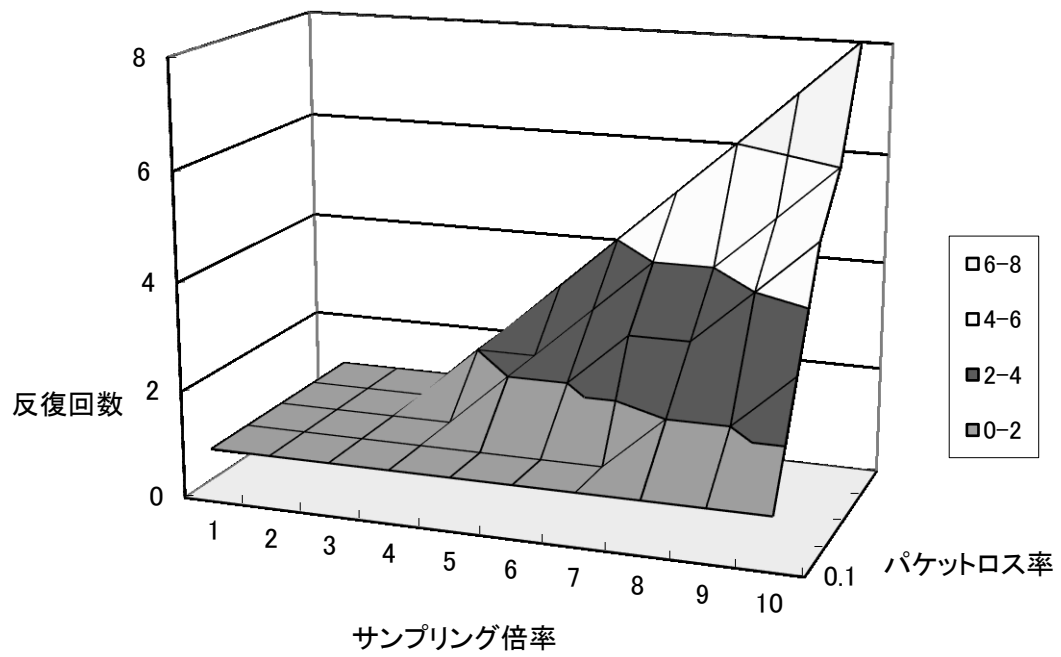


図 2-16 収束するまでの反復回数 (精度 90%以上)

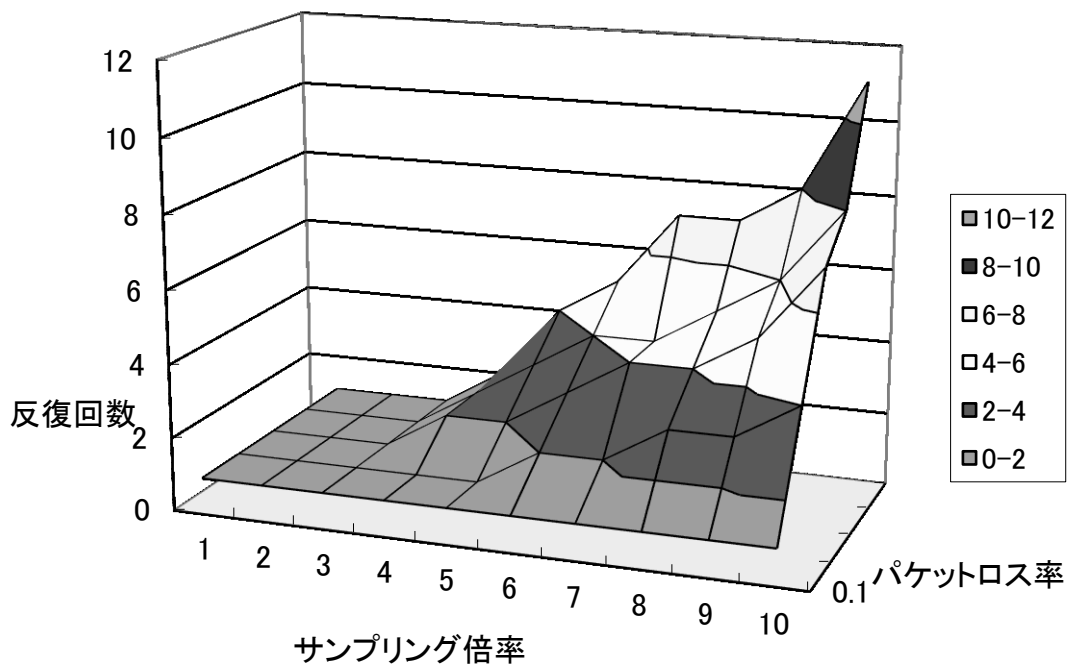


図 2-17 収束するまでの反復回数 (精度 95%以上)

図 2-15 にパケットロス率 1%, サンプルング確率 10%の反復回数と推定精度の関係, 図 2-16 に収束値の 90%以上を推定するまでの反復回数, 図 2-17 に収束値の 95%以上を推定するまでの反復回数を示す.

図 2-15 を参照すると, 反復する毎に推定値が収束値に近づいていく. ただし収束値に近づくにつれ一度の反復計算で収束値に近づく割合が少なくなる.

図 2-16 と図 2-17 により 90%までの反復回数と 95%までの反復回数とを比較すると約 1.5 倍回数がかかっている. また図 2-17 より, 多くの場合数回以内の反復で, 収束値の 95%以上に近づくことが分かる. ただし, パケットロス率 2%以上の領域では 10 回程度の反復が必要となる.

2.7 おわりに

本章では, サンプルング技術を用いることで, 高速ネットワーク環境において TCP の品質, パケットロス率, を監視する方式を提案した.

提案手法では, TCP 通信時にはパケットロスが発生すると, 同一 ACK 番号が複数発生することに着目し, サンプルング率と同一 ACK 番号の観測確率の関係を明らかにすることにより, サンプルング計測でのパケットロス推定を可能とした.

シミュレーション評価においては, 観測パケット数を少なくしても (均等サンプルングでは 5 倍程度の倍率, ランダムサンプルングでは 10 倍以上の倍率), 精度良くパケットロス率を推定できることを示した.

本研究では特に, 提案方式が真のパケットロス率に収束するための条件を解析的に明らかにした. また, この収束条件から設定可能なサンプルング確率の範囲も明らかにした. この結果, 二回以上同じ ACK 番号を検知した場合に, 検出重複 ACK 数のカウントアップ ($k=2$)をすれば, 常に真のパケットロス率に収束することが分かった. さらにシミュレーション評価も行い, 推定方式が真のパケットロス率に収束する過程を明らかにした.

3. シーケンス番号の逆転数の観測による TCP パケットロス 推定手法

3.1 はじめに

従来, IP ネットワークを監視するためには SNMP [189]による回線毎のトラフィック流量監視で十分であった. しかしネットワークが大規模・複雑化し, 社会インフラとしての役割も求められるようになると, フロー毎の品質を監視することも重要となってきた. フロー毎の品質を監視することが出来ると, 1)ユーザの体感している通信品質を把握できる, 2)フローの品質情報を大量に収集することによりネットワークトモグラフィ[190-192]などの技術を用いて品質劣化箇所を把握できる, 3)品質劣化箇所を経由するフローに対して経路変更などの対策を迅速に行える, などが期待できる. これにより問題が発覚する前に対処するといった効果的なネットワーク管理を実現できる. ここでフローとは IP ヘッダのうち送受信 IP アドレスと送受信ポート番号とプロトコル番号が等しいパケットの集合のことである.

しかしながらフロー毎の品質のようなネットワークの詳細分析を行うためには, 従来, ルータやプロブなどですべてのパケットを観測する必要があった. すべてのパケットを観測・分析するためのコストは回線の高速化と共に増大し, 品質監視の実現性を著しく低下させる一因となっている.

このためネットワーク詳細分析を軽量に行うための技術として sFlow[176]や NetFlow[193], IPFIX[194], PSAMP[195]といったパケットサンプリング手法が注目を浴びている. これらの技術では $1/n$ のパケットサンプリングを行うことで, 分析するための資源量や処理オーバーヘッドも $1/n$ に軽量化できる. しかしサンプリングを行うことによって情報の欠落が発生するため, 観測出来ない項目が発生したり, 観測精度が劣化したりする. これに対処するために統計処理を駆使して単純には観測出来ない項目を観測したり, 観測精度を向上させたりする様々な研究がなされている[196-204].

フロー品質計測においてパケットサンプリングを行った場合, 特にパケットロスの検出が困難となる. これはパケット観測できない理由がパケットロスによるものかパケットサンプリングによるものか識別出来ないためである. これまでの研究では 2 地点で同じネットワークトラフィックを観測した結果を統計的分析することで計測地点間のパケットロスを推定する方法[203]や TCP の重複 ACK に着目することで 1 地点の観測結果から TCP フローの End-to-End パケットロスを推定する手法が提案されている[204]. 計測地点間のパケットロスを推定する方法では, 計測可能な 2 点間の品質を推定する. このため計測者が管理しているネットワーク以外での品質やユーザが体感している品質(End-to-End 品質)を推

定することは出来ないという問題があった。一方、**End-to-End** のパケットロスを推定する手法ではパケットサンプリングの観測結果で得た重複 **ACK** の数から本来発生した重複 **ACK** の数を推定することでパケットロスを推定する。しかし計測ログから逆方向（受信側から送信側）の **ACK** パケットを観測してフロー品質を推定することはできるが、順方向（送信側から受信側）の **DATA** パケットを観測してフロー品質を推定することはできなかった。この結果、計測ログに含まれる **TCP** フローの半分しかフロー品質を計測することが出来ないという問題があった。

この問題を解決するため本研究ではパケットサンプリングを行った場合に、順方向の 1 地点の観測で順方向のフロー品質を計測する手法を提案する。順方向のパケットを観測する場合には重複 **ACK** の代わりにシーケンス番号の逆転現象の数に着目する。この数に対して統計処理を行うことで、パケットサンプリングの観測結果で得た逆転現象の数から本来発生した逆転現象の数を推測し、**End-to-End** パケットロス率を推定する。

以下、3.2 節では従来研究について紹介し、3.3 節ではシーケンス番号の逆転現象からパケットロスを推定する手法を提案する。3.4 節では提案手法の効果をシミュレーションで示す。そして 3.5 節でフロー品質計測手法について考察、3.6 節で本章をまとめる。

3.2 関連研究

本節では文献[204]の **TCP** パケットロス推定手法について紹介する。この手法は重複 **ACK** に着目して、逆方向のパケットを観測して、順方向のフロー品質を推定する。

TCP ヘッダには送信側から受信側に転送されるパケット順序を示すシーケンス番号(以後 **SN** と表記)が記載されている。よってこの番号を観測すればパケットに抜けが存在することを検出できるはずである。しかしながら一般的なサンプリング方式では、ランダムにパケットをサンプリングするため、仮に一つのパケット番号の抜けが観測されても、それがサンプリングによるものなのか、パケットロスによるものかを識別できない。

文献[204]ではこの問題を解決するために受信側から送信側に返送される **ACK** パケットに着目した手法である。**ACK** パケットはパケットロスが発生していない場合には番号が単調増加していくが、パケットロスが図 3-1 のように発生した場合は再送パケット(図 3-1(b))が送付されるまで同じ **ACK** 番号が連続する(図 3-1(a), 重複 **ACK**)。この重複 **ACK** は複数パケットで構成されるため、サンプリング後も観測できる可能性が高い。

しかし複数のパケットで構成される重複 **ACK** であっても、依然その一部はサンプリングすることにより観測されなくなってしまう。このため発生した重複 **ACK** の回数を正しく求めるためには観測値を補正する必要がある。この補正は重複 **ACK** の構成パケット数の分布(図 3-2)の以下の性質に着目して行う。

1. 重複 **ACK** の構成パケット数はポアソン分布に従う(図 3-2(a))
2. サンプリングすることで分布の平均が変化する(図 3-2(b)). 変化後の分布は平均値

が本来の平均値にサンプリング確率倍されたものとなる。

- 観測可能領域は重複 ACK の構成パケット数が 2 以上の領域である (図 3-2 網掛領域)

補正計算は, STEP1: 観測値からサンプリング後の分布を推定 (図 3-2(b)), STEP2: その分布をサンプリング確率で補正して本来の分布 (図 3-2(a)) を求める. この分布の構成数が発生したパケットロス数となる.

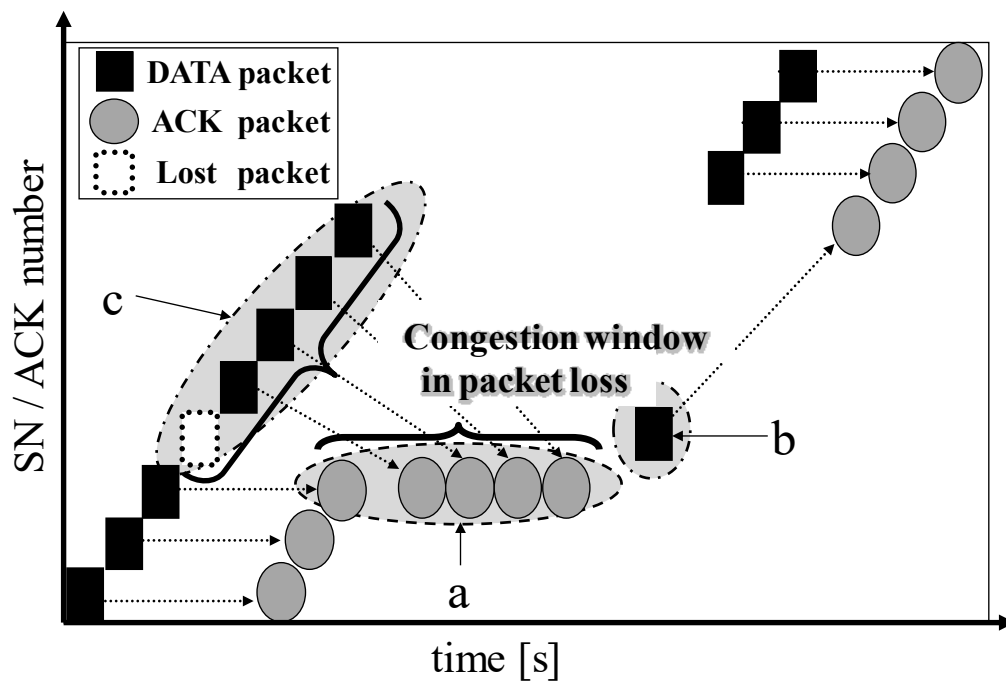


図 3-1 パケットロス発生前後の SN/ACK 番号の遷移

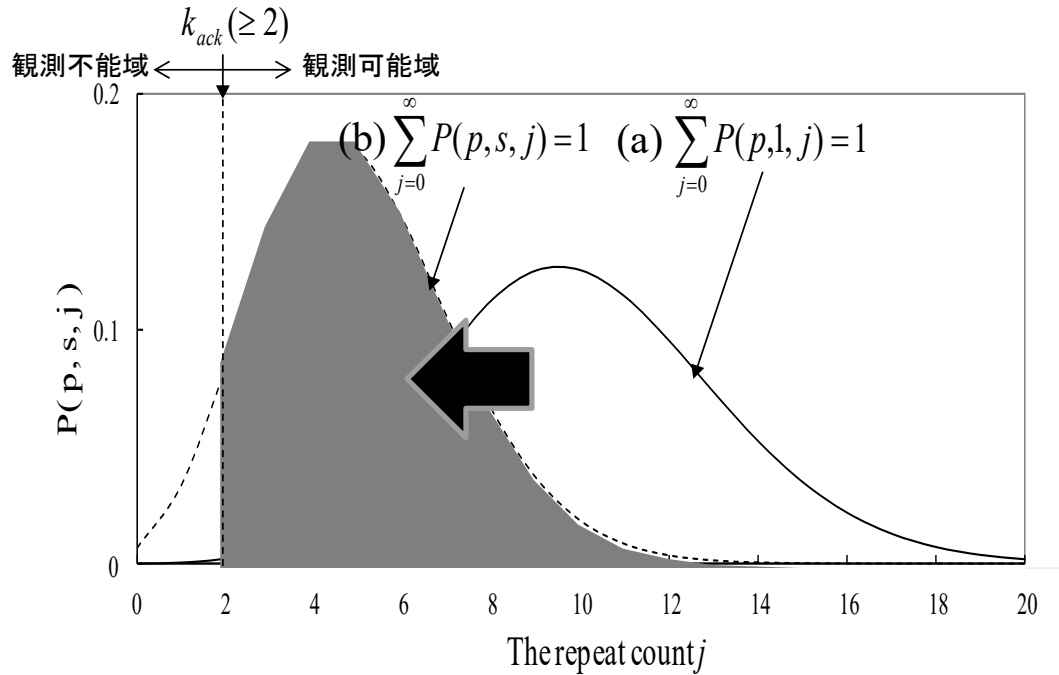


図 3-2 重複 ACK の構成パケット数分布

3.3 シーケンス番号逆転検出手法の提案

本節では重複 ACK の代わりにシーケンス番号の逆転現象の数に着目した新しいパケットロス推定手法を提案する．この手法では順方向のパケットを観測して，順方向のフロー品質を計測する手法である．

TCP ではパケットロスが発生すると重複 ACK(図 3-1(a))が発生する．送信側は重複 ACK を認識するとロスしたパケットを再送する(図 3-1(b))．順方向パケットを観測した場合にはシーケンス番号が順調に大きくなった後(図 3-1(c))に再送パケットで番号が一度低くなるシーケンス番号の逆転現象が発生する．このため逆転現象発生数とパケットロス発生数が等しいと仮定し，逆転現象数を推定することでパケットロス数を推定する．この逆転現象は仮に再送パケットを観測できたときは，再送パケット以前に送付された再送パケットと同じかそれ以上のシーケンス番号を持つパケット群のパケットを一つでも観測できればシーケンス番号の逆転が発生したと認識できる．図 3-1(c)のパケットは複数で構成されるためサンプリング後も観測できる可能性が高い．

しかし図 3-1(c)のパケットは重複 ACK と同様にサンプリングによって一部の観測できなくなってしまう．また図 3-1(b)のパケットを観測できない場合には逆転現象が発生したことを認識できない．これらの要素を考慮して観測した逆転現象の数を補正する必要がある．

ここでシーケンス番号の逆転現象を分析し、サンプリングで観測した逆転現象は本来の何割に相当するかを明らかにする。

パケットロス発生時には重複 ACK とシーケンス番号の逆転現象はセットで発生する。パケットをロス発生地点より前で観測した場合、重複 ACK の重複度(図 3-1(a)のパケット数, 同じ ACK 番号が連続した数)とシーケンス番号の逆転度は一致している。ここで逆転度をサンプリング確率 s でパケットを観測した際の“再送パケットと同じかそれ以上のシーケンス番号を持つパケットの数(図 3-1(c)のパケット数)”と定義する。このため非サンプリング時には重複 ACK の重複度分布(図 3-2(a))とシーケンス番号の逆転度分布(図 3-3(a))は一致する。ここで $P_{sn}(p, s, i)$ をパケットロスが発生した際にパケットロス率 p の環境をサンプリング確率 s で観測したときの逆転度 i の確率分布(パケットロスが発生した際の条件の元での条件付き確率, パケットロス率 p の環境をサンプリング確率 s で観測して検出できる逆転度 i の逆転現象が逆転現象の総数に占める割合), $P(p, s, j)$ をパケットロスが発生した際にパケットロス率 p の環境をサンプリング確率 s で観測したときの重複度 j の確率分布(パケットロスが発生した際の条件の元での条件付き確率, パケットロス率 p の環境をサンプリング確率 s で観測して検出できる重複度 j の重複 ACK が重複 ACK の総数に占める割合)とすると(数式 3-1)の関係が成立する。

$$P_{sn}(p, 1, i) = P(p, 1, i) \quad (\text{数式 3-1})$$

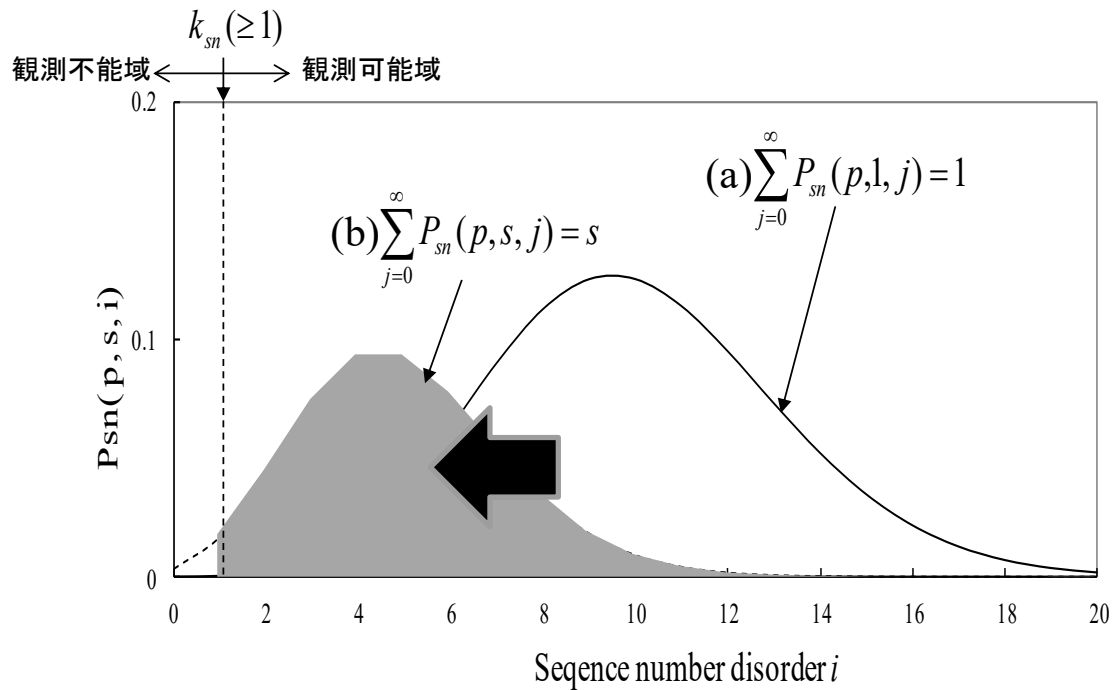


図 3-3 シーケンス番号の逆転度分布

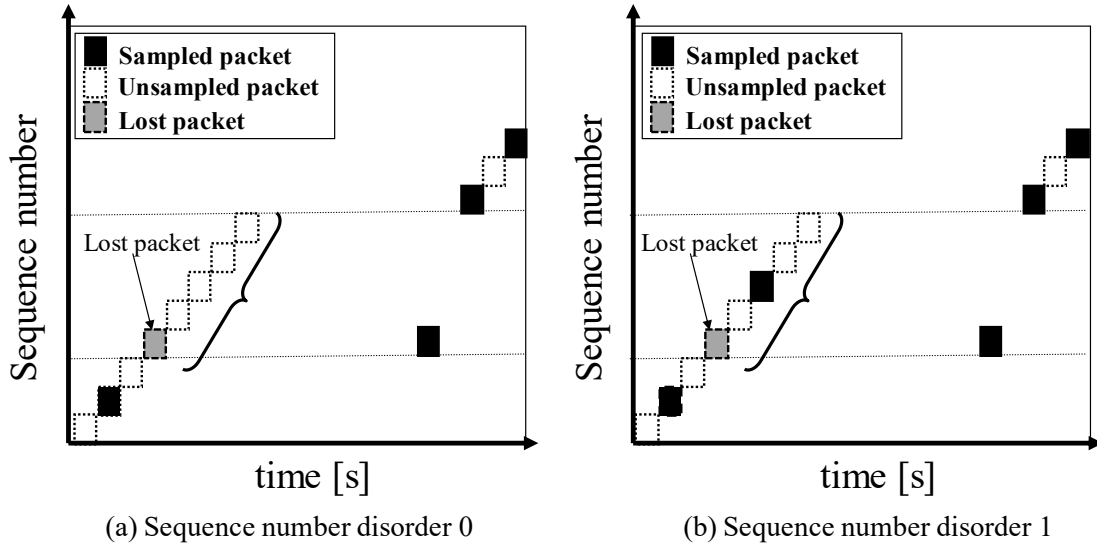


図 3-4 シーケンス番号の逆転が認識できないケース

パケットサンプリングを行った場合、仮に再送パケット(図 3-1(b))が確実に観測できるとすると、ACK の重複度とシーケンス番号の逆転度が一致するため、逆転度分布も図 3-2(b) 同様、分布の平均値が本来の平均値にサンプリング確率倍されたものとなる。しかし再送パケットは確率 s でしか観測できないため、逆転度分布の大きさは逆転度 i が 1 以上の領域では、重複度分布の s 倍となり (図 3-3, (数式 3-2)), 逆転度 i が 0 の領域では重複度分布の s 倍に再送パケットが観測できない確率を加えた値となる。

$$P_{sn}(p, s, i) = \begin{cases} sP(p, s, i) & i \geq 1 \\ sP(p, s, 0) + (1-s) & i = 0 \end{cases} \quad (\text{数式 3-2})$$

ただし逆転度の定義により、逆転度が 0 の場合にはシーケンス番号が単純増加しているように観測することになり(図 3-4(a)), 逆転を認識できない。逆転度が 1 以上でシーケンス番号の逆転を認識できるようになる(図 3-4(b))。このためパケットサンプリングを行った際に逆転現象を観測できる確率 Q_{sn} は(数式 3-3)となる。

$$Q_{sn}(p, s) = s - P_{sn}(p, s, 0) = s\{1 - P(p, s, 0)\} \quad (\text{数式 3-3})$$

$Q_{sn}(p, s)$ はパケットロス率 p の環境をサンプリング確率 s で観測したときの逆転現象の観測確率である。ここで $P(p, s, i)$ は重複度分布である。重複度分布は TCP の輻輳制御アルゴリズムに依存するため TCP の version 毎に異なる。一例として TCP NewReno[186] の場合は文献[204]で明らかにされており $P(p, s, 0)$ は (数式 3-4) となる。

$$P(p, s, 0) = e^{-s\sqrt{\frac{4}{3p}}} \quad (\text{数式 3-4})$$

(数式 3-3)により逆転現象の数, すなわちパケットロス数が導出できるが, (数式 3-3)のパラメタとしてパケットロス率が必要となる. しかしながら適当なパケットロス率 $p(>0)$ を(数式 3-3)に代入しても, 得られた結果をパケットロス率に変換して再度(数式 3-3)に代入する行為を繰り返すと真のパケットロス率に収束する.

パケットをロス発生地点より後ろで観測した場合, パケットをロス発生地点より前で観測した場合よりも $s=1$ の場合で 1 パケット(ロスパケット)分, 逆転度が少なく見える. しかしながらパケットサンプリングを行うことで, このずれは小さくなり, $s=1/10$ ではロスパケット分のずれは推定精度に大きな影響を与えない. (3.4.2 の図 3-6 と図 3-7 の比較結果参照)

シーケンス番号の逆転現象の数に着目した TCP パケットロス推定手法の具体的な手順を示す.

1. 観測値として対象 TCP フローのシーケンス番号の逆転現象の数と通信量を計測する. 通信量はシーケンス番号の差分などで簡単に取得可能である. 逆転現象の数を SN , 通信量を TH とする.
2. 初期設定としてパケットロス率 $p_i(>0)$ を決める.
3. サンプリング確率 s とパケットロス率 p_i を用いて観測確率 $Q_{sn}(p_i, s)$ を算出する.
4. (数式 3-5)より本来のパケットロス数 x_i を推定する.

$$x_i = \frac{SN}{Q_{sn}(p_i, s)} \quad (\text{数式 3-5})$$

5. (数式 3-6)よりパケットロス率を求める.

$$p_{i+1} = \frac{x_i}{TH} \quad (\text{数式 3-6})$$

6. (数式 3-7)を満たすまで 3~5 を繰り返す. ここで p は適当な固定値とする.

$$\frac{p_{i+1} - p_i}{p_{i+1}} < \alpha \quad (\text{数式 3-7})$$

なお本アルゴリズムは New Reno 以外の version の TCP のパケットロスを推定することも可能である. この場合には対応する TCP version の重複度分布 $P(p, s, 0)$ を用いて(数式 3-3)を計算すればよい. 本アルゴリズムは反復計算により数値的に解を得ているため, 重複度分布 $P(p, s, 0)$ は必ずしも解析表現を必要とせず, 数値的に計算できれば良い.

3.4 シミュレーション評価

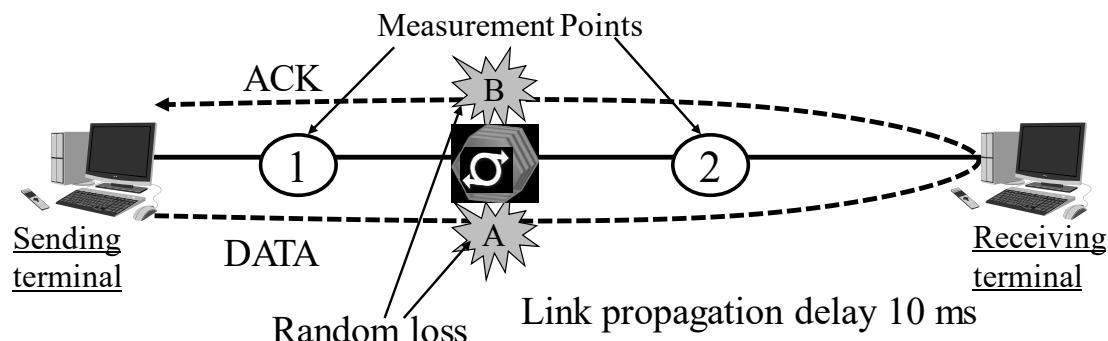


図 3-5 ネットワークトポロジ

本節では network simulator(ns-2)[188]を用いて提案手法と関連研究を評価した．本節でその結果を報告する．はじめにシミュレーション評価モデルを示す．本評価では TCP NewReno を使用するが，3.5.3 項の議論のように他の version でも同様の結果を得ることができる．

3.4.1 評価モデル

A) ネットワークトポロジ

図 3-5 にネットワークトポロジを示す．送信端末と受信端末の通信経路上にパケットロス発生地点が存在する．この地点に対して計測地点が送信側寄りか受信側寄りかの 2 点の可能性がある，パケットロスがデータ側か ACK 側かの可能性がある．これらを含めて網羅するため，観測地点（1 と 2）とパケットロス地点（A と B）が存在するモデルを考える．図 3-5 ではデータ転送経路と ACK 転送経路が同一になっているが，同一ではない場合にも以下の議論が同一に適用できる．

B) 伝搬遅延伝

搬遅延は計測精度には無関係であるため，End-to-End の伝搬遅延は 10ms とした．この結果 RTT(Round Trip Time)は約 20ms となる．帯域幅は，本提案手法では精度に影響がないため，1Gbps とした．

C) 設定パケットロス率とパケットロス地点

パケットロス率は 0.1%から 4.0%の範囲を設定する．パケットロス率がこれよりも大きくなると TCP のスループットが著しく低下し，実際の通信には支障を来す．また，これ以上小さいパケットロス率でも，TCP スループットにほとんど影響がないため，この範囲のロス率での評価を行う．設定する地点は図 3-5 のネットワークの A と B の二か所である．A はデータパケットに対するパケットロスであり，B は ACK パケットに対するパケットロスである．パケットロスは A と B は同じ値とした．

D) 観測地点

パケットの観測地点として図 3-5 の 1 と 2 の二か所を設定した。1 はパケットロス地点よりも送信側で観測する場合、2 はパケットロス地点よりも受信側で観測する場合である。これにより End-to-End パケットロスを推定する際に観測地点により大きな影響を受けるかどうかを評価する。

E) サンプリング確率

サンプリング確率は観測地点を通過するパケットの何%を観測対象にするかの指標である。本評価では 1/1 から 1/10 までの 10 種類を評価する。パケットを取得するパターンとしてはランダムサンプリング手法を採用した。ランダムサンプリングは各パケットに対して 0~1 の範囲の乱数を発生させ、その結果とサンプリング確率を比較し、乱数値がサンプリング確率よりも小さい場合にパケットを取得する方法である。

3.4.2 推定精度比較

本項では関連研究と提案手法の両手法でパケットロス率を推定する。そして推定結果より、提案手法が関連研究と同程度の推定精度であること、End-to-End パケットロスの推定値が観測場所に依らないことを示す。

サンプリング確率を $s=1/10$ と設定し、以下の(a)-(e)の推定結果を評価した。観測地点 1 の推定結果を図 3-6、観測地点 2 の推定結果を図 3-7 に示す。共に横軸が実際のパケットロス率、縦軸が推定パケットロス率を示す。

- (a) TRUE: 真のパケットロス率
- (b) X_{sn}/TH : 提案手法(逆転現象を観測確率で補正)
- (c) SN/TH : 逆転現象を観測確率で補正しない場合
- (d) X_{ack}/TH : 関連研究(重複 ACK を観測確率で補正)
- (e) ACK/TH : 重複 ACK を観測確率で補正しない場合

(c)の推定結果を確認すると(a)の結果より 1/10 から 1/20 程度の小さな値を示す。これはサンプリングを行うとシーケンス番号の逆転現象の多くを見逃しており、シーケンス番号の逆転現象の数をそのままパケットロス数と見做すことが出来ないことを意味する。

(b)の推定結果を確認すると誤差 20%以内で(a)の結果に追従している。(b)は(c)の観測値を観測確率で補正した手法である。このため提案手法の観測確率はサンプリングの要素を考慮してシーケンス番号の逆転数を正しく補正できていることが分かる。

(d)の推定結果を確認すると誤差 10%以内で(a)の結果に追従しており(b)の結果とほぼ同じ傾向を示す。よって本計測条件での提案手法のパケットロス推定精度は、関連研究のパケットロス推定精度とほぼ同じであるといえる。

次に図 3-6 と図 3-7 のパケットロス推定結果を比較する。観測地点 1 の(d)(e)では、観測対象の ACK パケットが B 地点でロスしている。同様に観測地点 2 の(b)(c)では観測対象のデータパケットが A 地点でロスしている。しかしながら図 3-6 と図 3-7 の推定結果は共に

誤差が 20%以内に収まっており大きく変化していない。このことから関連研究と提案手法は、観測地点とパケットロス発生地点の位置関係に関わらず、End-to-End パケットロス率を推定できることが分かる。

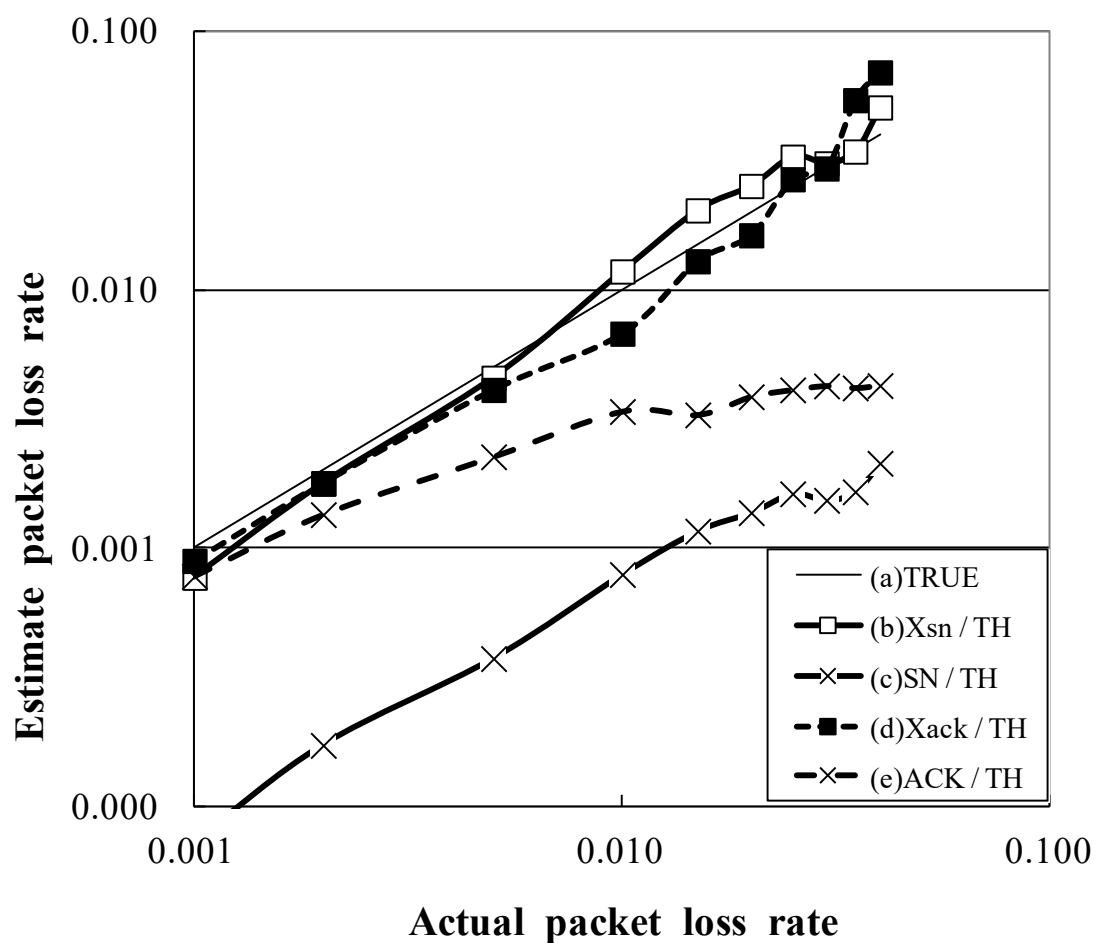


図 3-6 観測地点 1 のパケットロス率推定結果($s=1/10$)

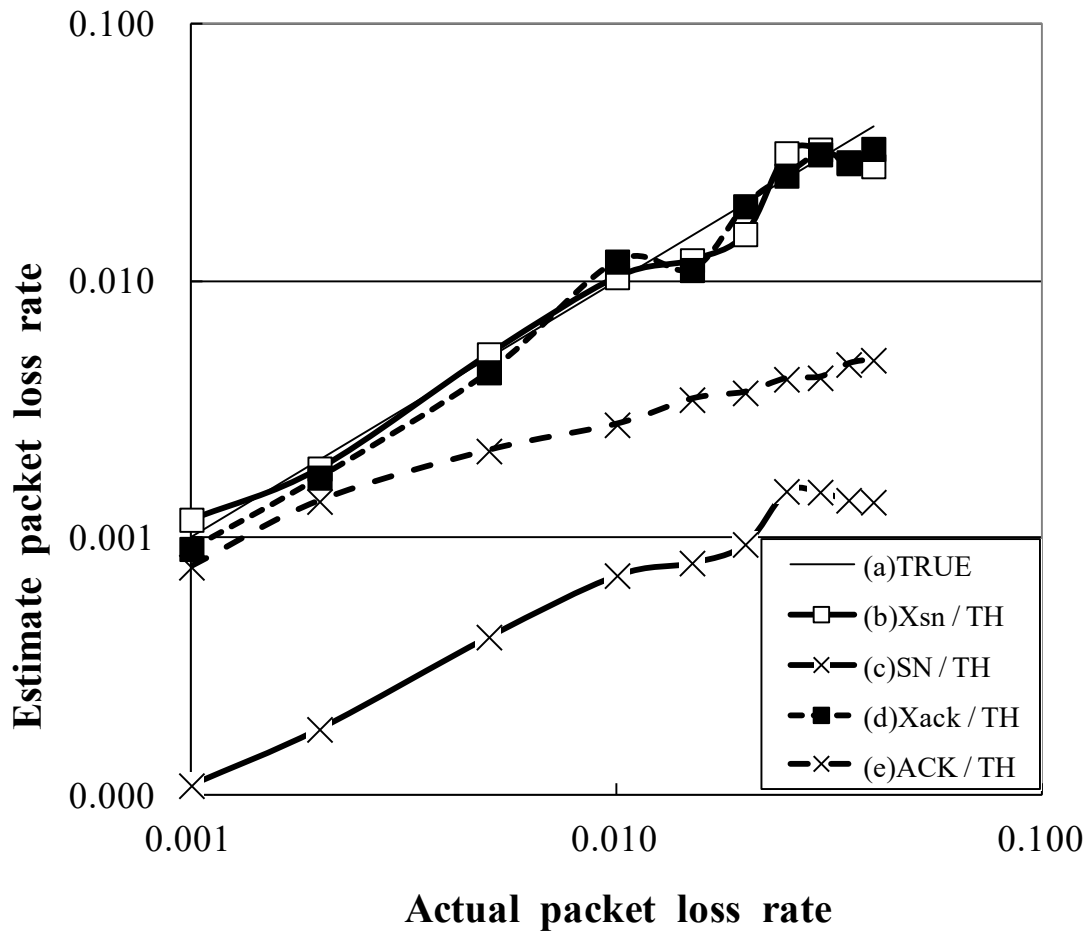


図 3-7 観測地点 2 のパケットロス率推定結果($s=1/10$)

3.4.3 提案手法のパラメタ特性評価

本項ではパケットロス率やサンプリング確率を変化させて提案手法のパケットロス推定精度を評価する。評価結果により提案手法の適用条件を明らかにする。

はじめに推定精度を評価する指標として(数式 3-8)のエラー e を定義する。ここで p は実際のパケットロス率 X は推定パケットロス率を意味する。

$$e = \frac{|p - X|}{p} \quad (\text{数式 3-8})$$

図 3-8 はシーケンス番号の逆転数を基に確率補正を行わずに算出したパケットロス率(数式 3-8)の X に代入した場合のエラーである。 $s=1/2$ の場合で 0.5 以上、 $s=1/5$ では 0.8 以上のエラーとなっている。この結果よりパケットサンプリングを行った場合、シーケンス番号の逆転数を補正しない場合はどの条件でも実際の値と大きく乖離している。

一方図 3-9 は、提案手法を用いてシーケンス番号の逆転数を基に確率補正を行って算出したパケットロス率を、(数式 3-8)の X に代入した場合のエラーである。サンプリング確率

が低くなるにつれ、エラーが徐々に大きくなるが、 $s=1/10$ でも0.3以下である。この結果より、様々なパケットロス率やサンプリング確率でも提案手法の確率補正によりエラーを大きく減少できることが分かる。仮に0.2以下のエラーを許容する場合には $s=1/6$ まで、0.3以下のエラーを許容する場合には $s=1/10$ までのサンプリング確率を選択できる。

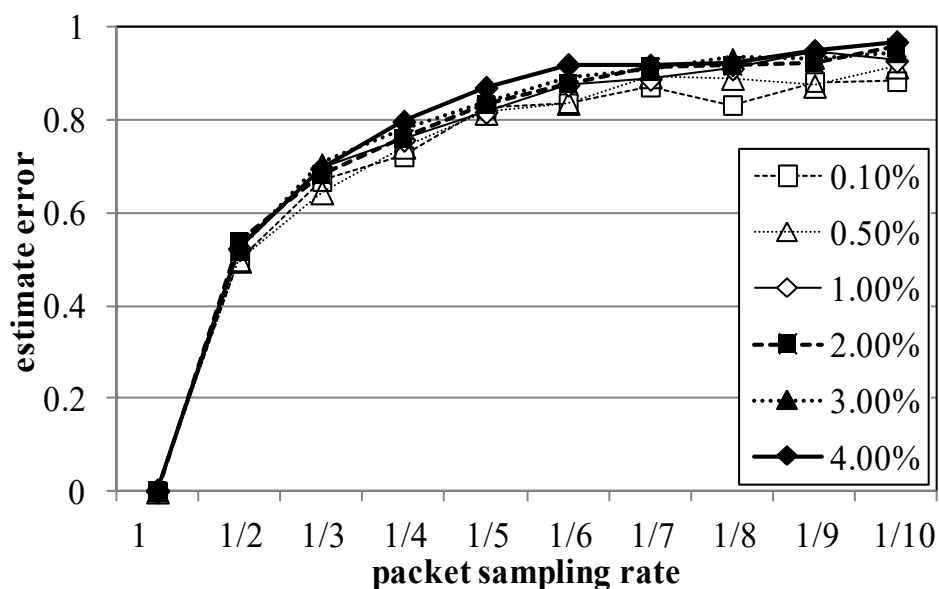


図 3-8 観測確率 Q_{sn} で補正しない場合の推定精度

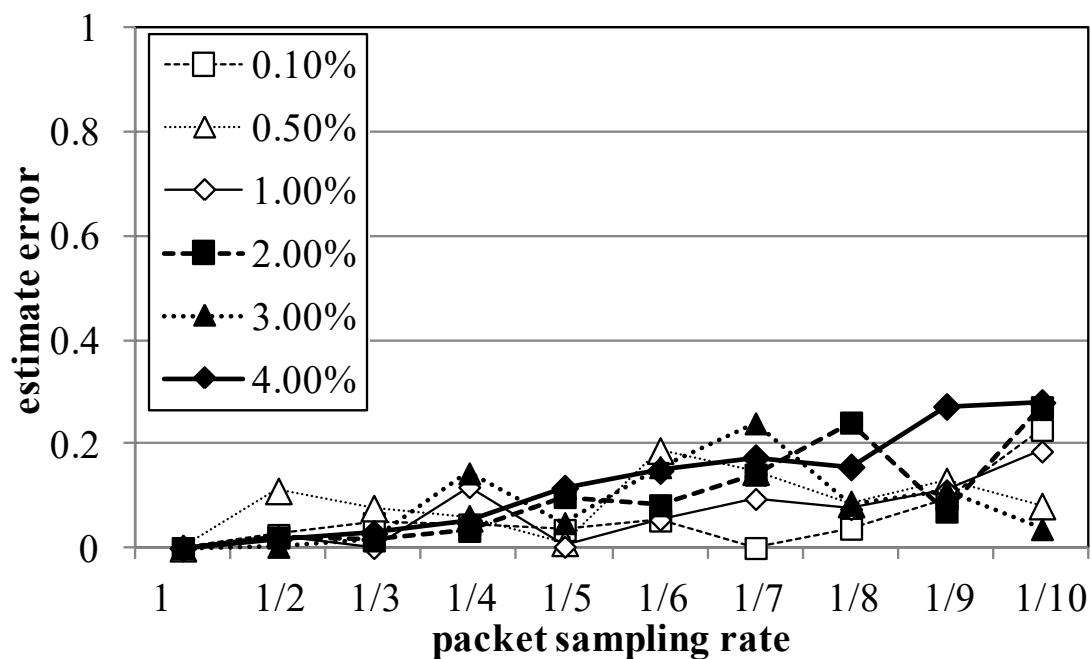


図 3-9 観測確率 Q_{sn} で補正した場合の推定精度

3.4.4 計算コスト評価

本項ではパケットロス率やサンプリング確率を変化させて提案手法の反復計算にかかるコストを評価する。評価結果により推定パケットロス率は初期パケットロス率 $p_0(>0)$ に関わらず同じ値に収束すること、反復計算回数は高々数回程度であり計算資源への影響が少ないことを示す。

初期パケットロス率 p_0 が推定結果に与える影響を評価するため、複数の p_0 による推定結果を比較する。図 3-10 にパケットロス率 1% の環境をサンプリング確率 $s=1/10$ で観測後、4 種類の p_0 を用いてパケットロス率を推定した反復過程を示す。図 3-10 では p_0 を 0.1 ～ 0.0001 まで広範囲に変化させたが、どの初期値を用いても数回の反復で $p=0.012$ に収束する。この結果から適当な初期値 p_0 を用いても推定結果には影響しないと言える。

次に反復計算回数はパケットロス率やサンプリング確率によりどのように変化するかを評価する。図 3-11 にパケットロス率、サンプリング確率を変化させた場合の反復計算 (STEP3～5) の収束までの計算回数を示す。ここでは $p_0=SNTH$ 、推定アルゴリズムの STEP6 の収束条件として $\alpha=0.1$ と設定した。図 3-11 よりサンプリング確率が低くなるほど、またパケットロス率が高くなるほど反復計算回数が多くなる。調査点の 75%(=46/60) 以上は 2 回以下の反復計算で収束し、多い場合でも 4 回の反復計算で収束する。安定動作しているネットワークでは通常パケットロス率は低く抑えられているため、平常時で 2 回程度、品質劣化時で 3、4 回程度の反復回数となると言える。

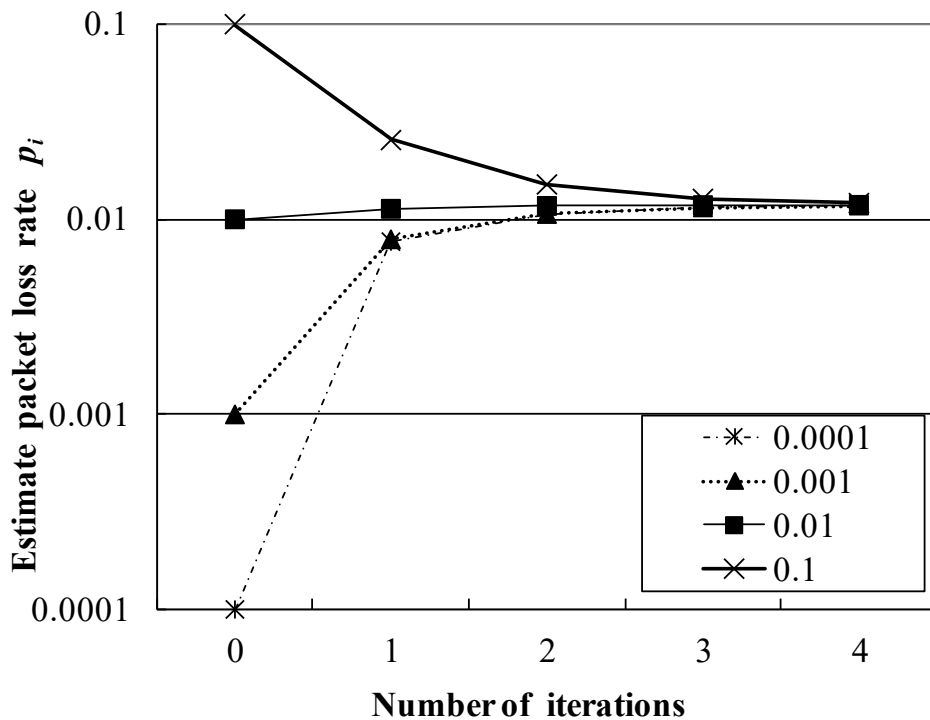


図 3-10 初期 p_0 の違いによる反復過程 ($s=1/10$, $p=0.01$)

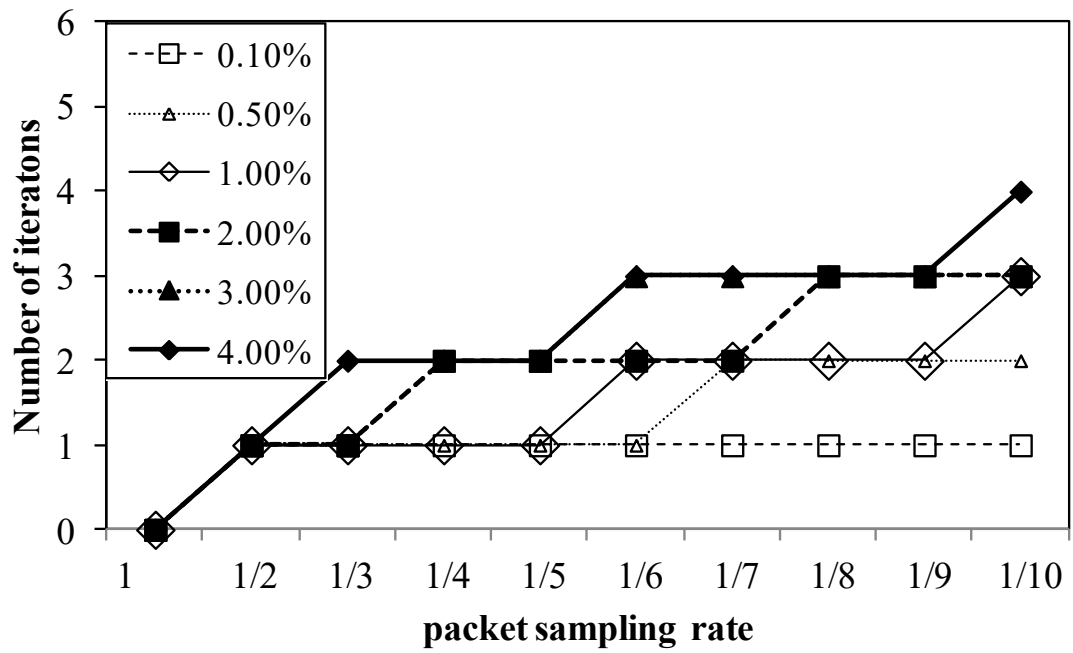


図 3-11 収束するまでの反復計算回数

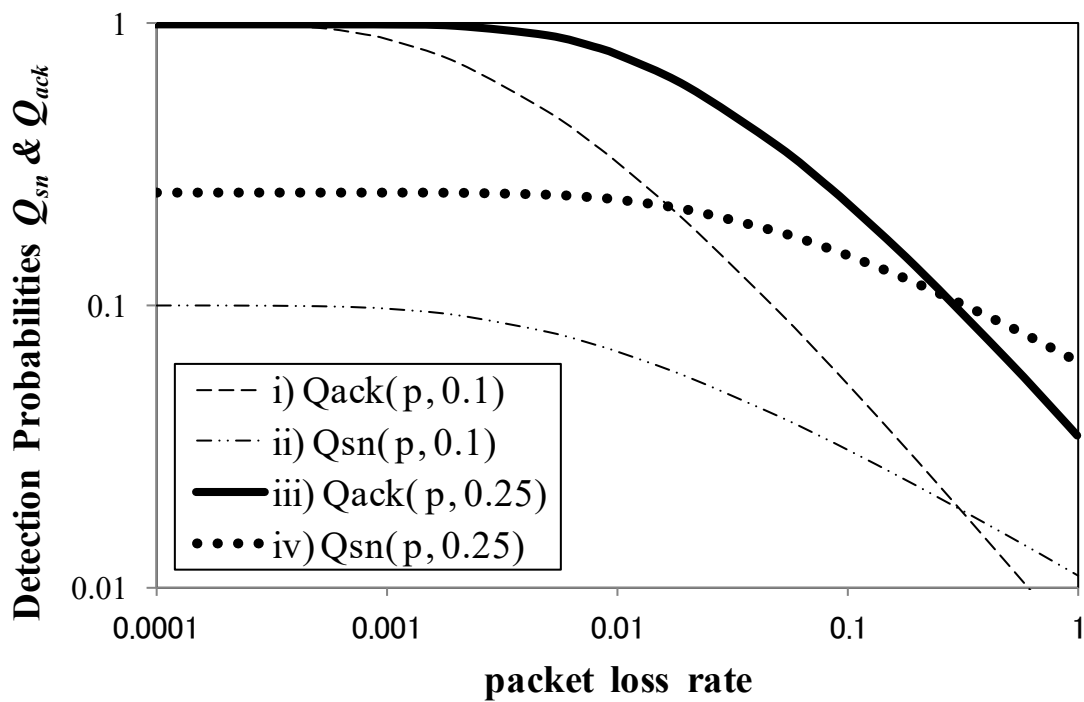


図 3-12 観測確率 Q_{sn} と Q_{ack} の比較 ($s=1/4, 1/10$)

3.5 考察

3.5.1 関連研究と提案手法の比較

本項では提案手法と関連研究について議論する．観測確率は高いほどサンプリング時の重複 ACK やシーケンス番号の逆転の事象を多く観測できる．観測事象が多い方が一般的に統計処理の精度が高い．図 3-12 に以下の(i)-(iv)の観測確率を示す．ここで関連研究の観測確率を $Q_{ack}(p, s)$ とする． $Q_{ack}(p, s)$ は文献[204]より(数式 3-9)を利用する．

$$Q_{ack}(p, s) = 1 - e^{-s\sqrt{\frac{4}{3p}}} \left(1 + s\sqrt{\frac{4}{3p}}\right) \quad (\text{数式 3-9})$$

- 1 $Q_{ack}(p, 0.1)$: 関連研究の $s=1/10$ の観測確率
- 2 $Q_{sn}(p, 0.1)$: 提案手法の $s=1/10$ の観測確率
- 3 $Q_{ack}(p, 0.25)$: 関連研究の $s=1/4$ の観測確率
- 4 $Q_{sn}(p, 0.25)$: 提案手法の $s=1/4$ の観測確率

Q_{sn} と Q_{ack} を比較すると観測確率は $p < 0.1$ の領域では Q_{ack} の方が高い．このため平常時や品質劣化が小規模の場合は関連研究の方が高精度にパケットロス率を推定できる．品質劣化が大規模の場合に一部の条件で提案手法の方がパケットロス率の推定精度が高くなる．

提案手法と関連研究の両方でパケットロス率が低い方の観測確率が高い．同様にサンプリング確率が高い方の観測確率が高い．これより両手法ともこの領域でのパケットロス率推定精度が良いことを意味する．

3.5.2 適用領域について

はじめに提案手法および関連研究の適用領域について議論する．3.5.1 の観測確率の比較結果により，関連研究と提案手法の両方の手法が採用できる場合，多くの観測条件で $Q_{ack} > Q_{sn}$ となるため，関連研究の手法を採用する方が高精度の推定が可能となる．一方，往復の通信経路が異なる場合，関連研究では観測地点を通過するフロー品質を計測することができないが，提案手法では観測地点を通過するフロー品質を直接計測しているため，提案手法しか適用することはできない．また提案手法と関連研究を同時に適用する場合，観測地点の片方向パケットを観測するだけで双方向のフロー品質を計測可能（順方向品質を提案手法で，逆方向品質を関連研究で推定する）となる．どちらか一方の推定手法だけで双方向のフロー品質を計測するためには双方向パケットを観測する必要がある．このため両手法を同時に使用することでサンプリング確率が実質半分になるという効果も期待できる．

次に提案手法および関連研究で推定したフロー品質結果の利用方法について議論する．両手法共にパケットサンプリングを行うことで観測地点を通過する大量の End-to-End フ

ロー品質を高速に計測できる。大量の End-to-End フロー品質とネットワークのルーティング情報/トポロジ情報と合わせると、ネットワークトモグラフィ技術[190-192]を適用することで、ネットワーク内の品質劣化箇所を推定できる。この技術では異なる経路を持つフロー品質の数に応じて品質劣化箇所の推定精度が向上する。さらに利用するフロー品質は品質の良い悪い程度の粒度で良い。このため推定誤差は生じるが一か所の観測地点で異なる経路のフロー品質を大量に収集できる提案手法および関連研究と組み合わせることで効果的なネットワーク管理を実現できる。

最後に提案手法および関連研究で適用可能なサンプリング確率について議論する。ルータ等に備わっている sFlow/NetFlow 等の一般的なサンプリング性能は $s=1/100$ から $1/10000$ であることが多い。提案手法および関連研究が適用可能なサンプリング確率は $s=1/10$ 近辺であり、そのまま適用することは難しい。しかしながら、ACL ベースサンプリング等の特定フローのみ高確率でサンプリングするルータ等で提案手法を実施することで、抽出する特定フローのサンプリング確率を $s=1$ とすることなくパケットロス率を計測することができる。この結果、抽出する特定するフロー数が増加したり、ルータの負荷が低下したりする等の効果が期待でき、提案手法および関連研究が有効に機能する。

3.5.3 複数 TCP version の混在環境について

本項では複数 TCP version 混在環境の提案手法の適用方法を議論する。TCP は現在も進化を続けており、現在のネットワークにおいても様々な version の TCP が存在し、さらに新しい TCP バージョンも研究レベルで多数提案されているため、混在環境での本提案方式の妥当性検証が必要である。TCP バージョンとして、Windows XP/2000/98 や Linux kernel2.4 等では Reno/NewReno[186], Windows Vista では Compound TCP[205], Linux kernel2.6 以降では CUBIC[206]が使用されている。その他にも多数の輻輳制御アルゴリズム、例えば[207-209]が知られている。

はじめに、提案手法を個々の TCP version へ適用する方法について議論する。提案手法の(数式 3-1)から(数式 3-3)はシーケンス番号の逆転現象が観測できる条件から導出しており、TCP の version に依存しない。一方、(数式 3-4)の逆転度の確率分布 $P_{sn}(p, s, \lambda)$ はパケットロスが発生した瞬間の輻輳ウィンドウサイズであるため TCP version に依存する。このため TCP version 毎に(数式 3-4)の逆転度の確率分布 $P_{sn}(p, s, \lambda)$ を導出し、(数式 3-1)から(数式 3-3)に適用すれば、どの version の TCP に対しても提案手法を適用できる。ここで提案手法は反復計算により数値的に解いているため、(数式 3-4)の逆転度の分布も数値的に判明していれば解くことができ、必ずしも解析表現を必要としない。

次に複数 TCP version の混在環境で提案手法を適用する方法について議論する。事前に個々の version の逆転度の確率分布 $P_{sn}(p, s, \lambda)$ は判明しているものとする。その場合でも、TCP version はパケットヘッダに記載がないため、複数の TCP version のフローが混在している場合には、観測したパケットにどの version の式を適用すればよいか、直接は判別で

きない。

そこで、試行錯誤的に **version** を判別するアルゴリズムを提案する。アルゴリズム Step4 の(数式 3-5)に着目する。この式は観測した逆転度の数をその割合で除することで本来の数を推定している。3.3 章のアルゴリズムでは観測できる逆転度が最も多くなるように、逆転度 1 以上の逆転現象の数を数え、その割合を示す(数式 3-3)で除算しているが、逆転度 2 以上の逆転現象の数を数え、その割合を示す(数式 3-10)で除算してもよいはずである。

$$Q_{sn}(p,s) = s\{1 - P(p,s,0) - P(p,s,1)\} \quad (\text{数式 3-10})$$

ここで想定した TCP version と実際の TCP version が一致しているときのみ、(数式 3-3)を使った結果と(数式 3-10)を使った結果は一致する。このため複数 TCP version の混在環境でも次のような自己チェックを行う試行錯誤アルゴリズムにより提案手法を用いてパケットロス率を推定できる。

1. 観測値として対象 TCP フローのシーケンス番号の逆転現象の数と通信量を計測する。逆転度 1 以上の逆転現象の数を $SN1$ 、逆転度 2 以上の逆転現象の数を $SN2$ 、通信量を TH とする。
2. TCP version を選択する。
3. サンプルング確率 s 、逆転現象の数 $SN1$ 、通信量 TH から、選択した TCP version の逆転度分布を使った(数式 3-3)を算出し、パケットロス率 p_a を推定する。
4. サンプルング確率 s 、逆転現象の数 $SN2$ 、通信量 TH から、選択した TCP version の逆転度分布を使った(数式 3-10)を算出し、パケットロス率 p_b を推定する。
5. パケットロス率 p_a とパケットロス率 p_b を比較。両パケットロス率の差を今回計算した TCP version の推定誤差とする。
6. 逆転度の確率分布が判明している TCP version のパケットロス推定がすべて完了していると Step7 へ移動。未完了の場合 Step2 に戻る。
7. 全 TCP version の推定誤差を比較する。最も誤差の少ない TCP version の推定結果をパケットロス率として採用する。

3.6 おわりに

本研究では、パケットをサンプリング採取して計測を行う場合に精度良くパケットロスを推定することを目的とし、シーケンス番号の逆転現象の数に着目した新しいパケットロス推定手法を提案した。この手法では順方向のパケットを観測して、順方向のフロー品質を計測する手法である。そしてシミュレーションにより、シーケンス番号の逆転現象の数を観測確率で補正することにより、本来発生したパケットロス数を正しく推定できることを示した。

シーケンス番号の逆転に着目した提案手法と重複ACKに着目した関連研究を組み合わせると、個別に使う場合は計測結果を補い合い、同時に使う場合は回線の片側パケットを計測するだけで双方向の通信品質を把握する、といった使い分けができる。

今後の課題としては品質劣化時に迅速に対処を行うために、計測結果をネットワークモグラフィなどの分析技術と連携する方法を検討する必要がある。

4. ブルームフィルタによる重複 ACK パケットの軽量計測

4.1 はじめに

近年、ネットワークをフロー単位で監視するフロー計測技術が注目されている。特にパケットロスを含むフロー品質を計測することは、ユーザの QoS を直接把握できることや、ネットワークトモグラフィ技術など[190-192]と組み合わせてネットワークの障害箇所を少ないコストで把握することが出来るため有用である。一方で従来の SNMP[189]よりも処理内容が増えるため、大規模・高速ネットワークでは使用する資源量が問題となる。フロー計測のために 1 パケットに対して行っている計算自体は多くないが、高速回線では処理するパケット量自体が多く、通常の PC ではパケットのキャプチャ自体に多くの CPU 使用率を使用する、また通常の NIC ではワイヤレートのキャプチャ処理自体が出来ない場合が多い[210]。ここでフローとは、IP ヘッダのうち送信元・宛先の IP アドレスと送信元・宛先ポート番号とプロトコル番号が等しいパケットの集合のことである。

フロー計測技術の代表的なアプローチとして 2 つの方法がある。ひとつは高速ネットワーク監視用にカスタマイズされた特別なハードウェア (ASIC や FPGA, ネットワーク処理専用の CPU 等) を用いてパケットを取得する方法である[210, 211]。もうひとつは sFlow[176]や NetFlow[193], IPFIX[194], PSAMP[195]などのパケットサンプリング技術を用いて部分的な情報から監視する値を統計的に推定する手法である[177, 182, 196, 198-204, 212, 213]。

高速ネットワーク監視用の装置では、単純にキャプチャ処理のみ高速化に対応している装置が多く[210, 211]、その後の品質解析は一般の PCで行っている。ただしログに全パケットが記録されているため、品質解析を行う PCには多くの計算資源が必要となる。

一方パケットサンプリング技術では、sFlow・NetFlow 機構のようなネットワーク装置 (エクスポート) でパケットを取得し、それをコレクタに送付するアーキテクチャが一般的となる。ここでエクスポートはリアルタイムにパケット毎の処理を行うため高速処理となるが、コレクタではエクスポートで集計された統計値やサンプリングされた後のログを非リアルタイムで扱えば良いため、エクスポートの数分の一の処理性能で十分となる。この役割の差を考慮してエクスポートとコレクタに処理を分配する場合、エクスポートではリアルタイム処理が得意な ASIC や FPGA による並列処理を行い、ステートレス処理を高速に行い、コレクタでは汎用プロセッサを用いてステート処理や統計計算等を含むその残りの複雑な処理を行うという役割分担を行うことが多い[214-216]。

このパケットサンプリング技術を用いた品質計測手法で TCP パケットロスを直接計測する手法として[204, 213]が存在する。この手法ではサンプリング後に観測されるパケット群から重複 ACK をカウントして、統計的な補正を行ってパケットロスを推定する手法であ

る。この手法では重複 ACK 現象のカウントがステート処理となり、エクスポートで行うことが難しく、コレクタで実施する必要がある。

本論文では TCP パケットロス計測手法[204]を拡張する。重複 ACK 現象のカウントを、ブルームフィルタを用いて処理の一部をステートレス化することで、エクスポートでの実施を可能にする。重複 ACK 現象のカウントの一部をエクスポートで実施できるようになったことで、エクスポートからコレクタに対してパケットヘッダそのものを送る必要がなくなり、コレクタ側で必要であったパケットヘッダのキャプチャに必要であった CPU 性能を大幅に減らすことができる。さらに 1 台のエクスポートを収容するために必要なコレクタ性能が下がることで、従来よりも多くのエクスポートを 1 台のコレクタに収容できるようになる。

以下、4.2 節で関連研究について紹介し、4.3 節でブルームフィルタを用いて TCP パケットロス計測手法[204]を拡張した提案手法について述べる。4.4 節と 4.5 節で試作システムとその性能評価結果を示し、提案手法が少量のメモリ資源・低い CPU 負荷で TCP パケットロスを推定出来ることを示す。4.6 節で実験結果から考察し、4.7 節で本章をまとめる。

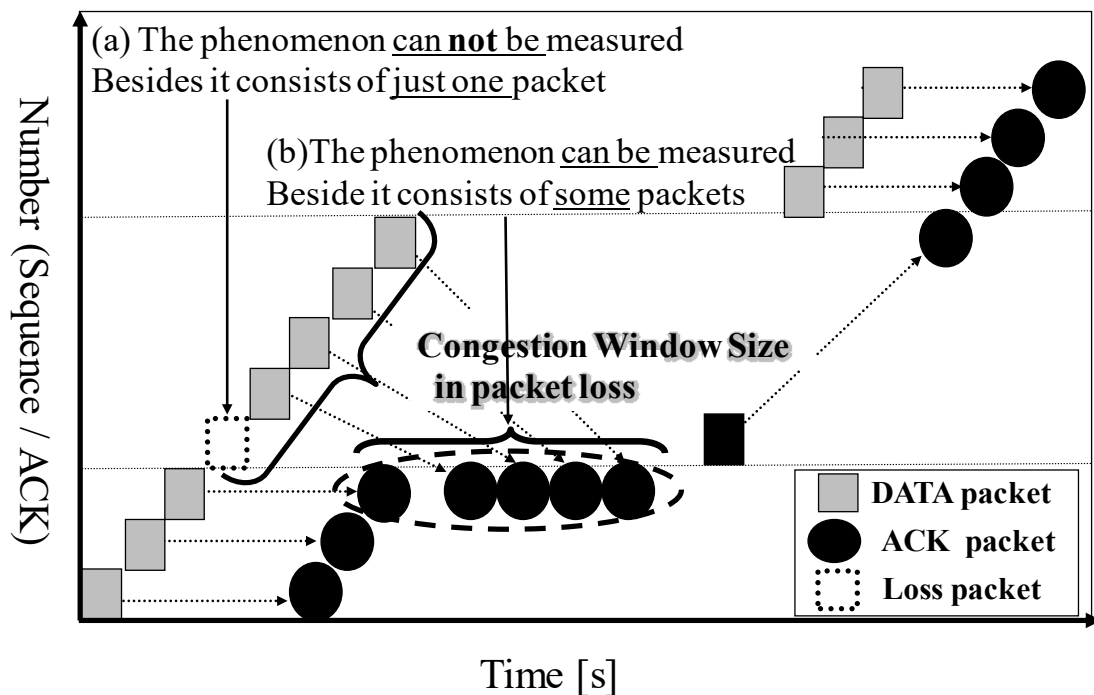


図 4-1 パケットロス時の番号 (Sequence / ACK) の遷移

(a)パケットロスは 1 パケットの現象, (b)重複 ACK は複数パケットから構成される現象

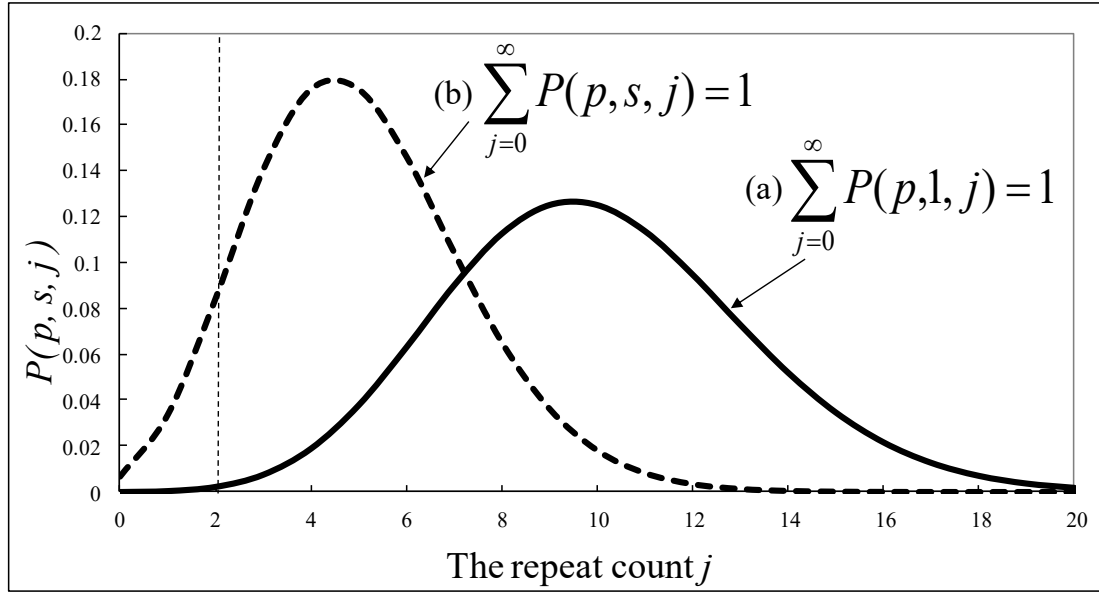


図 4-2 重複 ACK 現象の構成パケット数分布
(a) オリジナルの分布, (b) サンプルング確率 s で観測した分布

4.2 文献[204]の方法

本節では文献[204]の TCP パケットロス推定手法について紹介する. この手法は重複 ACK 現象に着目して, 逆方向パケットを観測して, 順方向の品質を推定する.

TCP ヘッダには送信側から受信側に転送されるパケット順序を示すシーケンス番号が記載されている. よってこの番号を観測すればパケットに抜けが存在することを検出できるはずである. しかしながら一般的なサンプルング方式ではランダムにパケットをサンプルングするため, 仮にひとつのパケット番号の抜けが観測されても, それがサンプルングによるものなのか, パケットロスによるものなのかを識別できない(図 4-1(a)).

文献[204]ではこの問題を解決するために受信端末から送信端末に返信される ACK パケットに着目した手法である. ACK パケットはパケットロスが発生していない場合は単調増加していくが, パケットロスが発生した場合は重複 ACK 現象が発生する(図 4-1(b)). この重複 ACK 現象は複数パケットで構成されているため, サンプルング後も観測できる可能性が高い. しかし複数のパケットであっても, 依然その一部はサンプルングすることにより観測されなくなってしまう. 文献[204]ではこの見逃し量を統計的に見積もり, 確率的に補正することで, 本来発生した重複 ACK 現象の量を推定する.

ここで重複 ACK 現象の観測確率 Q_{ack} について説明する. Repeat count j の定義として, 重複 ACK 現象が発生したときに, 重複 ACK 現象を構成する (同じ ACK 番号が連続 s する) 数とする. 例えば ACK 番号が 1, 2, 3, 3, 3, 3, 4 として観測された場合, 重複 ACK 現象が発生した時という条件がつくため, 3, 3, 3, 3 のみが議論対象となる. この重複 ACK

を構成するパケット数は4である．このため Repeat count 4 という重複 ACK 現象を1回観測したこととなる．

ここで $P(p, s, j)$ を、パケットロスが発生した際の条件の元での条件付き確率で、パケットロス確率 p の環境をサンプリング確率 s で観測して検出できる Repeat count j の重複 ACK 現象が重複 ACK 現象の総数に占める割合とする．ここでは p, s が変わると $P(p, s, j)$ の確率分布は変化するが、定義より(数式 4-1)が常に成立する(図 4-2)

$$\sum_{j=0}^{\infty} P(p, s, j) = 1 \quad (\text{数式 4-1})$$

しかしながら実際には Repeat count が 0 や 1 の場合には観測した ACK 番号は単純増加となるため、重複 ACK 現象が発生したことを認識できない．Repeat count が 2 以上の場合のみ重複 ACK 現象を認識できる．よってパケットロス率 p のときにサンプリング確率 s の際の重複 ACK 現象の観測確率 Q_{ack} は(数式 4-2)となる．

$$Q_{ack}(p, s) = 1 - \sum_{j=0}^1 P(p, s, j) \quad (\text{数式 4-2})$$

ここで $P(p, s, j)$ の確率分布が必要となる． $P(p, s, j)$ はパケットロス時の輻輳ウィンドウ幅に依存するため TCP の輻輳制御アルゴリズム毎に異なる．一例として TCP NewReno[186]の場合は文献[204]で(数式 4-3)で近似できることが示されている． b は TCP の delay ACK に関するパラメタ(通常 $b=2$)である．

$$P(p, s, j) = \frac{(s \sqrt{\frac{8}{3bp}})^j}{j!} e^{-s \sqrt{\frac{8}{3bp}}} \quad (\text{数式 4-3})$$

なお、ここでは TCP NewReno の $P(p, s, j)$ を例に挙げたが、該当する TCP の $P(p, s, j)$ が数値的に判明していればどの TCP に対しても適用することができる[213]．

観測確率が(数式 4-2)によって明らかとなるため、パケットサンプリングで観測できた重複 ACK 現象の数を ACK とすると、本来発生した重複 ACK 現象の数 X_{ack} は(数式 4-4)となる．

$$X_{ack} = \frac{ACK}{Q_{ack}(p, s)} \quad (\text{数式 4-4})$$

(数式 4-4)の ACK は観測値、サンプリング確率 s は設定値である．一方でパケットロス率 p は未知である．しかしながら文献[204]により、0 から 1 の範囲の任意の値を p として(数式 4-4)に代入しても、得られた X_{ack} をパケットロス率 p に変換し再度(数式 4-4)に代入するといった反復計算を行うと、本来発生した重複 ACK 現象の数に収束する．この反復計算は高々3回程度で収束する．

実システムではルータ等のパケット取得機能を持つエクスポートでパケットサンプリングを行い、PC 等のコレクタでデータ解析を実施することになる．システムとして効率的に品質計測を行う場合、複数エクスポートの結果をひとつのコレクタで処理する形態が考えられる．これを実現するためには、エクスポートとコレクタ処理を適切に配置する必要がある．

ある．文献[204]ではエクスポート処理はサンプリングのみの軽量処理であるが，コレクタ処理はイベントのカウントから統計計算までを行っており，エクスポートに比べて処理が重くなっている．

4.3 提案手法

本研究ではコレクタ処理の一部をエクスポートに移すことで処理の適切配置を実現する．ステートレス処理は次に到着するパケットと何らかの状態を共有しないため，並列処理が可能となる．この処理に時間がかかる場合，処理の並列度を上げることで容易に高速化が可能である．一方で同じメモリにアクセスする処理は，次に到着するパケットと何らかの状態を共有するため，処理を並列化することができず，次のパケットが到着するまでに処理を完了する必要がある．このため処理速度を向上するためにはステート処理に着目してその部分の高速化を図る必要がある．

文献[204]ではパケットサンプリング処理がステートレス処理で，重複 ACK 現象のカウント処理と統計処理がステート処理となる．本論文では，重複 ACK 現象のカウントに，ブルームフィルタを用いることで，完全な排他制御を必要としない手法を提案する．完全な排他制御を必要としない場合には，処理を並列化することで，ステートレス処理同様，回路処理やメモリレイテンシに制約されることなく実現できる．

4.3.1 基本概念

TCP の重複 ACK 現象をカウントするためには過去の ACK 番号や同一 ACK 番号の連続数などの状態を参照する必要がある．計測中の TCP フロー数は膨大なため，これらの情報をオンボードに配置することは難しい．外部メモリに配置する場合にはメモリレイテンシが高速化のボトルネックとなる．

この問題を解決するために SCBF (Space Code Bloom Filter) [217]を用いて厳密な排他制御を行わずに重複 ACK 現象をカウントする手法を提案する．SCBF とは高速ネットワークでのカウント技術の一つであり， N 個のブルームフィルタを用いて処理を並列化することにより，ある分類に属するパケットを N 個まで高速にカウントすることができる．通常の使い方ではパケットのフロー情報に相当するフィールドを参照してハッシュ計算を行い，対応するブルームフィルタのビットにマーキングする．ここでブルームフィルタを複数準備することで，該当するフローの通過パケット数を推定できる．提案する SCBF では TCP の ACK 番号に相当するフィールドを参照してハッシュ計算を行い，対応するブルームフィルタのビットにマーキングを行う．

あるパケットの処理中に次のパケットの処理を行うことが出来るためカウント処理を高速化できる．一方，排他制御を行わないため，本来発生した重複 ACK 現象の数を正確にカウントすることは出来ない(ここで SCBF を用いてカウントした重複 ACK 現象の値を重複

ACK 現象の射影値とする)。ただし、統計的にどの程度のカウント誤差が発生するかは予測できる。このため計測した重複 ACK 現象の射影値と計測した観測確率から本来発生した重複 ACK 現象の数を推定することができる。

4.3.2 推定方法

フロー計測システムとしては TCP パケットロス を推定するために以下の処理を実施する。

1. エクスポートでサンプリングし、重複 ACK 現象の射影のカウントを行う。
2. 重複 ACK 現象の射影値を統計量として挿入してエクスポートからコレクタに転送する。
3. コレクタの解析処理で受信した重複 ACK 現象の射影値を基に、統計処理(計測誤差確率を用いた重複 ACK 現象の発生確率の補正)を行う。

以降で 1 と 3 の処理内容について説明する。

I. 重複 ACK 現象の射影値のカウント

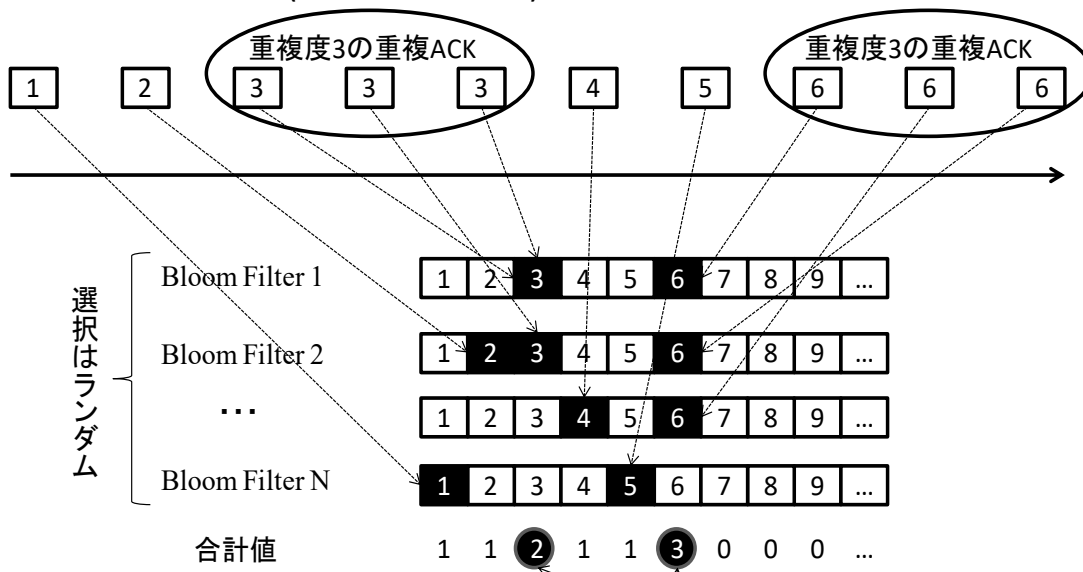
重複 ACK のカウント処理は、すべての ACK 番号を記録し、重複が存在するかどうかを確認することである。パケット毎にすべて異なるメモリに ACK 番号を記録し、一定間隔毎にメモリを参照、ACK 番号の重複の有無を確認することができれば、並列処理可能である。

しかしながら通常のメモリの使い方(例えば 32bit で 1 個の番号を記録)をすると、ACK 番号を仮に 32 個記録する場合には $32\text{bit} \times 32$ 個のメモリ空間を使用する。このメモリ空間はフロー毎に必要なため膨大な量となるこのため、通常のカウンタでは、ACK 番号をすべて記録するのではなく、フロー毎に最後の ACK 番号のみを記録しておき、フローの最新の ACK 番号と最後の ACK 番号を比較して重複の有無を確認する。重複 ACK 発生のカウント値を持っており、確認後は過去の ACK 番号を消去していく。あるフローのパケットが到着すると、そのフローの現在のカウント値をメモリから読み込み、その値を更新、再度メモリに書き込みを行う。という処理が発生する。この一連のサイクルを終えるまで同一のフローの次のパケットをカウントすることは出来ない。

一方、提案手法では SCBF を利用して情報を圧縮して記録している。ブルームフィルタでは各 bit に 1 個の番号の意味を持たせることが可能であり、32bit では最大 32 個の番号を記録することができる。このため提案手法ではブルームフィルタが効率的に番号を記録できる特徴を利用して一定期間内のすべての ACK 番号を記憶する。この処理では同一メモリを利用する必要がないため、別のメモリ空間を利用することが出来る。

SCBF もブルームフィルタを読み込み、更新し、再度メモリに書き込む、という処理は発生するが、前回と同じメモリ領域を使う必要がないため、並列処理を行うことが可能であり、高速化が容易になる。

パケット観測結果(TCPのACK番号)



Space Code Bloom Filterの記録

合計値≠1のACK番号で重複ACKが発生

図 4-3 SCBF による重複 ACK 現象の射影値のカウント

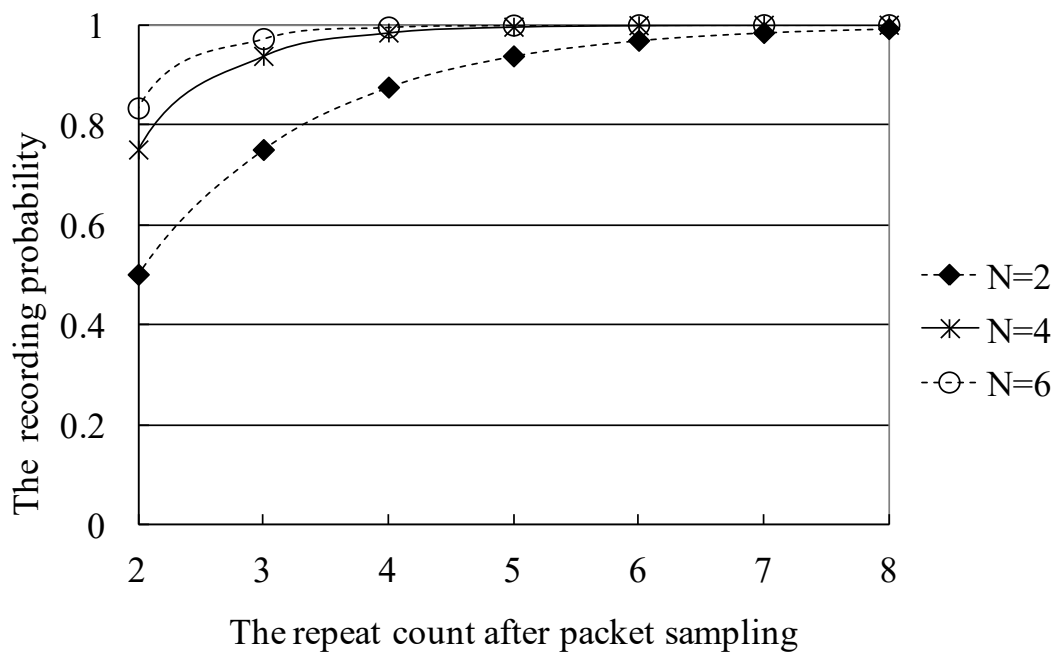


図 4-4 重複 ACK 現象の記録確率

提案手法では TCP の ACK 番号に相当するフィールドを参照し、対応するブルームフィルタのビットにマーキングする。パケットロスが発生していない ACK 番号はパケットがー

つしか発生しないため、該当する SCBF の値は 1 となる。一方でパケットロスが発生している箇所では重複 ACK 現象により同じ ACK 番号のパケットが複数発生するので、該当する SCBF の値は 2 以上である確率が高い(図 4-3)。このため $N \geq 2$ の SCBF を用いて、SCBF の値が 2 以上となっている ACK 番号の数を数えれば重複 ACK 現象の発生を知ることができる(図 4-3)。

以下に重複 ACK 現象の射影値の具体的なカウント方法について記載する。

- A) 事前準備 : BFT(ブルームフィルタのテーブル)を N 個($N \geq 2$)用意する。BFT は L 個のレコードを持ち、各レコードはフローID と観測した ACK 番号を記録する m ビットの BF(ブルームフィルタ)から構成される。
- B) パケット毎処理 :
 - (ア) 設定サンプリング確率でパケットを間引く。
 - (イ) 取得する場合は BFT を選択する。選択方法は、連続して同じブルームフィルタにアクセスせず、各 BFT が均等に利用される方法であれば良い。例えば、BFT には番号を付与しておき、前回のパケット取得で利用した BFT の次の番号の BFT を選択。前回は最後の番号の BFT の場合には最初の番号の BFT を選択するといった、ラウンドロビン等が考えられる。
 - (ウ) フローID にハッシュ計算を行い、選択した BFL の L レコードのどこに記録するかを選択。選択したレコードにフローID を記録して、BF に観測中のパケットの ACK 番号を記録(ACK 番号に対応するビットに 1 を記録)
- C) 集計処理 : 一定期間経過後、 N 個の BFT を読み込み、各フローID を参照して集計処理を行う。フロー毎に N 個の BF を参照して各 ACK 番号の通過個数をカウントし、コレクタに情報を通知する。通知する情報はフローID(送信元・宛先の IP アドレスと送信元・宛先ポート番号とプロトコル番号)とサンプリング確率、スループット関連情報(最大 ACK 番号と最小 ACK 番号)、パケットロス関連情報(重複 ACK 現象の射影値)である。ここでの重複 ACK 現象の射影値とは、BF を参照して同一 ACK 番号を 2 個以上検出した数である。集計処理後、BF の値をクリアする。

B)のパケット毎処理では、パケット毎にはラウンドロビンなど連続して同じブルームフィルタにアクセスしない方法を選択する必要がある。しかしながら回線には通常多数のフローが混在しているため、パケット毎に見て各 BFT が均等に利用される方法であれば、フロー毎に見ると、統計的にランダムで BFT が使用されていると見做せる。

II. 統計処理

SCBF でカウントした重複 ACK 現象の射影値は必ず本来の値以下となる．この理由は ACK 番号の記録の際，ランダムに BFT を選択しているので，重複 ACK 現象を構成するパケットが特定の BFT に集中して記録されて SCBF の値が 1 となり，重複 ACK 現象を認識できない可能性があるためである．

各 BFT の選択確率が均等であると仮定すると，Repeat count j の重複 ACK 現象が特定の BFT に j 個すべてが記録される確率は $N^{-(j+1)}$ である．このため SCBF を使って Repeat count j の重複 ACK 現象がカウントできる確率 $R(j)$ は(数式 4-5)となる (図 4-4)．

$$R(j) = 1 - N^{-(j+1)} \quad (\text{数式 4-5})$$

例えば $N=2$ のフィルタで $j=3$ の場合，3 個の同じ ACK 番号が一方の BFT にすべて記録される確率は $1/8$ ，もう一方の BFT にすべて記録される確率は $1/8$ 存在する．この結果，Repeat count が 3 の重複 ACK 現象は見逃し確率は $1/4$ ，カウント確率は $3/4$ となる．

ここで (数式 4-5) の Repeat count j のカウント確率と (数式 4-3) の Repeat count j の発生確率を同時に考慮することにより，本来発生した重複 ACK 現象の数に対する Repeat count j の観測確率 $Q(p, s, j)$ が導出できる(数式 4-6)．

$$Q(p, s, j) = R(j) \times P(p, s, j) \quad (\text{数式 4-6})$$

実際にはエクスポータでカウントできる重複 ACK 現象の射影は Repeat count が 2 以上の値をすべてカウントした合計値しか分からない．このため重複 ACK 現象の観測確率 $Q(p, s)$ もこれに対応する確率(Repeat count が 2 以上の観測確率の合計確率)に変換する(数式 4-7)．

$$Q(p, s) = \sum_{j=2}^{\infty} \{R(j) \times P(p, s, j)\} \quad (\text{数式 4-7})$$

ここで(数式 4-7)は j のシグマ計算を無限大まで行う必要があるが， $R(j)$ の項は j が大きくなるとすぐに 1 に漸近する性質をもつため， $R(j) \cong 1$ となる最小の j を M と定義すると，(数式 4-7)は(数式 4-8)のように変形できる．仮に $N=2$ で $R(j) > 0.99$ を 1 と近似する場合， $M=8$ となる．

$$\begin{aligned} Q(p, s) &= \sum_{j=2}^M \{R(j) \times P(p, s, j)\} + \sum_{j=M+1}^{\infty} P(p, s, j) \\ &= \sum_{j=2}^M \{R(j) \times P(p, s, j)\} + \{1 - \sum_{j=0}^M P(p, s, j)\} \end{aligned} \quad (\text{数式 4-8})$$

重複 ACK 現象の射影としてカウントされた値を BF と定義すると本来発生した重複 ACK 現象の数 XBF は(数式 4-9)で推定できる．

$$X_{BF} = \frac{BF}{Q(p, s)} \quad (\text{数式 4-9})$$

ここで(数式 4-9)は事前にパケットロス率 p を知っておく必要があるが，文献[204]同様，適当な $p (> 0)$ を(数式 4-9)に代入して反復計算を行うと，真のパケットロス率に収束する．

4.3.3 カウンタ実装

本項では 4.3.1 項の SCBF を実現するための実装について具体的に説明する．SCBF で ACK 番号を全て記録できるブルームフィルタを用意して重複 ACK 現象の射影値をカウントする場合，512MB(=232bit)の記憶量を持つブルームフィルタが必要となる．仮に 1K フローの計測を行うためには 1TB(BFT2 個，1K フロー/BFT)のメモリ量となる．この量をエクスポートに備えるのは現実的ではなく，情報を圧縮する必要がある．ここで 32bit の範囲をカバーする関数で単純に写像するとブルームフィルタの擬陽性が大きく，推定誤差が生じる．そこで TCP は ACK 番号が昇順に到着するという性質を考慮（ある ACK 番号の次にはその近傍の ACK 番号が到着する）して，観測出来た ACK 番号周辺を集中的に記録するブルームフィルタを作成し，擬陽性を小さくする．このブルームフィルタは，領域を図 4-5 のように使用し，利用するメモリ量を削減するカウンタを作成する．TCP の ACK 番号はパケットサイズ単位に単純増加する．パケットサイズは約半分が MTU (maximum transmission unit) である 1500 バイト前後，残りの半分が ACK の数十バイトであるため [218-220]，1500 近辺の番号を確認できる領域(図 4-5 の c)と ACK 番号の変化の有無のみを確認するための領域(図 4-5 の a)を重点的に観測する．一方で数十から数百の番号の変化を表す領域(図 4-5 の b)は観測しない．

同時にブルームフィルタで記録している上位ビット(図 4-5 の d)も記録しておき，桁上がりの有無をチェックする．桁上がりが発生すると，桁上がり発生前までの重複 ACK 現象の射影値の集計処理を行い，ブルームフィルタを 0 クリアする．その後に桁上がり原因となった ACK 番号を刻印する．

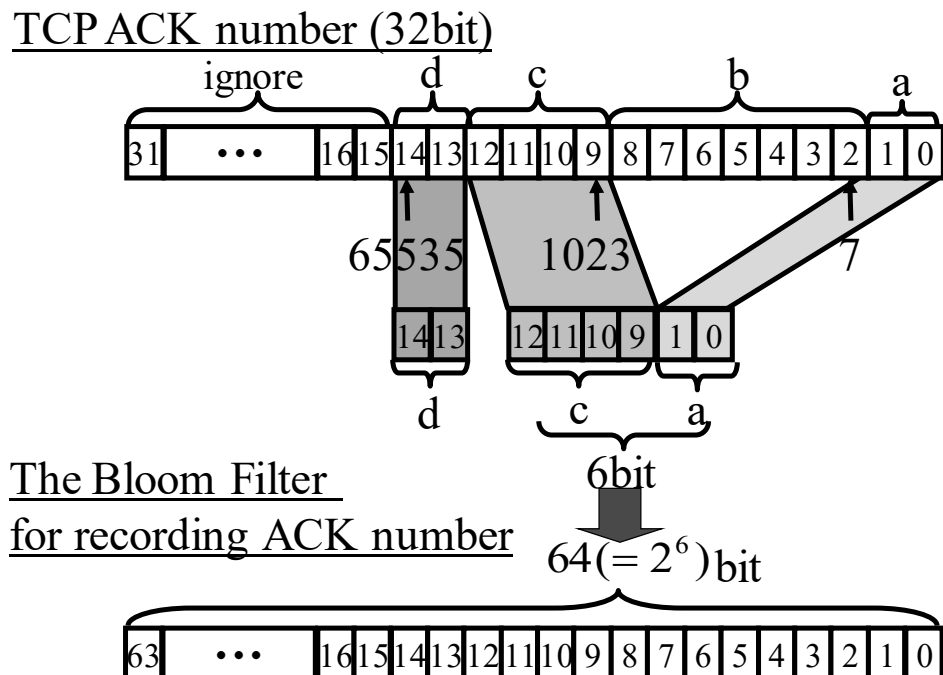


図 4-5 ACK 番号とブルームフィルタのビットの対応

上記の考えにより、通過した ACK 番号の特定領域を観測し、パケット通過の有無をブルームフィルタに記録する。例えば $a=2\text{bit}$, $b=7\text{bit}$, $c=4\text{bit}$ とした場合、ACK 番号 8000 (2 進数表記 1111101000000) のパケットの a , c 領域を観測すると 60 (2 進数表記 111100) となり、ブルームフィルタの 60 ビット目に 1 を記録する。この場合ではブルームフィルタのサイズはフロー毎に $64(=2^6)\text{bit}$ となり、仮に 1K フローの計測を行なう場合、16KB 程度のメモリ量に抑えることができる。

なお本例では 1500 バイトと数十バイトのパケットサイズに着目したブルームフィルタを構成したが、ネットワークによっては他のパケット長が多い場合もある。その場合でも、同様に、注目すべきパケット長を重点的に記録するブルームフィルタを構成すれば良い。

4.4 実装システム

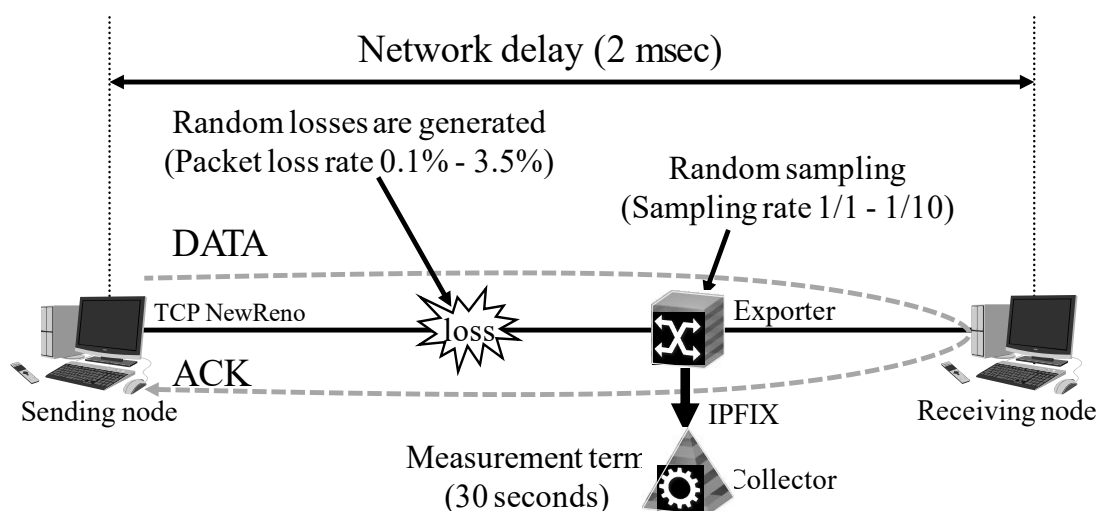


図 4-6 評価環境

表 4-1 マシンスペック(エクスポートとコレクタ)

	Exporter	Collector
CPU	Intel(R) Core™2 DuO E6750 2.66GHz	Intel(R) Core™2 DuO E8400 3.00GHz
Mempry	2.58GB	2GB
OS	Fedora	Fedora

フロー計測システムのプロトタイプを試作し、評価用のテストベットを構築した。このシステムでは提案手法と従来手法(文献[204])の二種類の手法を実装した。起動するソフトウェアを切り替えることで両手法を比較する。以下に評価環境を記載する。また評価に使用したマシンスペックを表 4-1 に記載する。

1. 評価環境

評価環境を図 4-6 に示す。送受診端末間にエミュレータとエクスポートを挿入した。エミュレータではカーネルのエミュレータを利用し、TCP のデータが流れる方向にパケットロスを設定した。エクスポートでパケットを観測した。

2. 観測環境

エクスポートで ACK パケットを観測し、コレクタで重複 ACK 現象の数を推定する。エクスポートとコレクタ間の転送プロトコルは IPFIX フォーマットを使う。提案手法では統計量(重複 ACK 現象の射影値)を転送し、従来手法ではパケットヘッダをそのまま転送する。

3. 回線遅延

End-to-End の伝搬遅延は 2msec とする。このとき Round Trip Time (RTT)は約 4msec となる。

4. 観測時間

コレクタでのパケットロス推定間隔は 30 秒と設定した。提案手法ではエクスポートからコレクタにレポートを送付する間隔を 5 秒とした。従来手法ではエクスポートでパケットヘッダを収集し、IPFIX パケットが一定長以上になる毎にコレクタに転送する。従来手法で、統計的に信頼のできる値を得るためには、伝搬遅延が 2msec で数秒の計測時間が必要である[221]。30 秒の計測は必要計測時間の数倍の長さとなるため、得られた結果はサンプル数の観点からは十分信頼出来る値となる。

5. トラヒックの発生方法

実験では Iperf を用いてトラヒックを発生させた。Iperf で同時に発生することのできるフロー本数は数百本程度である。本評価では大量のフロー数を評価するために以下の手法によりエクスポートからコレクタに送付するデータを生成した。

- I. Iperf で数百本のトラヒックを発生させエクスポートで観測する。エクスポートはフロー毎の重複 ACK の射影値をカウントした後に、結果をコレクタに送付する。このときエクスポートからコレクタに送付するデータをログに記録する。
- II. 再び Iperf で数百本のトラヒックを発生させエクスポートで観測する。1 と同様にエクスポートからコレクタに送付するデータをログに記録する。
- III. 1 のログと 2 のログをマージする。マージする際には 1 のログと 2 のログの最初の時間を基準時間とし、基準期間からの相対時刻で記録する。
- IV. ログに含まれるフロー数が計測したい本数になるまで 1～3 を繰り返す。
- V. フロー本数が計測したい本数に達すると、エクスポートから適切なレートでコレクタにデータを送付する。

4.5 実機性能評価

評価環境を使い、1)推定精度評価、2)SCBF カウンタ性能評価、3)コレクタの負荷評価の3種類の評価を実施した。本章でその結果を示す。

4.5.1 推定精度評価

本項では提案手法の推定精度に関する評価を行う。はじめに各種手法との精度を比較し、次に様々なパラメタで提案手法の精度を調査する。

I. 各手法での推定精度比較($s=1/4$)

本項では $s=1/4$, $N=2$, $m=32$ の条件で各種パケットロス推定手法を比較した。結果を図4-7に示す。ここで比較している手法は以下の5種類である。

- A) ACK/Th: 従来手法での重複 ACK 現象の観測値から統計的な補正を行わずパケットロス率を算出
- B) $X_(\text{ACK})$: 従来手法(A の観測値に(数式 4-4)の補正を行い推定したパケットロス率)
- C) BF/Th: 提案手法でのブルームフィルタ観測結果から統計的な補正を行わずパケットロス率を算出
- D) $X_(\text{BF})$: 提案手法(C の観測値に(数式 4-9)の補正を行い推定したパケットロス率)
- E) True: 推定パケットロス率が実際のパケットロス率を正しく推定できる場合。A ~D 各手法の推定結果がこの値と近いほど精度が高いことを意味する。

なお従来手法では重複 ACK 現象の計測でブルームフィルタは用いておらず、計測した最後のACK番号を記録しておき、パケット取得毎に重複が発生したかどうかを確認している。A と C を比較すると、パケットロス率の高い領域では、従来手法の観測値 A は理想的な値 E の 50%程度、提案手法の観測値 C は 35%程度である。C は A よりも 15%程度カウント値が小さい。これは SCBF を使うことで見逃しが発生し、C は A に (数式 4-5)を乗算した分の重複 ACK 現象しか観測できないからである。しかしながら従来手法 B と提案手法 D を比較すると、B と D の推定結果は理想的な値 E との誤差が 20%以下に収まっている。このとき B と D の乖離も 10%以下である。よって提案手法は従来手法同様に正しいパケットロス率を推定できている。さらに(数式 4-9)による確率補正が正しく機能していると言える。従来方法 B の $Q_{ack}(p, s)$ や提案手法 D の $Q(p, s)$ はパケットロス率が小さくなるほど観測確率が大きくなるため重複 ACK 現象の発生を見逃す確率が小さくなる。このためパケットロス率が低い領域で推定精度が良くなっている。

II. 推定精度

次にサンプリング確率を $s=1/K$ (K は 1 から 10 までの 10 種類)とした際の推定精度を評価した．ここで推定精度の指標として(数式 4-10)のエラー率を定義する． p は実際のパケットロス率， X は推定パケットロス率である．

$$Error = \frac{|X - p|}{p} \quad \text{(数式 4-10)}$$

図 4-8 は提案手法のブルームフィルタ観測結果から統計的な補正を行わずに算出したパケットロス率を(数式 4-10)の X に代入した際のエラー率である．パケットロス率が高くなる，あるいはサンプリング確率が小さくなるに従い実際の値から乖離していくことが分かる．

一方，図 4-9 は提案手法で算出したパケットロス率を(数式 4-10)の X に代入した際のエラー率である． $s=1/10$ とパケットロス率が数%程度存在する領域ではエラー率が高いが，それ以外の領域ではエラー率が 20%以下に収まっており，(数式 4-9)の補正を行うことによりエラー率が大幅に下がることが確認できる．

なお図 4-8 ではサンプリングレートが低くなる，あるいはパケットロス率が高くなるにつれ，エラー率が上昇するという一般的な傾向がきれいに読み取れるため重複 ACK 現象の射影値のサンプル数は十分であると考えられる．一方，図 4-9 ではサンプリングレートやパケットロス率によりエラー率が上下している．しかしながら元となる重複 ACK 現象の射影値のサンプル数は図 4-8 と同等であるためサンプル数は十分な値である．これは(数式 4-3)を導入する際の近似 (Repeat count j の分布はポアソン分布に従う) による誤差により発生していると考えられる．

また図 4-8 や図 4-9 ではパケットロス率 0.1%以下はグラフ化していないが，この領域では補正の有無に関わらずエラー率が低くなる．これは提案手法の観測確率 $Q(p, s)$ はパケットロス率 p とパケットサンプリング確率 s で決定されるからである． $s=0.25$ でパケットサンプリングを行っても，パケットロス率が低い場合($p<0.1$)は，(数式 4-8)の観測確率 Q の値がほぼ 1 となる．これは発生した重複 ACK 現象をほとんど見逃すことなく観測できることを意味する．このためエラー率が低い．

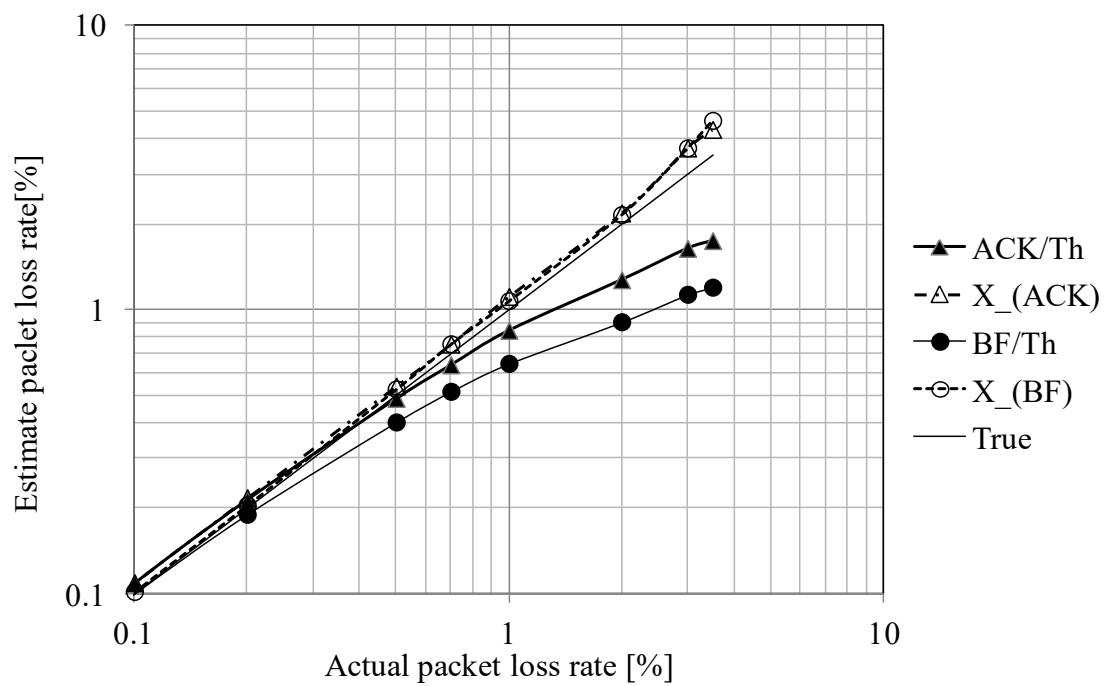


図 4-7 各手法での推定結果($s=1/4$)

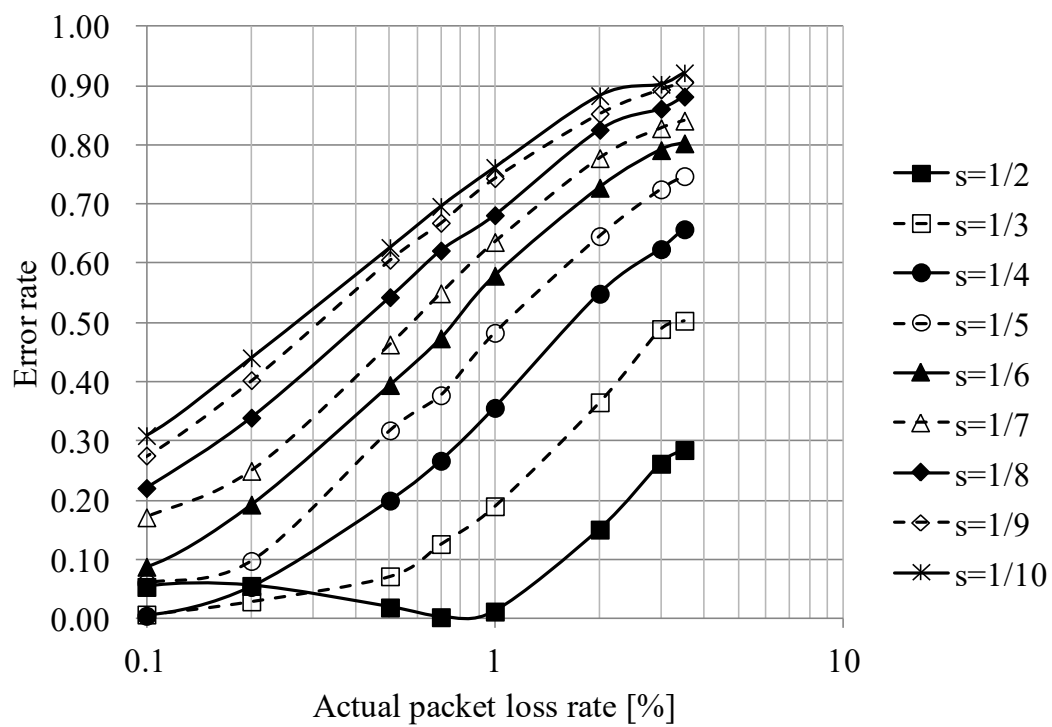


図 4-8 補正計算前のエラー率

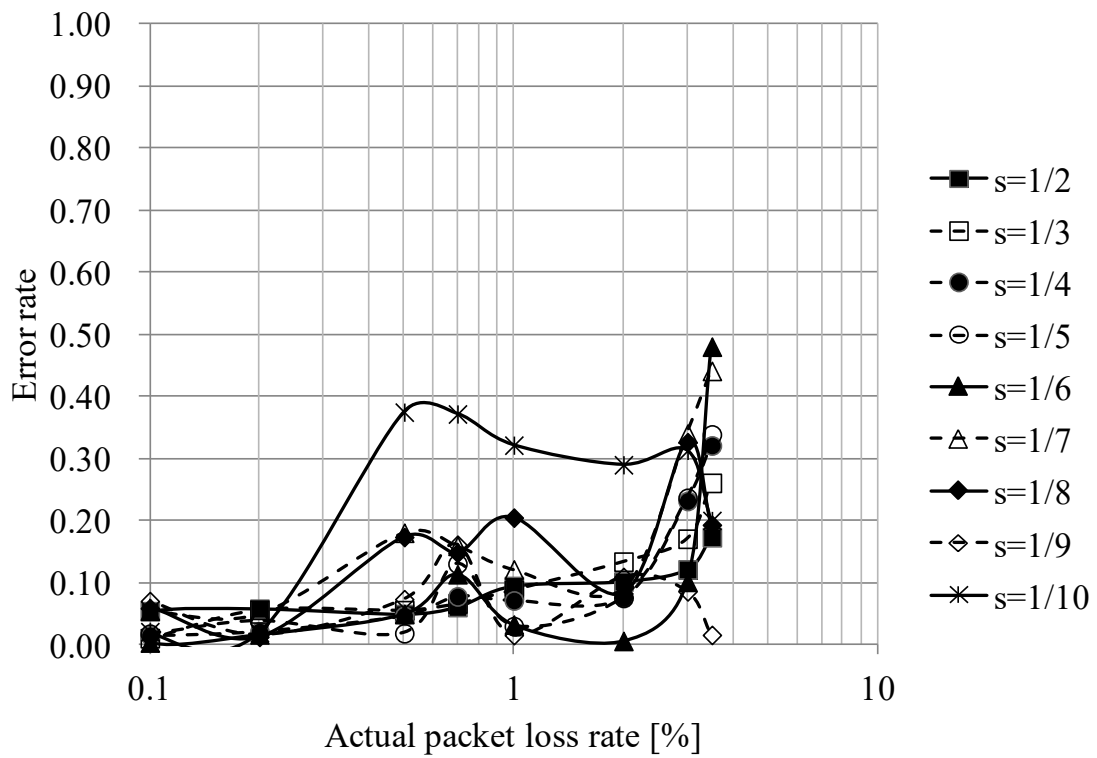


図 4-9 補正計算後のエラー率

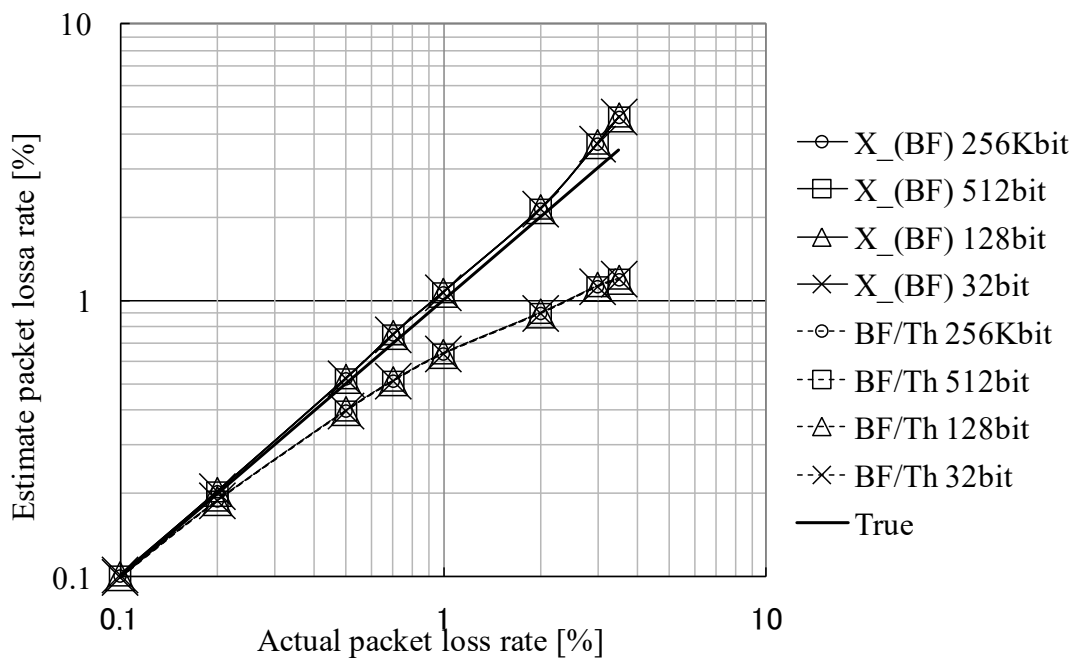


図 4-10 各ビット数(BF)での推定結果($N=2$)

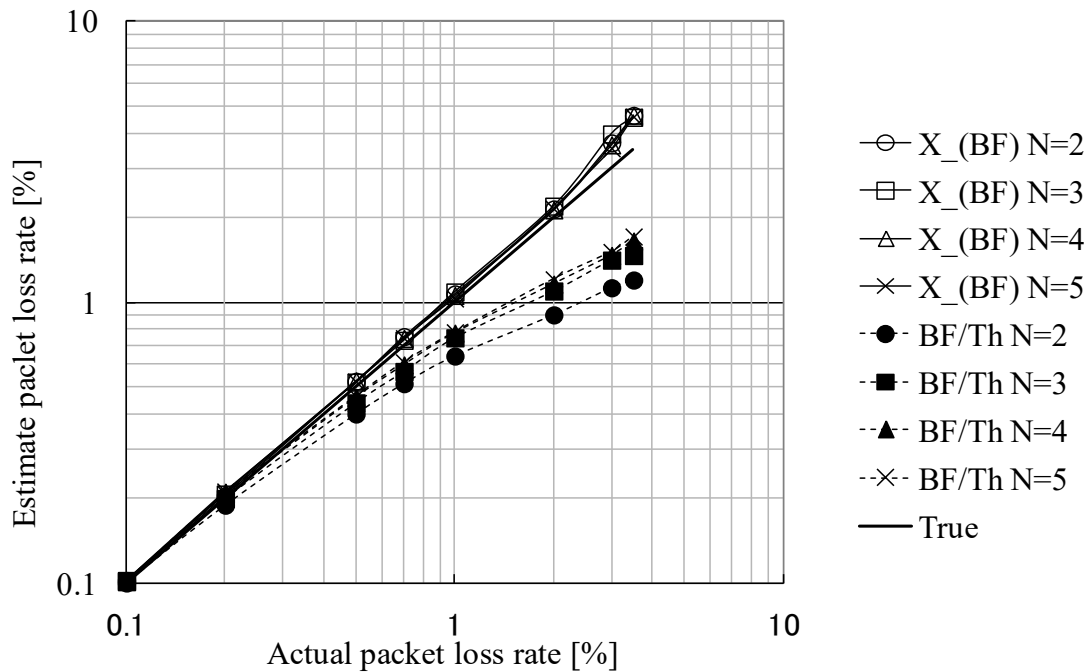


図 4-11 各枚数(BF)の推定結果($m=32\text{bit}$)

4.5.2 SCBF カウンタ性能評価

SCBFは用意するブルームフィルタサイズと枚数により重複ACK現象をカウントする際の見逃し量が異なる．本節ではこれらのパラメタを変化させて実際のシステムで適用可能なパラメタについて調査する．

I. ブルームフィルタのサイズ評価

SCBFの枚数を $N=2$ で固定し，ブルームフィルタ1レコードのビット数 m の違いによる推定精度の変化を評価する．本項では以下の4種類を評価した．ここでのa, b, c, dは図4-5に示す範囲である．

- A) 32bit (a=1bit, b=9bit, c=4bit, d=18bit)
- B) 128bit (a=2bit, b=7bit, c=5bit, d=18bit)
- C) 512bit (a=3bit, b=5bit, c=6bit, d=18bit)
- D) 256Kbit (a=9bit, b=0bit, c=9bit, d=14bit)

図4-10に $s=1/4$ の条件でのA, B, C, Dの推定結果を示す．BF/Thはブルームフィルタ観測結果から統計的な補正を行わずパケットロス率を算出した結果である． X_{BF} は提案手法(観測結果に(数式4-9)の補正を行い推定したパケットロス率)である．本計測条件の場合，BF/Th, X_{BF} 共にどの条件でもAからDの計測結果の差は1%以内である．ビット数に関係なく同一の値となっていることを確認した．これより本計測条件ではブルームフィルタ1レコードのビット数が $m=32$ でも問題なくパケットロス率を推定できる．

II. ブルームフィルタの枚数評価

I の評価によりブルームフィルタ 1 レコードのビット数は 32bit($a=1\text{bit}$, $b=9\text{bit}$, $c=4\text{bit}$, $d=18\text{bit}$)で十分である。この設定でブルームフィルタの枚数を $N=2$ から 5 と変化させたときの推定精度を評価した。

図 4-11 に $s=1/4$ の条件での推定結果を示す。前項と同様に BF/Th は(数式 4-9)の補正前の推定値、 $X_{-}(BF)$ は(数式 4-9)の補正後の推定値を示す。補正前の推定値は N の値によって変化しており、 N が大きい方が、推定値が理想的な値に近い。これは N が大きくなると SCBF で見逃した重複 ACK 現象の数が少なくなっていくことを示しており、図 4-4 や (数式 4-5)や(数式 4-8)の結果とも一致する。一方で補正後の推定値は N に関わらず同じ値を示す。これにより 1) N の値が変化しても(数式 4-9)で正しく補正できている、2)本評価では少ないメモリ量($N=2$)でもパケットロス率を正しく推定できている、ことが分かる。一般的には N が大きいほど多くのサンプル(重複 ACK 現象の射影値)が収集でき、推定精度が向上しやすい。

4.5.3 コレクタの負荷評価

本項では提案手法と従来手法のシステム処理負荷を評価する。処理負荷はパケットロス率や観測時間にも影響を受けるため、以下の計測条件を設定し、計測可能フロー数と CPU 負荷を測定する。

- A) 観測時間 $T_I=10$ 秒, 60 秒の 2 種類
- B) パケットロス率 $p=1\%$ と 0.01% の 2 種類
- C) サンプリング確率 $s=1, 1/2, 1/4, 1/8$ の 4 種類
- D) SCBF の枚数 $N=2, 5$ の 2 種類
- E) SCBF のビット数 $m=32\text{bit}$ ($a=1\text{bit}$, $b=9\text{bit}$, $c=4\text{bit}$, $d=18\text{bit}$)

提案手法のコレクタ負荷を図 4-12 に示す。図 4-12 からコレクタ負荷は SCBF の枚数 N と計測間隔 T_I に影響を受けるが、パケットロス率 p には影響を受けないことが確認できる。SCBF の枚数 N が異なる場合には(数式 4-8)の M が異なる。 $R(j)>0.99$ を 1 と近似する場合、 $N=2$ では $M=8$ であり、 $N=5$ では $M=4$ となる。この結果(数式 4-8)の観測確率 Q を導出するための計算量が $N=2$ の場合は $N=5$ の場合の倍となる。CPU 負荷も $N=2$ は $N=5$ の場合の倍となっており、比例関係が確認できる。なお、 $R(j)$ の近似精度を無視して $N=5$ の場合に $M=8$ と設定すると $N=2$ と同等の CPU 負荷となることを確認した。次に計測間隔 T_I を議論する。1 分辺りに $T_I=10$ は 6 回の推定、 $T_I=60$ は 1 回の推定をしており、CPU 負荷もこの計算回数と比例関係が確認できる。

一方でパケットロス率 p による変化はコレクタ負荷に影響を与えていない。これはエクスポートでは重複 ACK 現象のカウント処理を行っており、コレクタにはカウント結果(フロー ID・サンプリング確率・スループット関連情報・パケットロス関連情報)が固定長で通知されるため(本実装では重複 ACK 現象が発生していない場合でも、発生した重複 ACK

現象の数が 0 個である旨の情報を通知する), パケットロス率に関わらずコレクタに送付されるデータ量が一定であることが原因である. また図 4-12 には記載していないが, 同様の理由によりサンプリング確率 s もコレクタ負荷には影響を与えないことを確認している.

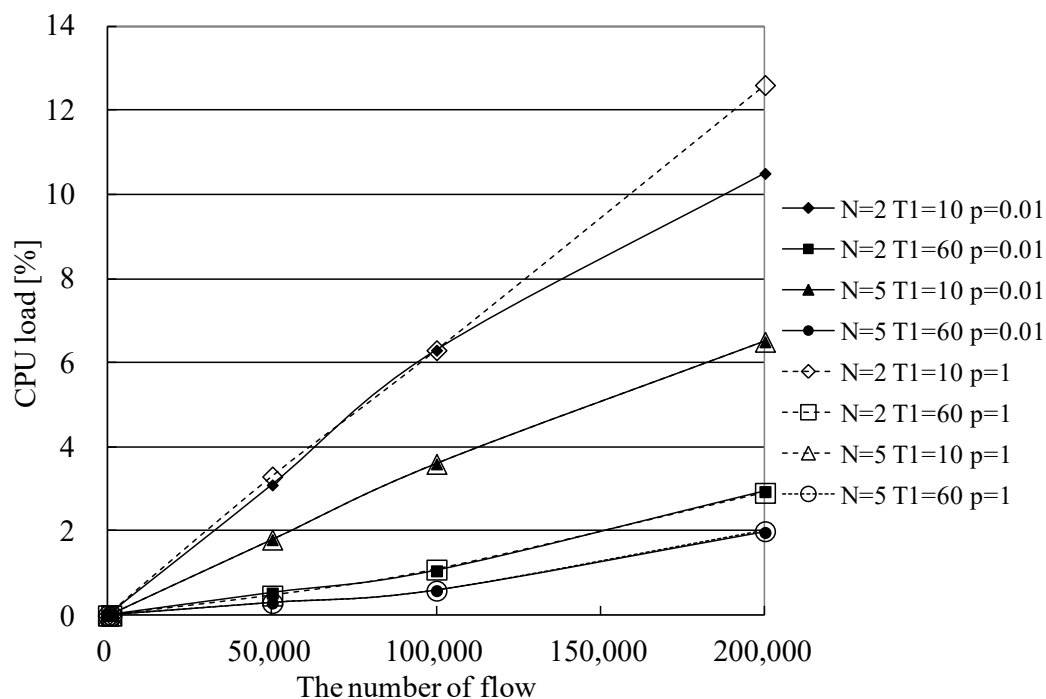


図 4-12 提案コレクタの CPU 負荷

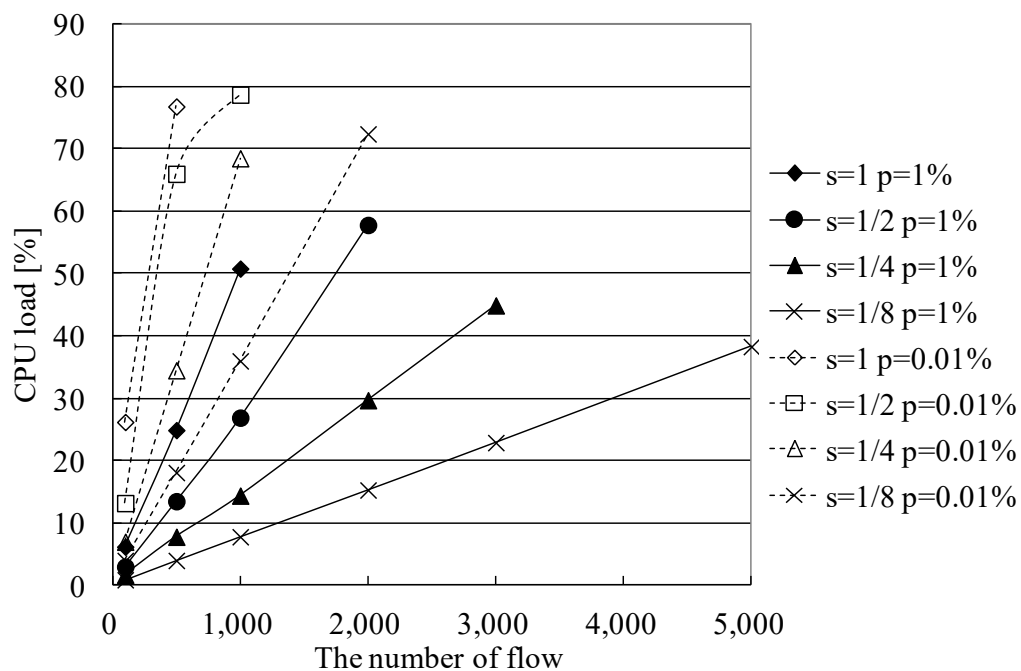


図 4-13 従来コレクタの CPU 負荷

次に従来手法のコレクタ負荷を図 4-13 に示す。図 4-13 からコレクタ負荷はサンプリング確率とパケットロス率に影響を受けることが確認できる。サンプリング確率と CPU 負荷はほぼ比例関係にあり、サンプリング確率が半分になると CPU 負荷も半分になる。サンプリングを行うことでエクスポートからコレクタに送付されるパケットが減少し、コレクタのデータ受信処理と ACK カウント処理の負荷が減ることが原因である。パケットロスが異なる場合もエクスポートからコレクタに送付されるパケットが変化することが原因で CPU 負荷が変化する。TCP は輻輳回避のための輻輳制御機構を保持しており、パケットロス率が 0.01% の場合と 1% の場合で TCP のフロー 1 本あたりのスループットが異なる。パケットロス率が 0.01% の場合は 1% の場合の約 10 倍のスループットとなっており、これによりコレクタで処理するデータ量が増加し、コレクタの CPU 負荷が増加する。

本計測条件において提案手法と従来手法のコレクタの CPU 負荷を比較する。従来手法のコレクタで計測できる最大フロー本数は 5K 本でそのときの CPU 負荷は約 40% 程度であった ($s=1/10$, $TI=10$, $p=1\%$)。これに対して提案手法のコレクタで計測できる最大フロー本数は 200K 本でそのときの CPU 負荷は 10% 以下であった。これにより提案手法のコレクタは従来手法のコレクタよりも実測値ベースで少なくとも 40 倍以上、CPU 負荷を等しくするとそれ以上のフロー本数を計測できることを確認した。なお図 4-12 と図 4-13 では横軸のフロー数すべてを処理する際に必要な CPU 負荷を記載している。総フロー数と CPU 負荷が線形関係となっていることから 1 フローを処理する際の CPU 負荷は総フロー数に関わらず一定となっている。

4.6 考察

推定精度、必要メモリ量、コレクタ処理負荷の 3 つの観点から提案手法と従来手法について考察する。また提案手法の適用領域について議論する。

4.6.1 推定精度

従来手法ではサンプリング確率 $s=1/10$ でも推定誤差が 20% 以下である [204]。一方、提案手法は $s=1/10$ やパケットロス率が高い領域では一部でエラー率が 20% を超える。これは従来手法の観測確率(数式 4-2)は提案手法の観測確率(数式 4-8)よりも常に高く、より多くのサンプル(重複 ACK 現象)を観測できるため、統計的な精度が高いためである。ここで提案手法のブルームフィルタの数 N を増加させると、全体的に (数式 4-5) の $R(j)$ が 1 に近づく。従来手法は (数式 4-8) の $R(j)$ が j に関わらず 1 となっている状態と見なせるため、 $N=\infty$ では提案手法は従来手法と同程度の推定精度となると予測できる。ただし N の増加と共に必要メモリ量も多くなる。

4.6.2 必要メモリ量

従来手法のエクスポートではパケットヘッダを抽出してコレクタにそのまま転送するため、エクスポートでメモリは必要ない。一方、提案手法ではエクスポートで SCBF 具備する必要があるため、メモリが必要となる。このメモリ量は SCBF のカウント精度(N と m)と計測するフロー数 L に依存する。本論文の評価で、 $N=2$ 、 $m=32$ でも十分な推定精度となることが分かった。仮に計測フロー数を 100K 本($L=100K$)と想定しても、800KB 程度のメモリ量に抑えることができる。

4.6.3 コレクタの処理負荷

コレクタは 1)エクスポートからのデータ受信処理、2)重複 ACK 現象のカウント処理、3)統計処理の 3 つから構成される。提案手法はエクスポートから統計値を送付されるため、1 のデータ量は従来手法より小さく、2 の処理が発生しない。このため 1 と 2 の負荷は提案手法の方が小さい。3 の処理負荷は(数式 4-2)や(数式 4-8)の項の数(M の数)に比例する。提案手法は $N=2$ では $M=8$ であり、従来手法は $M=2$ の(数式 4-8)と見なせるため、提案手法は従来手法の約 4 倍の処理負荷がかかると考えられる。しかしながら 3 の処理に対して 1, 2 の処理の方が負荷として大きい。このため提案手法は従来手法の数十倍のフローの計測できる。

4.6.4 適用領域

本項では計測地点と推定結果について議論する。提案手法では ACK パケットを観測してデータパケットの品質を計測している。このため TCP のデータパケットと ACK パケットの経路が異なる場合には物理的には異なる経路の品質を計測している。よって品質結果を分析する際には計測地点だけでなくフローの経路も認識しておく必要がある。次に計測地点とパケットロス発生地点の関係が推定精度に与える影響について議論する。計測地点がパケットロス発生の前か後かは、従来手法ではほとんど推定結果に影響を与えないことが既に分かっている[213]。これはパケットロスによる ACK パケットの見逃しよりも、サンプリングによる ACK パケットの見逃しの影響の方が、はるかに影響が大きいためである。提案手法においても同様の議論が適用でき、計測地点がパケットロス発生地点前後かは推定精度に大きな影響を与えないと考えられる。

4.7 おわりに

本章ではブルームフィルタを備えた FPGA 等の特別なハードウェアによる重複 ACK 現象の射影値のカウントと統計処理を組み合わせ、TCP パケットロスを推定する手法を提案した。提案手法では、これまでコレクタで行っていた重複 ACK 現象のカウントの一部をエクスポートで実施することで計測システムの処理の適切配置を実現する。エクスポート

での重複ACK現象のカウントはブルームフィルタを利用することで完全な排他制御を必要とせず、従来よりも高速化が可能である。

提案手法の試作システムを実装し、推定精度や SCBF のパラメタ、コレクタの処理負荷も評価した。推定精度では従来手法よりもやや劣化するものの確率的な補正によりエラー率が下がることが確認でき、正しいパケットロス率が推定できる。また SCBF のパラメタ特性を調査して、提案手法のカウンタが少量のメモリ量で実現できることも確認した。処理負荷ではコレクタで処理できるフロー本数は従来の数十倍に達することを確認した。

5. ゴーストパケット付与による車載 TCP の QoE 向上

5.1 はじめに

近年の自動車開発では、運転支援や自動運転を実現する高度運転支援システム(ADAS: Advanced driver-Assistance System), 車の情報をクラウドに集めビッグデータ解析を実現するコネクティッド機能, 市場に出た後の車を機能アップする OTA(Over The Air)リプログラミングなどの情報処理系の新機能が重要性を増している[222, 223]. これらの機能を搭載するには車載ネットワークの高機能化・広帯域化が必須となる.

従来車載ネットワークは CAN(Control Area Network)[224], LIN(Local Interconnect Network)[225], MOST(Media Oriented System)[226], FlexRay[227]が存在する. 帯域や信頼性, コストなどの特性に応じて, 「走る」「曲がる」「止まる」の制御系, シートやパワーウィンドウなどのボディ系, カーナビなどの情報系に使われる. しかし新しい情報処理系は, ADAS には信頼性, コネクティッド機能には相互接続性, リプログラミングには広帯域が必要となり, これまでの車載ネットワークでは対応できない. これらの要求を同時に満たす方式として車載 Ethernet LAN が有望視され, AUTOSAR (Automotive Open System Architecture)[228]や OPEN ALLIANCE[229]などで規格化が進められている.

一方, 民生用途で発展してきた Ethernet では基本的にベストエフォート型の通信が行われるため, 通信の信頼性や遅延特性が車載ネットワークに要求される品質に満たない. そこで車載プロトコルとして Ethernet AVB (Audio/Video Bridging)[230-232]や Ethernet TSN(Time-sensitive Networking)[233-235]などの技術が検討されている[236]. しかし通信の信頼性に影響するレイヤ 4 の通信プロトコルとしては, AUTOSAR 準拠の基盤ソフトウェア(BSW: Basic Software)では TCP と UDP しか提供されない[237, 238].

そこで我々は車載用 TCP の開発に取り組んでいる. 車載 Ethernet LAN ではリプログラミングなどで大容量データを扱うと同時に, ダイアグ通信[239-241]や CAN-Ethernet 変換ゲートウェイ[242-244]により小サイズのメッセージも多種類扱う. このメッセージを構成するパケットがロスすると, TCP では必ずタイムアウトを契機とする再送となり QoE 遅延時間が数百ミリ秒以上のオーダーで長くなる. 時速 60 キロメートルの車では 1 秒で約 17 メートル移動するため, 遅延の増加は車の制御や情報取得に大きな影響を及ぼす.

この問題を解決するために, メッセージ送信において, メッセージ本体の直後に少数のゴーストパケットを送信する方式を提案する. 提案方式ではパケットロスがメッセージ本体で生じた場合, メッセージの後続パケットかゴーストパケットにより重複 ACK が生じる. これによりパケットロスを検知し, パケットを再送するため QoE 遅延時間が通常 TCP よりも短くなる. 一方, ゴーストパケットのロスはタイムアウトを契機とする再送となるが, 実メッセージではないため車の制御や情報取得に影響しない.

5.2 車載ネットワーク

表 5-1 に既存の車載ネットワークのプロトコルについて示す。各方式は帯域や信頼性、コストなどの特性に応じて制御系、ボディ系、情報系のネットワークに分けられる。

- 制御系通信：小サイズのメッセージであるが高信頼性が求められる。信頼性の高い CAN や FlexRay が使用されることが多い。機能安全[246]の基準を満たすためにシステムの安全度に応じて故障率(メッセージロスやメッセージ遅延も故障の一部と見做す)を一定値以下に抑える必要がある。
- ボディ系通信：車の安全性に影響しない小サイズのメッセージを扱う。狭帯域で信頼性が低い低コストとなる LIN が用いられることが多い。
- 情報系通信：音声や映像など大容量データを扱う。車の安全性には影響しないため、信頼性は要求されない。最も広帯域となる MOST が用いられることが多い。

表 5-1 各種車載ネットワークの特徴

	CAN	MOST	FlexRay	LIN
Purpose	制御系	情報系	制御系	ボディ系
Feature	Broadcast	Token	TDMA	UART/SCI
Topology	Bus	Ring	Bus&Star	Free
Master	Multi	Multi	Multi	Single
Bandwidth	1Mbps	150Mbps	10Mbps	20Kbps
Payload	8Byte	64Byte	254Byte	8Byte
Reliability	High	Low	High	Low
Publishing	1991	2001	2002	2003

新しい情報処理系は広帯域、高信頼性、相互接続性が要求され、車載 Ethernet LAN の導入が本格化している。車載用プロトコル群を図 5-1 に示す。

車載 Ethernet LAN はレイヤ 2 通信を基本とし、QoS 制御は 802. 1Q の PCP を参照する[246, 247]。Ethernet AVB は既に規格化済みであり、802.1AS や 802.1Qav は複数ベンダで Switch-IC に実装されている。一方で Ethernet TSN の規格化はほぼ完了状態であるが、Switch-IC への実装は計画段階であり、現時点では利用できない機能である。

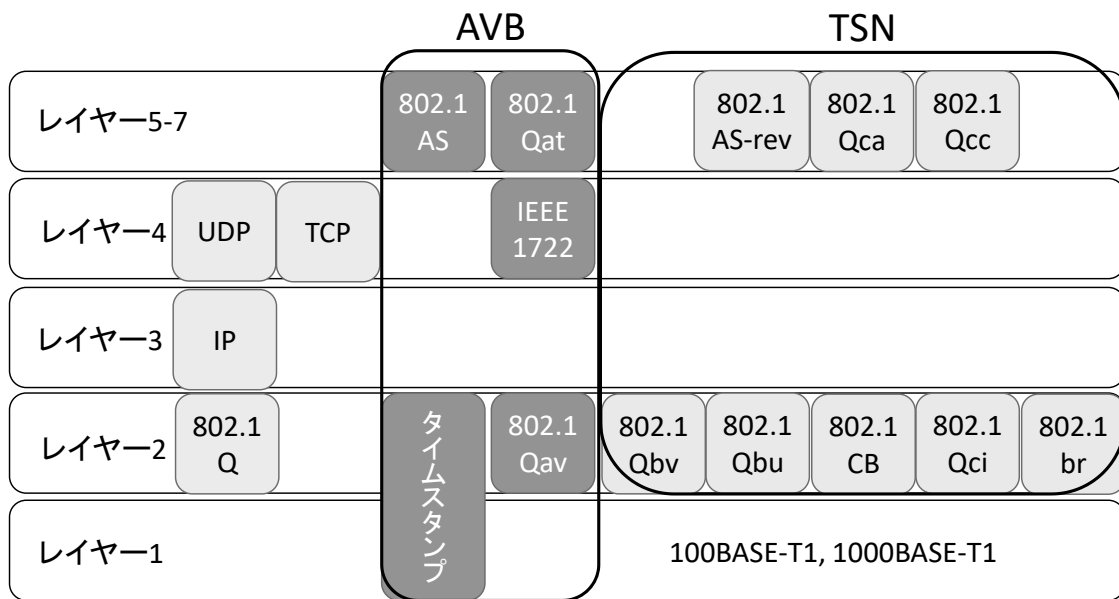


図 5-1 車載 Ethernet LAN のプロトコル群

5.3 車載 Ethernet LAN のユースケース

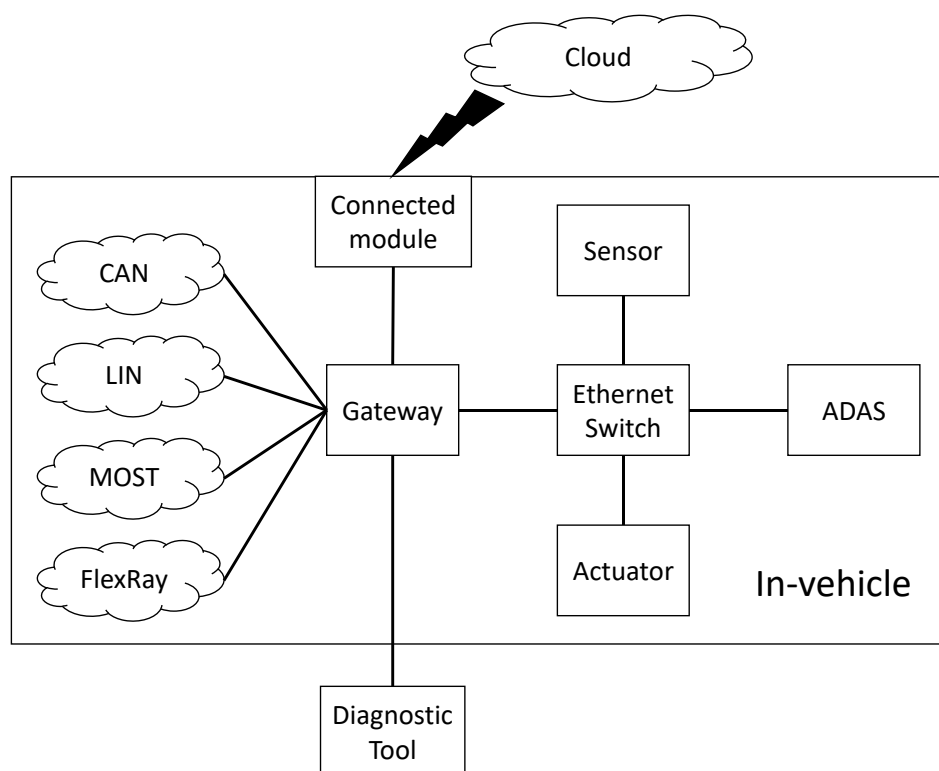


図 5-2 車載 Ethernet LAN の構成例

本節では図 5-2 の例でユースケースを記載する。

1. 自動運転システム

ADAS を実現するための通信である。各種センサ情報を ADAS の ECU(Electronic Control Unit)に入力、ADAS はその判断結果を各種アクチュエータに出力する。多様な通信要求があり、定期通信やイベント発生時のみの通信、リアルタイム値の UDP 通信、差分情報の TCP 通信などがある。

2. ゲートウェイ通信

CAN などの他ネットワークの ECU と Ethernet の ECU の通信である。プロトコルが異なるためゲートウェイを介する。他ネットワークが情報を Connected module 経由でクラウドにアップロードする場合や、自動運転システムと通信する場合にこの通信を行う。表 5-1 のように他ネットワークのペイロードは 1460 バイト以下のため、Ethernet では 1 パケットとなる。

3. ダイアグ通信

車の診断を目的とした通信である。UDS[239]または DoIP[240]のプロトコルを用い、診断ツールから各 ECU に対し、故障記録や車の状態確認をしたり、ECU のリプログラミングを行ったりする。故障/状態確認は 1 パケット程度の通信であるが、状態をリアルタイムに取得する場合、数十から数百ミリ秒毎に連続実行される。UDS・DoIP とともにレイヤ 4 は TCP を使用する。

4. コネクティッド通信

車の情報取得、あるいは車への情報書込みを目的とした通信である。車の情報取得は、クラウド側のサービスによって取得する情報が異なる。例えばテレマティクス保険では、走行距離や速度、アクセル・ブレーキの頻度・強さの情報がアップロードされる。一方、車への情報書込みは OTA リプログラミングが主用途となる。

自動運転システムやゲートウェイ通信は、機能安全[245]の対象となる。機能安全ではメッセージロスやメッセージ遅延の検出機構の一つとして、通信を定期的を実施することを推奨している。このため機能安全の対象メッセージは安全上の観点から、メッセージ更新の有無に関わらず数十から数百ミリ秒で周期的に通信が発生する。

5.4 車載 TCP の課題

TCP は送信端末から受信端末にパケットが届くことを契機に、受信端末から送信端末に ACK を返信する。この機構を利用し、以下の二種類のいずれかでパケットロスを検知、再送する。

- I. **Retransmit** : 送信端末で送信済のパケットに対する ACK を一定時間以上受信できない場合、タイムアウトと判定し、パケットを再送する。タイムアウト値の調整法は RFC6298 [248]に示されている。パケット送信から ACK 受信までの往復時間(RTT: Round Trip Time)を基に動的に決まる。最小値の規定もあり、RFC では 1 秒が推奨されている。実装での最小値は Windows10 で 300 ミリ秒, Linux kernel 4.9.87 では 200 ミリ秒である。
- II. **Fast Retransmit** : 送信端末で受信する ACK 番号を確認しており、同一の ACK 番号を連続 3 回以上受信する場合(重複 ACK), パケットがロスしたと判定し、再送する。重複 ACK 検知タイミングは、後続パケット送信タイミングにより二種類となる。
 - A) 同一メッセージの後続パケットによって重複 ACK が発生した場合、RTT 相当の時間で重複 ACK を検出する。BSW による端末の内部処理遅延, 経路上の Ethernet スイッチのバッファ滞留遅延が支配項となり、車載通信の RTT は数ミリ秒オーダーとなる。
 - B) 次の周期のメッセージによって重複 ACK が発生した場合、メッセージ周期のオーダーの時間で重複 ACK を検出する。メッセージ周期は数十から数百ミリ秒である。メッセージの周期がタイムアウトの最小値を超える場合は、重複 ACK よりタイムアウトの方が早く検知できるため、Retransmit での再送となる。

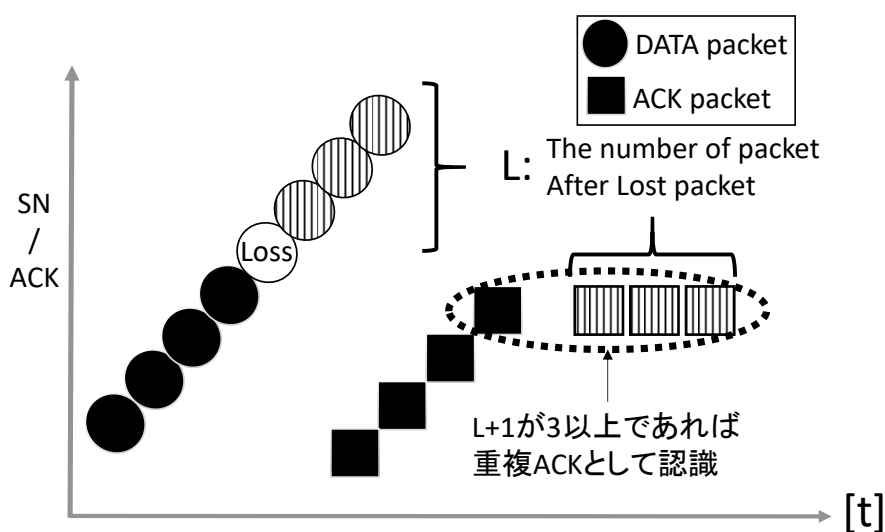


図 5-3 重複 ACK 発生メカニズム

前述の再送時間をまとめると以下となる．この中で最も早く再送が可能な場合はパターン II-A となる．よって，パターン II-A の発生確率を求める．

- パターン I の場合， 200 ミリ秒から 1 秒
- パターン II-A の場合， 数ミリ秒
- パターン II-B の場合， 数十から数百ミリ秒

図 5-3 に重複 ACK 発生メカニズムを示す．パケットロスとしてランダムモデルを仮定，DATA パケットは 1 メッセージにつき高々 1 パケットしかロスせず，ACK パケットはパケットロスが発生しないものとする．

このとき，パケットロスが発生してからロスパケットの再送が成功するまでの期間，送信パケットに対する ACK 番号は最後に送信成功したパケットの ACK 番号と同一となる．よって同一 ACK 番号の連続受信回数は，パケットロス後に送信するパケット数を L とすると $L+1$ となる． $L+1$ が 3 以上であれば重複 ACK が発生するため，その必要十分条件は(数式 5-1)となる．

$$L \geq 2 \quad (\text{数式 5-1})$$

ここでひとつのメッセージを構成するパケット数を $M(\geq 1)$ とおく．少なくともロスパケット 1 個と後続パケット 2 個が発生に必要となるため，重複 ACK が発生するための必要条件は(数式 5-2)となる．

$$M \geq 3 \quad (\text{数式 5-2})$$

M が 3 の場合パケットが 1 個ロスすると，2 パケットしか受信端末に到達しないため，一つのメッセージから発生する同一 ACK 番号は最大 2 個しか生じない．ただしメッセージの最初のパケットがロスした場合は，前の周期のメッセージの最後のパケットの ACK 番号と本周期のメッセージの 2 個のパケットの ACK 番号が同一となり重複 ACK を検知できる．

(数式 5-1)と(数式 5-2)より同一メッセージの後続パケットによって重複 ACK が発生するためには，メッセージを構成する M 個のパケット中，前半($M-2$)個でパケットロスが発生する必要がある．よってパケットロスが発生した場合にパターン II-A となる確率 Q は(数式 5-3)となる．

$$Q = \max(0, 1 - \frac{2}{M}) \quad (\text{数式 5-3})$$

車載 Ethernet LAN の典型的な通信パタンの一つとして，5.3 節のユースケースが示すように，TCP で小サイズのメッセージを数十から数百ミリ毎に送信するケースがある．特にゲートウェイ通信やダイアグ通信のメッセージサイズは 1 パケット($M=1$)となる．このような通信でパケットがロスすると，(数式 5-3)に示したように，パターン II-A の発生確率 Q が 0 となり，数ミリ秒単位の再送は行われない．パターン II-A 以外のパケット再送では，数十ミリ秒から 1 秒程度，メッセージ伝達に時間が必要となる．これは時速 60 キロメートルの車で数メートルから 17 メートルのずれとなって表れる．この遅延の増加は車の制御や情報取得に影響を及ぼす可能性がある．

5.5 提案技術

5.5.1 基本概念

車載ネットワークで利用可能なハードウェアおよびソフトウェア(AUTOSAR 準拠の BSW)で実現可能な機構で 5.4 節の課題を抑える方式を検討する。

車載ネットワークは熱やノイズが過酷な環境下でも動作する特殊なハードウェアが必要となる。この環境下で利用可能なマイコン例としては[249]がある。スペックは CPU 周波数 120MHz, プログラムフラッシュ 6MB, SRAM 576KB, データフラッシュ 64KB である。

一方, AUTOSAR 準拠のソフトウェアは[237, 238]に従う。輻輳制御アルゴリズムは NewReno を利用する。導入推奨オプション(ウィンドウスケールや Delayed ACK, SACK など)の記載もあるが, 文献[250]のように省略されることも多い。

これらのハードウェアおよびソフトウェアで実現可能な TCP の通信速度は 10Mbps から 20Mbps 程度である (文献[250]の CPU 100MHz の性能を参照)。よって, TCP に複雑な機構を追加したり, FEC[251]などの演算処理負荷の高いプロトコルに変更したりすると, 通信速度の大幅な低下が予想され, 適用は困難となる。

このような背景を踏まえ, 我々はシンプルな機構追加のみで, TCP が本来保持する特性を活用し, 5.4 節の課題を解決する。具体的にはメッセージ送信において, メッセージ本体の直後に少数のゴーストパケットを送信する機構を追加する。これによりパケットロスが発生した際は, TCP が本来保持する Fast Retransmit による再送が発生させ, QoE 遅延時間を短縮する。

5.5.2 ゴーストパケット追加機構

パケットロスが発生した際に, パタン II-A の Fast Retransmit を発生させるため, メッセージの最後にペイロード長が 0 バイトとなる TCP パケット(本研究ではこのパケットをゴーストパケットと呼ぶ)を N 個付与する。

これを実現するために以下の 2 つの機構を通信ソフトウェアに追加する。一つ目はアプリケーションから通信プロトコルスタック(BSW)に対して, メッセージの最後を示すフラグ情報通知する機構, 二つ目は通信プロトコルスタックにおいて, フラグ情報を受け取るとペイロード長が 0 バイトとなる TCP パケットを N 個生成する機構である。

図 5-4 に 1 パケットのメッセージにパケットロスが発生した場合の従来方式($N=0$)と提案方式($N=2$)の再送タイミングの違いを示す。

この機構を付与することで, 1 メッセージ毎に生じるパケット数が $M+N$ となるため, パタン II-A による Fast Retransmit 発生確率 Q_1 は(数式 5-4)となる。

$$Q_1 = \max(0, 1 - \frac{2}{M+N}) \quad (\text{数式 5-4})$$

さらに実メッセージのパケットロスに限定すると II-A による Fast Retransmit 発生確率 Q_2 は(数式 5-5)となる。これはゴーストパケットを追加することで、実メッセージパケットが最後の 2 パケットに入る確率が減少するためである。 $N \geq 2$ で Q_2 は 1 となる。

$$Q_2 = \max(0, \min(1, 1 - \frac{2-N}{M})) \quad (\text{数式 5-5})$$

図 5-5 に発生確率 Q_1 ，図 5-6 に発生確率 Q_2 をプロットする。ゴーストパケット数 0 個は通常 TCP を意味し，図中では $N=0$ でプロットする。

ゲートウェイ通信やダイアグ通信では M が 1 となる場合が多い。このとき通常の TCP($N=0$)での Q_1 は 0 となる。一方，提案技術では N を 2 とすると全パケットの II-A 発生確率 Q_1 は 0.33，実メッセージに限定すると Q_2 は 1 となる。すべての再送がパターン II-A となるため，QoE 遅延時間が通常 TCP よりも短くなることで車の制御や情報取得の精度が向上する。

提案技術でもパターン II-A 以外の再送は 0.67 の確率で発生しているが，ゴーストパケットのいずれかがロスした場合となる。この場合は実メッセージではないため QoE 遅延時間が長くなっても問題はない。

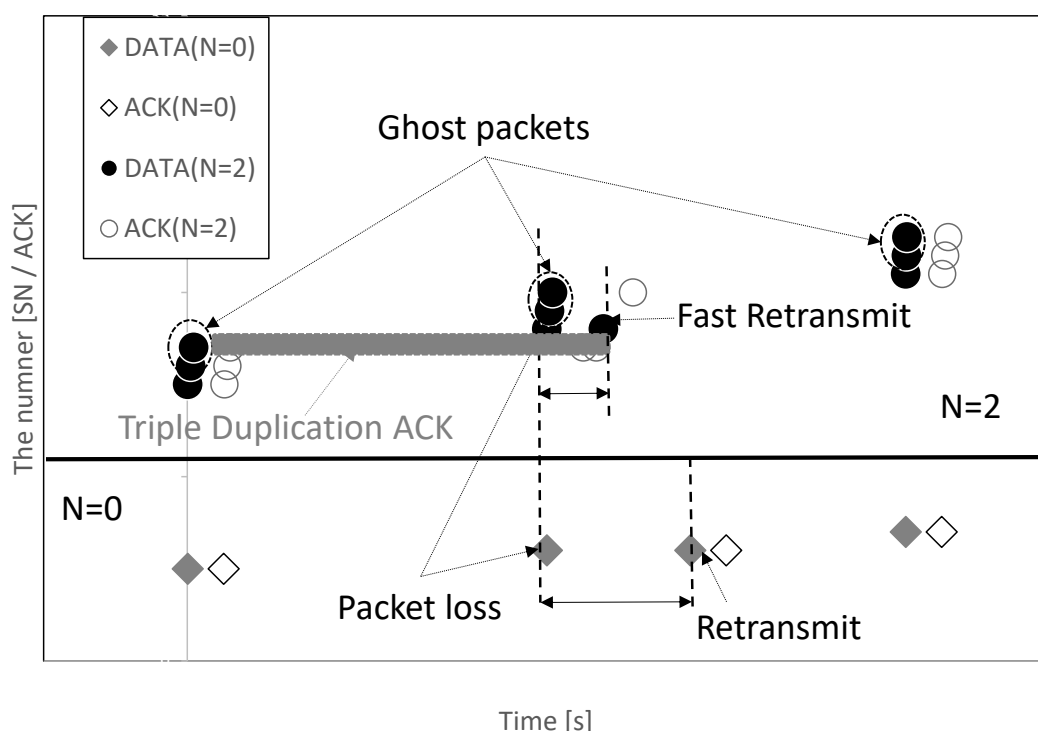


図 5-4 パケット再送時の動作例(従来手法 vs 提案手法)

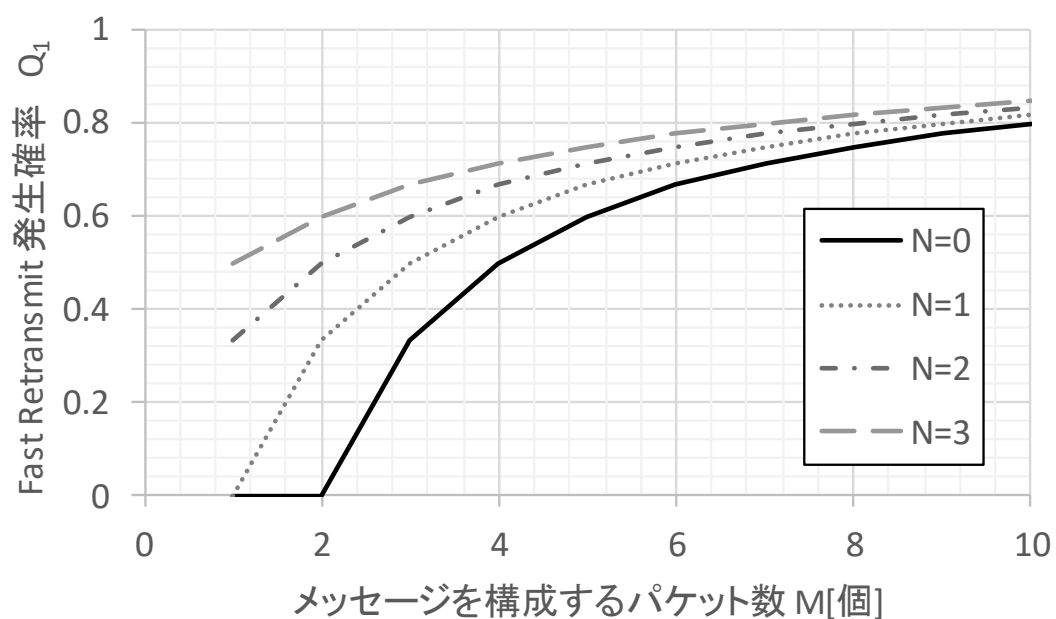


図 5-5 パタン II-A による Fast Retransmit 発生確率 Q_1

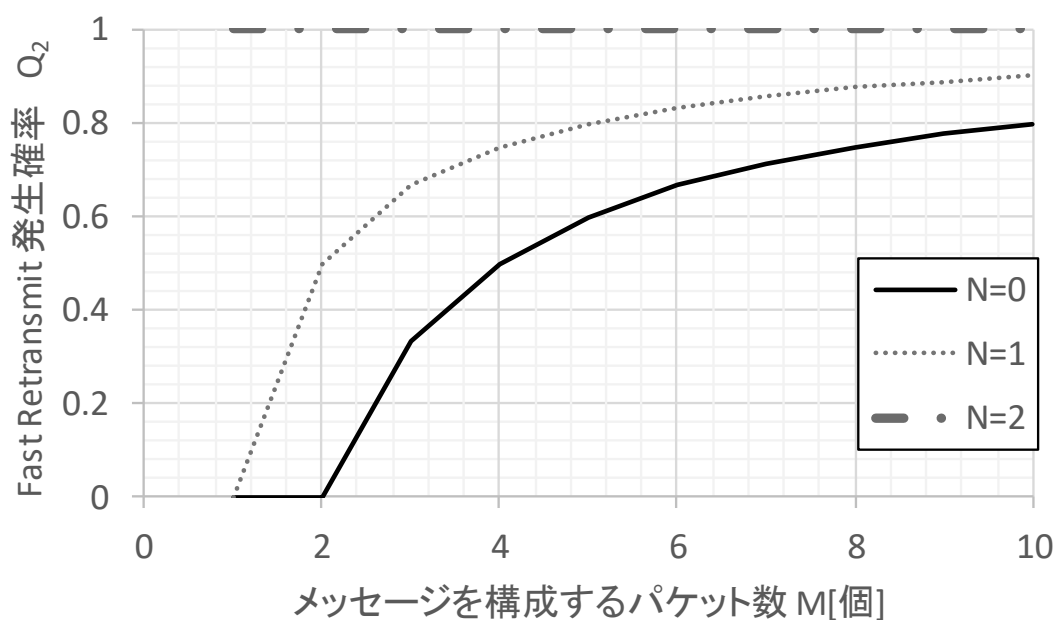


図 5-6 パタン II-A による実メッセージの Fast Retransmit 発生確率 Q_2

5.6 シミュレーション評価

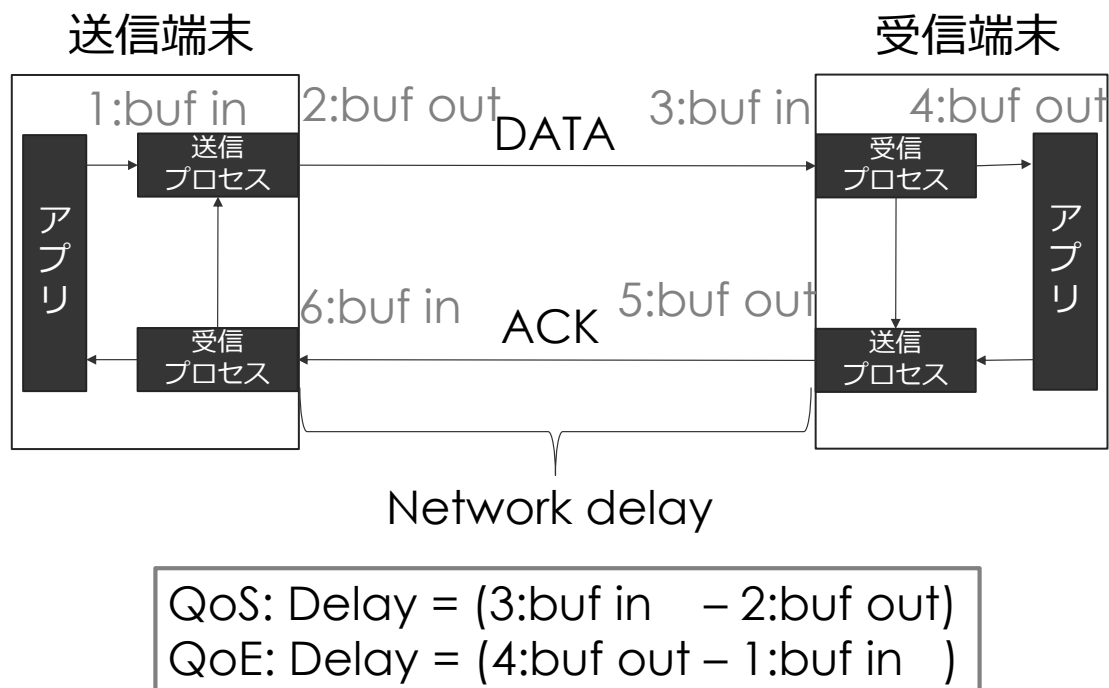


図 5-7 シミュレーションモデル

本節は図 5-7 のモデルで数値シミュレーションを行い、提案手法と従来手法を比較する。評価項目は QoE 遅延時間の平均値とパーセンタイルとする。

ここで QoE 遅延時間は、受信端末の TCP の受信プロセスからアプリケーションにメッセージが渡った時刻と送信端末のアプリケーションから TCP 送信プロセスにメッセージが渡った時刻の時間差と定義する。パケットがロスした場合は、その再送時間も含む。

評価では平均値だけではなく、パーセンタイルも評価する。車載ネットワークでは、機能安全の観点からフェールセーフ動作の対象となる遅延時間の発生確率を見積もる必要がある。このため遅延の最悪時間分析[252-254]を行うことが重要となる。

評価環境は車載環境を想定し、以下とおく。

- 帯域幅：100Mbps. 車載で利用可能な現時点の最高性能を想定する。
- QoS 遅延時間：5 ミリ秒. これは端末内部の Ethernet レイヤの処理遅延と Ethernet スイッチのバッファ滞留遅延の合計から成る(例えば BSW のタスク周期を 1 ミリ秒と仮定すると、送信端末の処理遅延 1 ミリ秒，Ethernet バッファ滞留遅延 3 ミリ秒，受信端末の処理遅延 1 ミリ秒)。
- TCP：TCP タイムアウト値は定常状態を想定し、最小値の 200 ミリ秒とする。タイミングに関するオプション(Delayed ACK, Nagle's algorithm)は OFF とする。輻輳制

御に関するオプション(Congestion Control, Slow start, ssthresh etc)は本シミュレータに組み込んでいない。輻輳制御は送信パケット量を制御するオプションであるが、本評価は RTT 毎に 1 から 3 パケット程度の低速通信のため、各オプションの有無は QoE 遅延時間に影響を与えないと考える。

- パケットサイズ:メッセージパケットは 1500 バイト(ペイロードサイズ 1436 バイト), ゴーストパケットは 64 バイト(ペイロードサイズ 0 バイト)とする
- メッセージ送信周期: 100 ミリ秒.
- パケットロス: ランダムモデルでパケットロス率 1%
- メッセージ送信回数: 10 万回. ただし過渡状態の影響を除くため, シミュレーションの開始直後・終了直前の 1 秒間のデータを除く.

これらの環境で, ゴーストパケット付与数とパケット長の評価を行い, ゴーストパケットの効果とパラメタ(付与数とパケット長)の妥当性を評価する.

5.6.1 ゴーストパケット付与数(N)の評価

A) 平均値とパーセンタイル

表 5-2 に実メッセージの QoE 遅延時間の平均値, 99 および 99.99 パーセンタイルを示す. ゴーストパケット数 0 個は通常 TCP を意味する.

ゴーストパケットの付与数を増やすとともに QoE 遅延時間の平均値とパーセンタイルが短くなる. ただし, 付与数が 2 以上で効果は変わらなくなる. これは(数式 5-5)や図 5-6 で示すように, パタン II-A による実メッセージの Fast Retransmit 発生確率 Q_2 は N が増えるにつれ確率が上がるが, N が 2 以上で発生確率 1 となるためである. ゴーストパケットの付与にもマイコン能力を使用するため, 付与数は少ない方が良い. よって付与数の最適値は 2 となる.

本評価では, 提案手法($N=2$)の QoE 遅延時間は通常 TCP に比べ, 平均値で約 68%, 99 パーセンタイルで約 7.6%, 99.99 パーセンタイルで約 43%となった. ゴーストパケット付与が QoE 遅延時間の短縮に貢献する.

表 5-2 ゴーストパケット数と QoE 遅延時間の関係

The Number of Ghost Packet	Average [ms]	99 Percentile[ms]	99.99 Percentile[ms]
0	8.30	205	505
1	6.57	115	216
2	5.63	15.5	216
3	5.61	15.5	216
4	5.62	15.5	216

B) 相補累積分布関数(CCDF)

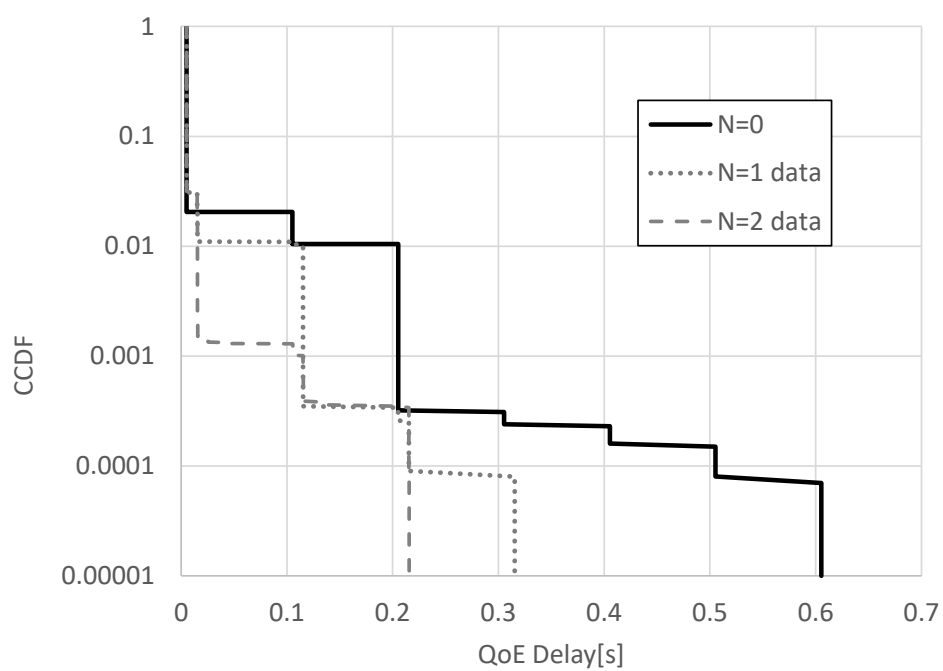


図 5-8 実メッセージの QoE 遅延時間(CCDF)

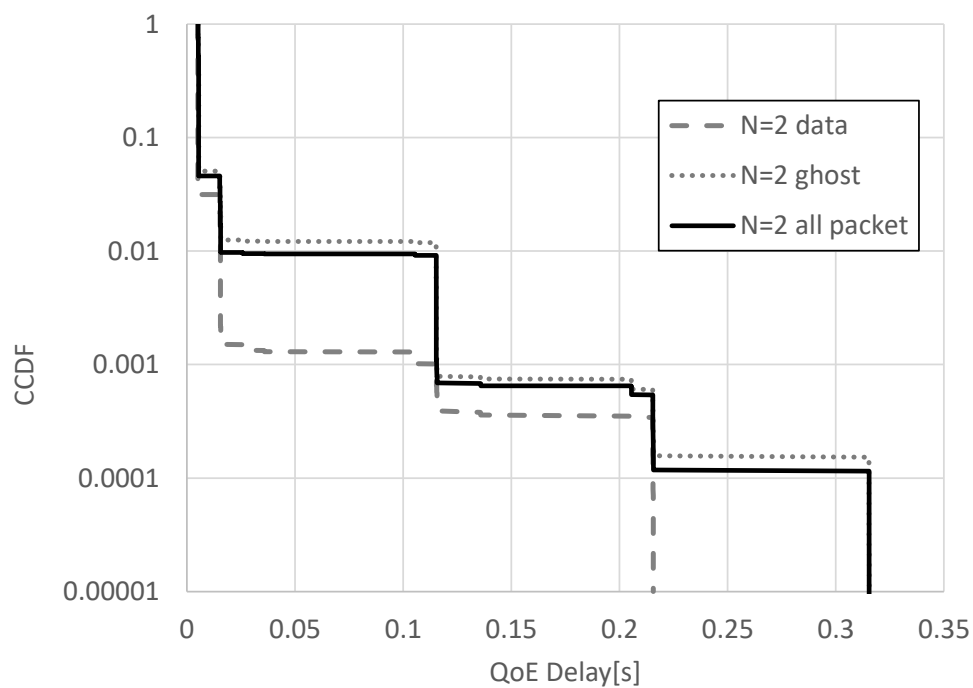


図 5-9 全パケット, 実メッセージ, ゴーストパケットの QoE 遅延時間(N=2)

図 5-8 に $N=0$ から 2 の実メッセージの QoE 遅延時間(CCDF) を示す. ほぼ全ての確率において, N の値が増えるにつれ QoE 遅延時間が短くなる.

図 5-9 は $N=2$ のときの全パケット, 実メッセージのみ, ゴーストパケットのみの 3 種類の QoE 遅延時間を示す.

実メッセージの QoE 遅延時間は常に全パケットの QoE 遅延時間よりも短くなる. 全パケット群は Retransmit と Fast Retransmit による再送が混在しているのに対して, 実メッセージの再送はすべての Fast Retransmit と一部の Retransmit で構成されるため, Fast Retransmit の割合が高いためである.

一方, ゴーストパケットの QoE 遅延時間は常に全パケットの QoE 遅延時間よりも長くなる. ゴーストパケットはすべて Retransmit による再送となるため, 全パケット平均より QoE 遅延時間が伸びる.

5.6.2 ゴーストパケット長と TCP バッファサイズの評価

本研究のコンセプト(メッセージ本体に少数パケットを追加し, メッセージを構成するパケットでロスが生じた場合に後続のパケットで重複 ACK を発生させる)を実現するためには, ゴーストパケットのパケット長は 0 バイトでなくても良い. 例えばゴーストパケットとして N パケットを付与する場合, アプリケーションレイヤで $1460 \times N$ バイトのデータを付与すれば BSW や Linux の通信プロトコルスタックを改造することなく実現できる. 一方で車載用マイコン[249]はメモリ量も少ない. このため TCP のバッファサイズとゴーストパケット長が QoE 遅延時間に与える影響を検証する.

図 5-10 に TCP バッファサイズを 16KB とした際に $N=0$ と $N=2$ のゴーストパケット長を 1500 バイト, 64 バイトと設定した QoE 遅延時間を示す. 一度のメッセージ送信で利用するバッファサイズは $N=2$, パケット長 1500 バイトの条件でパケットロスがなければ 4.5KB となる. TCP バッファサイズが 16KB の場合, 4.5KB に比べて十分なバッファサイズを備えるためボトルネックとならない. このためゴーストパケットを付与するとゴーストパケット長によらず QoE 遅延時間が短くなる.

図 5-11 は, TCP バッファサイズを 4KB とした際に $N=0$ と $N=2$ のゴーストパケット長を 1500 バイト, 64 バイトと設定した QoE 遅延時間を示す. TCP バッファサイズが小さい場合, ゴーストパケット長が 1500 バイトであれば一度のメッセージ送信でも ACK が戻ってこなければすべてのパケットを送信できない. また, パケットがロスした場合には, 通常よりもより多くのバッファを使用することになる. このため TCP バッファサイズが 4KB の際はこの値がボトルネックとなり, 1500 バイト長のゴーストパケットを付与することによって, QoE 遅延時間は通常よりも長くなる. 一方, ゴーストパケット長が 64 バイトの場合は, TCP バッファサイズが少なくても, ゴーストパケット付与による QoE 遅延時間短縮効果を得ることができる.

以上より, ゴーストパケット付与による QoE 遅延時間は BSW や Linux の通信プロトコ

ルスタックを改造しなくともすることなく実現できる。その場合はTCPのバッファサイズを十分に確保する必要がある。

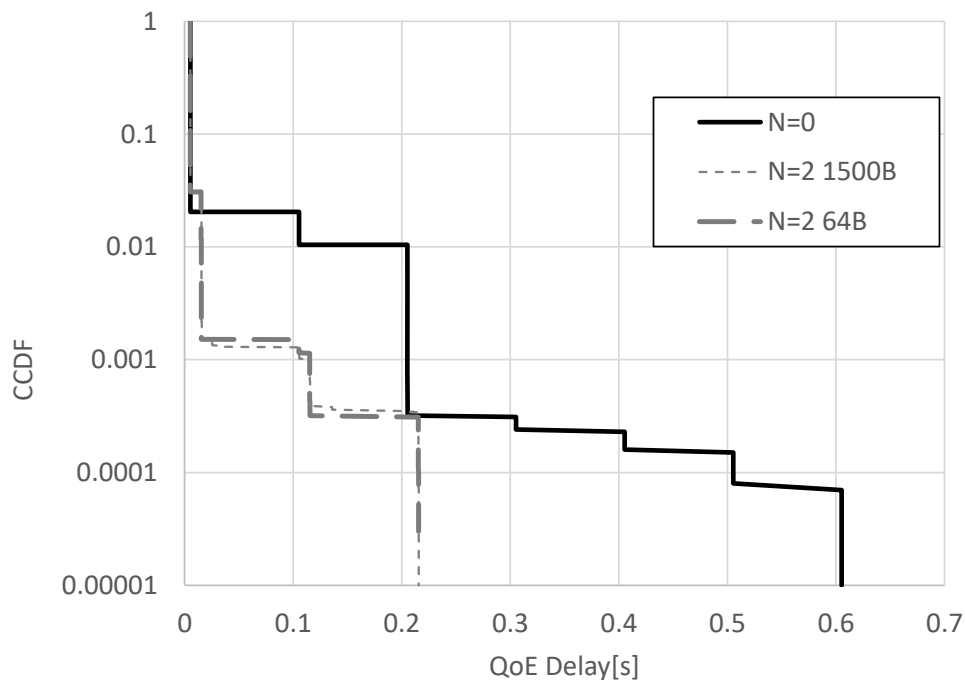


図 5-10 TCP バッファサイズ 16KB の QoE 遅延時間

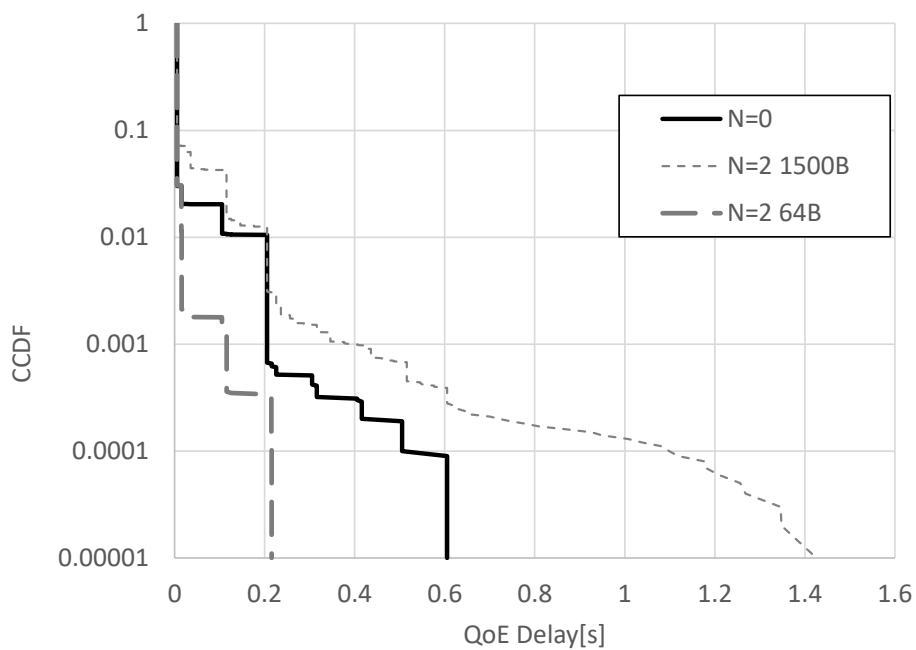


図 5-11 TCP バッファサイズ 4KB の QoE 遅延時間

5.7 おわりに

本稿では TCP のメッセージ送信において、メッセージ本体の直後に少数のゴーストパケットを送信する方式を提案した。シミュレーション評価により、0 バイト長のゴーストパケットを 2 個付与することで QoE 遅延時間を大幅に短縮できることを示した。

6. エピデミックブロードキャストにおけるカットスルーリンクとその性能分析

6.1 はじめに

近年、災害時の通信インフラや低コストな通信インフラを実現するための通信手段として、ノード間の通信回線が常に正常に機能していない状況であってもノード間のエンド-エンド通信を実現する DTN (Delay/Disruption-Tolerant Networking) が期待されている。DTN は、ノード間の通信回線が一時的に切断したり、ノード間の通信伝遅延が一時的に増大したりするような通信環境であっても、エンド-エンド間で信頼性のあるデータ転送を実現することを目指している。

DTN における通信方式の一つとして、ノード同士の近距離無線通信によって、あるノードから他のすべてのノードに対して情報伝送を行う、エピデミックブロードキャストが存在する[255][256]。エピデミックブロードキャストでは、それぞれのノードがモビリティを有しているという性質を利用し、ストア・アンド・キャリア・フォワード (store-and-carryforward) 型の通信により、あるノードから他のノードに対してメッセージを中継する。ストア・アンド・キャリア・フォワード型の通信では、中継ノードがメッセージを一時的に格納 (ストア) し、ノードがそのデータを保持したまま運搬 (キャリア) する。中継ノードは、メッセージを移動先で他のノードへ中継 (フォワード) する。これにより、エンド-エンド間の通信が常に利用できない状況においてもデータ転送を実現する。

エピデミックブロードキャストでは、ノード同士のメッセージ交換が繰り返されることにより、ネットワーク全体にメッセージが広がってゆく。このため、エピデミックブロードキャストは「ゴシップ型通信」とも呼ばれている。

近年、DTN を利用したアプリケーションの研究も活発に行われている。エピデミックブロードキャストの有望なアプリケーションの一つとして、災害時のような通信インフラが利用できない状況において、ノード同士の近距離無線通信によって情報を配信するという用途が考えられる[257]。エピデミックブロードキャストを用いることにより、通信インフラが利用できない状況でも、情報 (例えば災害時における安否情報) を無線端末間のアドホック通信によって配信することが可能となる。

DTN において、ノード同士のアドホック通信を利用するだけでなく、少数のカットスルーリンクを導入することにより、エピデミックブロードキャストの性能向上が期待できる。カットスルーリンクとは、フィールド上の複数の地点間を接続する通信回線である。DTN におけるカットスルーリンクの例として、災害地における避難所間を接続する有線ネットワークや、緊急車両間を接続する長距離無線ネットワーク、VANET において交差点の基地局間を接続する有線ネットワークなどが考えられる。エピデミックブロードキャストにお

いてカットスルーリンクを用いることにより、情報拡散の高速化や無線通信帯域の利用率低減などが可能となる。しかし、カットスルーリンク導入の効果はこれまで十分明らかにされていない。

カットスルーリンクという考え方自体は新しいものではなく、ATM(Asynchronous Transfer Mode) や MPLS (Multi-Protocol Label Switching)におけるカットスルーリンクの研究は古くから行われている [258-269]。例えば文献[258]では、シミュレーション実験により、カットスルーリンクを用いた 5 種類の適応型ルーティングアルゴリズムの性能を比較している。その結果、パケット交換方式と比較して、カットスルーリンクを用いたルーティングアルゴリズムにより、平均遅延・再送率・ネットワーク利用率などが改善されることを示している。また文献[259]では、MPOA (Multiprotocol over ATM), IP, MPLS の 3 種類のネットワークにおける異なるカットスルー方式の性能比較を行っている。

DTN におけるエピデミックブロードキャストの有効性を調査した研究は数多く存在するが、我々の知る限り、エピデミックブロードキャストにおけるカットスルーリンクの効果はこれまで明らかにされていない。例えば、文献[261, 261]では数学的解析によりエピデミックブロードキャストの性能を解析している。また、文献[255, 256, 263, 264]ではシミュレーション実験によりエピデミックブロードキャストの有効性を調査している。ただしこれらの研究では、エピデミックブロードキャストの迅速性や効率性に着目した性能評価が行われており、カットスルーリンクの効果は明らかにされていない。[265]では、エピデミックブロードキャストにおけるカットスルーリンクの有効性を、シミュレーション実験により評価している。ただし、カットスルーリンクが有効となる領域や、カットスルーリンクがエピデミックブロードキャストの特性に与える影響は十分明らかにされていない。

そこで本章では、数学的解析により、エピデミックブロードキャストにおけるカットスルーリンク導入の効果（特に、メッセージ配送の迅速性に与える効果）を定量的に明らかにする。モビリティを有する複数ノード間でのエピデミックブロードキャストを離散時間システムとしてモデル化する。ノードが移動するフィールドにおける、ノードの位置分布が均一な場合および不均一の場合の 2 種類の解析を行う。カットスルーリンクの存在によって、ノード同士の見かけの接触確率がどの程度増加するかを解析的に求めることにより、カットスルーリンクがエピデミックブロードキャストの迅速性に与える影響を解析する。

さらに数学的解析により、エピデミックブロードキャストにおけるカットスルーリンク導入の効果（特に、メッセージ配送の迅速性に与える効果）を定量的に明らかにする。モビリティを有する複数ノード間でのエピデミックブロードキャストを離散時間システムとしてモデル化する。ノードが移動するフィールドにおける、ノードの位置分布が均一な場合および不均一の場合の 2 種類の解析を行う。カットスルーリンクの存在によって、ノード同士の見かけの接触確率がどの程度増加するかを解析的に求めることにより、カットスルーリンクがエピデミックブロードキャストの迅速性に与える影響を解析する。

以下、6.2 節でエピデミックブロードキャストとカットスルーリンクについて説明し、

6.3 節ではカットスルーリンクを考慮した際のエピデミックブロードキャストについて解析する, 6.4 節では 2.3 節の解析結果を利用し, カットスルーリンクの配置による影響について評価, 6.5 節で本章をまとめる.

6.2 エピデミックブロードキャストとカットスルーリンク

6.2.1 エピデミックブロードキャスト

エピデミックブロードキャストでは, ネットワーク中で中継されるメッセージ数が時間の経過とともに急速に増大するため, メッセージ数の増大を抑制するためのさまざまな方式が提案されている[255, 263].以下では, 3 種類のエピデミックブロードキャストアルゴリズム (P-BCAST, SA-BCAST, HP-BCAST) の概要を述べる.各方式の詳細については, [255, 263]を参照されたい.

- P-BCAST (PUSH-based BroadCast)

P-BCAST は, エピデミックブロードキャストの中でも最も単純な方式であり, メッセージを保有しているノードが他のノードと接触したときに確率 1 でメッセージの複製を中継する.中継を繰り返すことでネットワーク全体にメッセージを配布する.そのため P-BCAST は, 短い待ち時間でネットワーク全体にメッセージの複製を拡散できるという利点がある.その一方, すでにメッセージを保有しているノードにも新たにメッセージの中継を行うため, 余分なメッセージのコピーを生成し続けるという欠点がある.その結果, ネットワークの資源を大量に消費し続けてしまう.

- SA-BCAST (Self-Adaptive BroadCast)

SA-BCAST も P-BCAST と同じように動作するが, 無駄な重複メッセージの中継を防ぐために, 自身が重複メッセージを受信した場合には, 他のノードもすでにメッセージを保有している確率が高いと判断し, メッセージの複製を中継する確率を適応的に減少させるという方式である[255].

- HP-BCAST(History-based P-BCAST)

HP-BCAST は P-BCAST と同じように動作するが, 無駄な重複メッセージの中継を防ぐために, メッセージを保持しているノードのリストを管理し, すでにメッセージを保有している (と思われる) ノードには新たにメッセージ中継を行わないという方式である[255].

文献[263]では, P-BCAST および HP-BCAST をそれぞれ使用した時の, メッセージ拡散時間やネットワーク中を転送される複製メッセージ数を比較している.その結果, P-BCAST および HP-BCAST のメッセージ拡散時間は同程度であるにもかかわらず, HP-BCAST は複製メッセージ数を大幅に抑えられることが示されている.

6.2.2 カットスルーリンク

カットスルーリンクとは、フィールド上の複数の基地局（固定ノード）間を接続する通信回線である。DTN におけるカットスルーリンクの例を図 6-1 に示す。フィールド上に M 台の基地局を配置し、これらの基地局間を $M-1$ 本以上のカットスルーリンクで接続する。基地局は無線通信および有線通信の両方のインターフェースを有しており、移動ノード（以下、単に「ノード」と呼ぶ）から無線通信によって受信したメッセージを、カットスルーリンクを介して他の基地局へ転送することができる。また、他の基地局からカットスルーリンクを介して受信したメッセージを、近隣のノードに無線通信によって配送することもできる。

さまざまなカットスルーリンクの利用法が考えられるが、本章では、カットスルーリンクに接続された基地局は、それぞれの基地局の無線通信可能範囲内に存在するノード間でメッセージの中継のみを行う場合を考える。つまり、ある基地局の無線通信可能範囲内にメッセージを保有するノードが存在し、他の基地局の無線通信可能範囲内にメッセージを保有しないノードが存在する場合に、カットスルーリンクを介してメッセージの中継が行われる。しかし、基地局はバッファを有しておらず、メッセージの蓄積は行わないとする。

カットスルーリンクの導入によりエピデミックブロードキャストの性能向上が期待できる [265] が、カットスルーリンクの設置箇所、基地局のメッセージ中継アルゴリズムやバッファ管理方法など、さまざまな要因を適切に設計する必要がある。

第一に、基地局をフィールド上のどこに配置するかによってカットスルーリンクの効果が大きく左右される。直感的には、対象としているフィールド上に等間隔となるように基地局を配置すればよいと考えられる。基地局をフィールド上に密集させて配置すれば、カットスルーリンクによってメッセージが拡散される範囲が限定的となるため、カットスルーリンクの効果は小さくなると考えられる。このため、カットスルーリンクの効果を発揮させるためには、基地局をフィールド上のどこに設置するかを慎重に決定する必要がある。

第二に、フィールド上に複数のカットスルーリンクが存在する場合、カットスルーリンクによって構成される有線ネットワーク上の、どの基地局に対してメッセージを中継するか（ルーティングするか）を適切に決定する必要がある。単純には、メッセージを受信した基地局は、カットスルーリンクによって接続されているすべての基地局に対してメッセージを中継すれば、より迅速なメッセージ拡散が可能となる。ただし、P-BCAST が迅速性では優れている一方、無駄なメッセージ中継が多発して効率性が劣るのと同じように、カットスルーリンクで接続されているすべての基地局に対して単純にメッセージ中継をすれば、エピデミックブロードキャストの効率性が低下する可能性がある。

第三に、カットスルーリンクに接続された基地局がバッファを有する場合、エピデミックブロードキャストによって中継されているメッセージの中で、どのメッセージを保持し、どのメッセージを廃棄するか（基地局のバッファ管理）も重要な課題である。一般に、基地局が保有するバッファは有限であり、エピデミックブロードキャストによって中継されているすべてのメッセージを保持し続けることは不可能である。このため、基地局が、受信した

どのメッセージをバッファに格納し、どのメッセージをバッファから削除するといったバッファ管理の手法を適切に設計する必要がある。

本章では、カットスルーリンクがエピデミックブロードキャストの効率性に与える影響を解析することで、カットスルーリンクの有効性を定量的に明らかにするとともに、第一の問題（基地局の配置問題）に対する解も与える。ただし、第二および第三の問題に関しては本稿の解析だけでは不十分であり、今後さらなる検討が必要である。

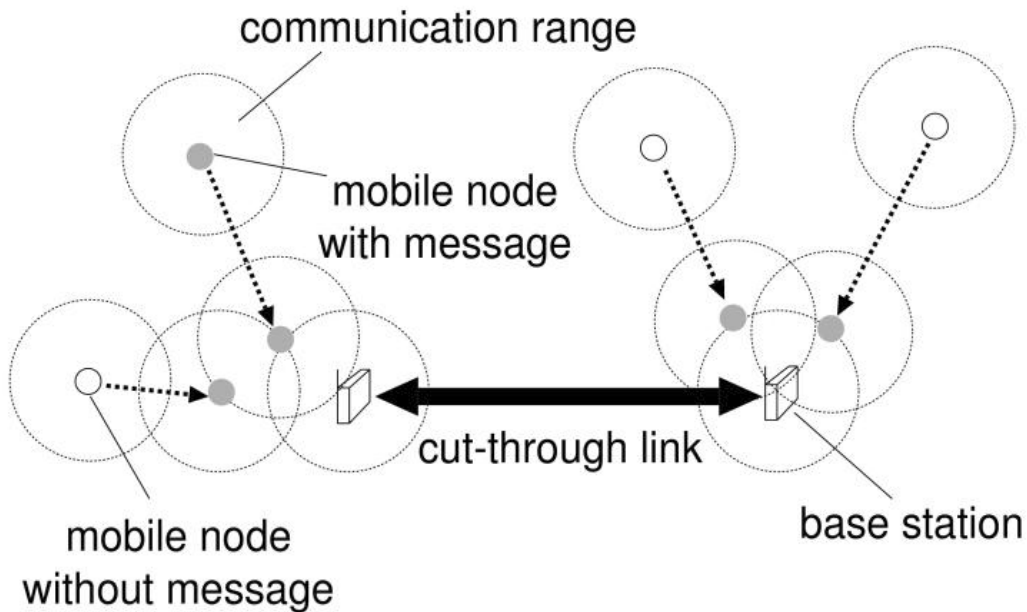


図 6-1 DTN におけるカットスルーリンク（基地局間を接続する通信回線）の例

6.3 カットスルーリンクを考慮したエピデミックブロードキャストの解析

6.3.1 解析

モビリティを有する N ノード間でのエピデミックブロードキャストを離散時間システムとしてモデル化する（図 6-2 参照）。簡単のため、ここでは一種類のメッセージの拡散だけに着目する。ノードの無線通信可能範囲をすべて等しく r とし、ノードとノードの距離が r 以下の時にアドホック通信によって相互に無線通信が可能になるとする。また、ノードの移動速度をすべて等しく v とする。ノードが移動するフィールドを S と表記する。

ノードモビリティの定常性を仮定し、あるスロットにおけるノード i とノード j の接触確率（新たにノード同士のアドホック通信が可能となる確率）を $e_{i,j}$ と表記する。

k 番目のスロットにおける、ノード i のメッセージ保有率を $\pi_i(k)$ と表記する。メッセージ保有率ベクトルを $\pi(k) = (\pi_1(k), \dots, \pi_N(k))$ と表記する。

メッセージを保有するノードが、他のノードと接触した時に確率 1 でメッセージを中継する P-BCAST (PUSH-based BroadCast) の場合を考える. $\pi(k) \ll 1$ の時, 接触確率行列を $E=(e_{ij})$ とすれば, P-BCAST によるメッセージ拡散のダイナミクスは近似的に(数式 6-1)で与えられる.

$$\pi(k+1) = (I + E)\pi(k) \quad (\text{数式 6-1})$$

本解析では, フィールド上に w 本のカットスルーリンクが張られている場合を考える. また, これらのカットスルーリンクは $w+1$ 台の基地局によってツリーを形成しているとする. また, カットスルーリンクの長さはノードの無線通信可能範囲 r よりも長いと仮定する.

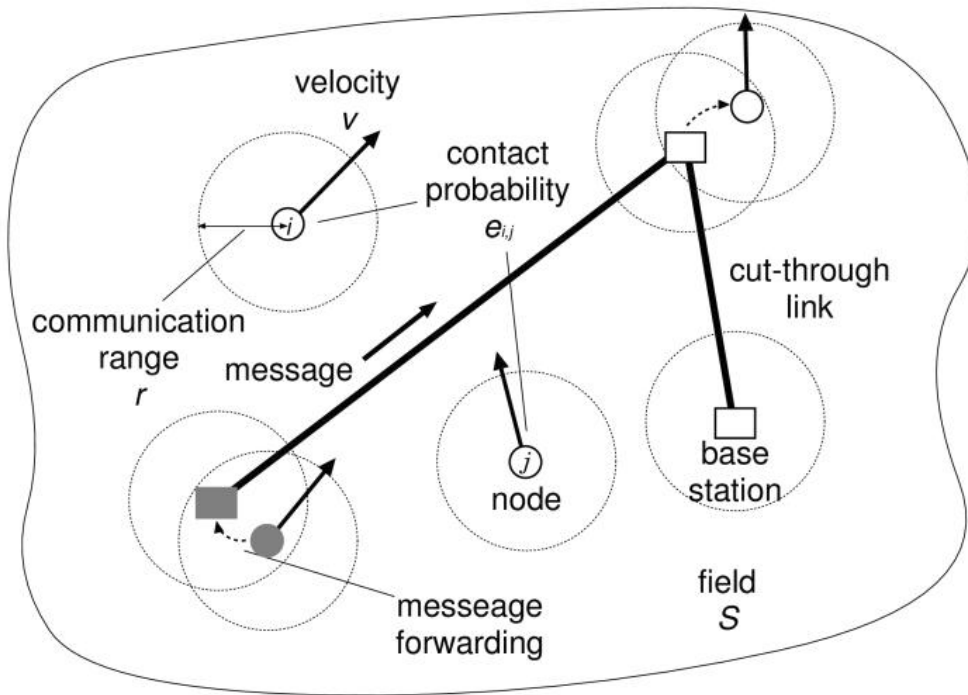


図 6-2 解析モデル

- ノードの位置分布が均一の場合

まず, ノードの位置分布が均一である場合を考える. つまり, フィールド上の点 $x \in S$ におけるノード $i (1 \leq i \leq N)$ の存在確率 $p_i(x)$ が(数式 6-2)の一様分布に従う場合を考える. ここで $|S|$ はフィールドの大きさを表す.

$$p^i(x) = p(x) = \frac{1}{|S|} \quad (\text{数式 6-2})$$

ノードの無線通信可能範囲および移動速度がそれぞれ r および v であるから, あるノード i が他のノード j と接触し, その後, 無線通信可能範囲から離脱するまでの時間の期待値 τ は(数式 6-3)で与えられる.

$$\tau = \frac{1}{2r} \left(2 \int_{-r}^r \sqrt{r^2 - x^2} dx \right) v^{-1} = \frac{\pi r}{2v} \quad (\text{数式 6-3})$$

ノード i の無線通信可能範囲内にノード $j (\neq i)$ が存在する確率が $\pi r^2 / |S|$ であるから、あるスロットにおけるノード i とノード j の接触確率 $e_{i,j}$ は(数式 6-4)で与えられる。

$$e_{i,j} = \begin{cases} \frac{\pi r^2}{|S|} \tau^{-1} = \frac{2rv}{|S|} & i \neq j \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \quad (\text{数式 6-4})$$

カットスルーリンクが存在する場合、ノード同士のアドホック通信による直接的な「接触」だけでなく、カットスルーリンクを介したノード同士の間接的な「接触」によってもメッセージが拡散される。そこで以下では、カットスルーリンクの影響を考慮した接触確率行列 $E=(e_{i,j})$ を導出する。

以下、基地局の位置分布が均一である場合を考える。つまり、フィールド上の点 $x \in S$ における基地局 $l (1 \leq l \leq w+1)$ の存在確率が $q_l(x) = 1/|S|$ である場合を考える。

ノード i とノード j は、 $w+1$ 台の基地局のうち、いずれか 2 台の基地局とそれぞれ通信可能になった時に限りカットスルーリンクを介して通信が可能となる。従って、カットスルーリンクの影響を考慮した接触確率 $e'_{i,j}$ は(数式 6-5)によって与えられる。

$$e'_{i,j} = \begin{cases} e_{i,j} + (1 - e_{i,j}) \left(\frac{\pi r^2}{|S|} \right)^2 (w+1) w \tau^{-1} & i = j \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \quad (\text{数式 6-5})$$

● ノードの位置分布が不均一の場合

次に、ノードの位置分布が不均一である場合を考える。つまり、フィールド上の点 $x \in S$ におけるノード $i (1 \leq i \leq N)$ の存在確率が $p_i(x)$ で与えられる場合を考える。

この時、あるスロットにおけるノード i とノード j の接触確率 $e_{i,j}$ は(数式 6-6)で与えられる。ここで $D(x, r)$ は点 x を中心とする半径 r の領域である。

$$e_{i,j} = \begin{cases} \tau^{-1} \int_S p_i(x) \left(\int_{D(x,r)} p_j(y) dy \right) dx & i \neq j \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \quad (\text{数式 6-6})$$

以下では、カットスルーリンクの影響を考慮した接触確率行列 $E=(e'_{i,j})$ を導出する。

基地局 $l (1 \leq l \leq w+1)$ の座標を z_l と表記する。ノード i とノード $j (\neq i)$ は $w+1$ 台の基地局のうち、いずれか 2 台の基地局とそれぞれ通信可能になった時に限りカットスルーリンクを介して通信が可能となる。ノード i とノード $j (\neq i)$ がそれぞれ基地局 l および基地局 $m (\neq l)$ を介して接触する確率は(数式 6-7)で与えられる。従って、カットスルーリンクの影響を考慮した接触確率 $e'_{i,j}$ は(数式 6-8)によって与えられる。

$$\varepsilon_{i,j}^{l,m} = \tau^{-1} \int_{D(Zl,r)} p_i(x) \int_{D(zm,r)} p_j(x) dx \quad (\text{数式 6-7})$$

$$e'_{i,j} = \begin{cases} e_{i,j} + (1 - e_{i,j}) \sum_{1 \leq l, m \leq w+1, l \neq m} \varepsilon_{i,j}^{l,m} & i = j \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \quad (\text{数式 6-8})$$

- カットスルーリンク追加の効果分析

エピデミックブロードキャストにおいて、カットスルーリンクを 1 本追加することの効果进行分析する。カットスルーリンク数を w から $w+1$ に増加すると、カットスルーリンクを介したメッセージ拡散が増加し、エピデミックブロードキャストの迅速性は改善される。また、ノードの無線通信可能範囲を r から $r + \Delta r$ に増加すると、ノード同士の接触確率が増加するため、エピデミックブロードキャストの迅速性は改善される。そこで以下では、カットスルーリンク数を w から $w+1$ に増加することに相当する、ノードの無線通信可能範囲の増加量 Δr を導出する。

エピデミックブロードキャストのダイナミクスは (数式 6-1) で与えられる。従って、カットスルーリンク数を w から $w+1$ に増加した時の (カットスルーリンクの影響を考慮した) 接触確率 ((数式 6-5) および (数式 6-8)) が、ノードの無線通信可能範囲を r から $r + \Delta r$ に増加した時の接触確率と等しくなる。

(数式 6-9) を Δr について解くことにより、カットスルーリンクを 1 本追加することに相当する、ノードの無線通信可能範囲の増加量 Δr を求めることができる。

$$e'_{i,j}|_{w \rightarrow w+1} = e'_{i,j}|_{r \rightarrow r+\Delta r} \quad (\text{数式 6-9})$$

6.3.2 数値例

以下の数値例では、特に断わりのない限り次のようなパラメタを用いている：ノード数 $N=20$ 、ノードおよび基地局の無線通信可能範囲 $r=50[\text{m}]$ 、ノードの移動速度 $v=4 [\text{km/h}]$ 。

- ノードの位置分布が均一の場合

カットスルーリンク数を 0~5 と変化させた時の、スロット k におけるノードの平均メッセージ保有率 $E[\pi_i(k)]$ の変化を図 6-3 に示す。ここでは、フィールドの大きさを $|S| = 250,000[\text{m}^2]$ 、スロット長を $1[\text{s}]$ としている。初期状態におけるノード 1 の保有率を $\pi_1(0) = 10^{-4}$ とし、それ以外のノードの保有率をすべて 0 と設定している。この結果より、数本のカットスルーリンクを導入することにより、エピデミックブロードキャストによる情報拡散速度が大幅に増加することがわかる。

本解析で対象としている P-BCAST では、メッセージを保有しているノードは確率 1 でメッセージを中継する。このため、ノードの平均メッセージ保有率 $E[\pi(k)]$ がある程度大きくなれば、メッセージは急速に拡散されるようになる。図 6-3 から、エピデミックブロードキャストを開始した直後は平均メッセージ保有率 $E[\pi(k)]$ の上昇は緩やかであるが、時間が経過するにつれ（スロット数が大きくなるにつれ）平均メッセージ保有率 $E[\pi(k)]$ が急激に増加していることがわかる。カットスルーリンクを導入することにより、メッセージが急速に拡散するまでの時間が大幅に短縮されていることがわかる。

ノード数を $N=20$ から $N=40$ へと増加させた時の結果を図 6-4 に示す。ノード数を 2 倍に増加させた点を除き、それ以外の条件は図 6-3 と同一である。この結果から、ノード数が大きい（つまり、フィールド上のノード密度が高い）場合でも、カットスルーリンクの導入によってエピデミックブロードキャストの迅速性が大幅に改善されることがわかる。また、カットスルーリンク数の増加が、エピデミックブロードキャストのメッセージ配送時間の削減に与える影響は、ほぼ線形であることもわかる。

さらに、ノード数は $N=20$ であるが、ノードおよび基地局の無線通信可能範囲を $r=75$ [m] とした時の結果を図 6-5 に示す。ノードおよび基地局の無線通信可能範囲が増加した点を除き、それ以外の条件は図 6-3 と同一である。この結果から、ノードの無線通信可能範囲が大きい場合であっても、カットスルーリンクを導入することによりエピデミックブロードキャストの迅速性が大幅に改善されることがわかる。

次に、カットスルーリンクを 1 本追加することに相当する、ノードの無線通信可能範囲の増加量 Δr を図 6-6 および図 6-7 に示す。図 6-6 および図 6-7 は、それぞれ $|S|=250,000$ [m²] および $|S|=1,000,000$ [m²] の場合の結果である。その他の条件は、図 6-3 と同一である。

これらの結果より、カットスルーリンクを 1 本追加する効果は、ノードの無線通信可能範囲 r が大きいほど、また、フィールド上に存在するカットスルーリンク数 w が少ないほどより効果が高いことがわかる。例えば、ノードの無線通信可能範囲が $r=100$ [m] の時に注目すると、カットスルーリンクを 1 本追加する効果は、ノードの無線通信可能範囲を 10～20%程度増加させることに相当することがわかる。

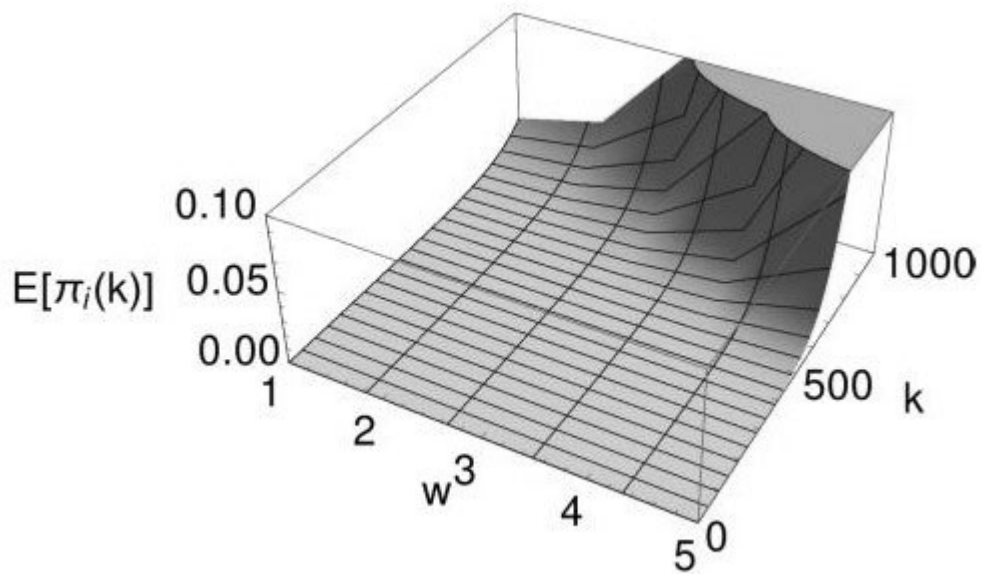


図 6-3 カットスルーリンク数($w=0\sim5$)の平均メッセージ保有率の変化
(ノードの位置分布が二次元一様分布に従う場合) ($N=20$, $r=50$ [m], $v=4$ [km/h])

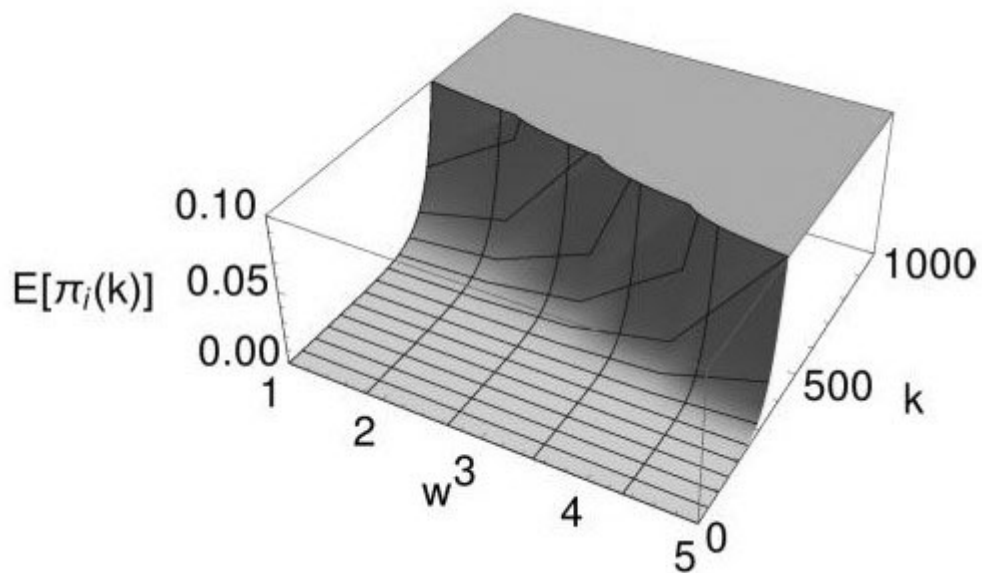


図 6-4 カットスルーリンク数($w=0\sim5$)の平均メッセージ保有率の変化
(ノードの位置分布が二次元一様分布に従う場合) ($N=40$, $r=50$ [m], $v=4$ [km/h])

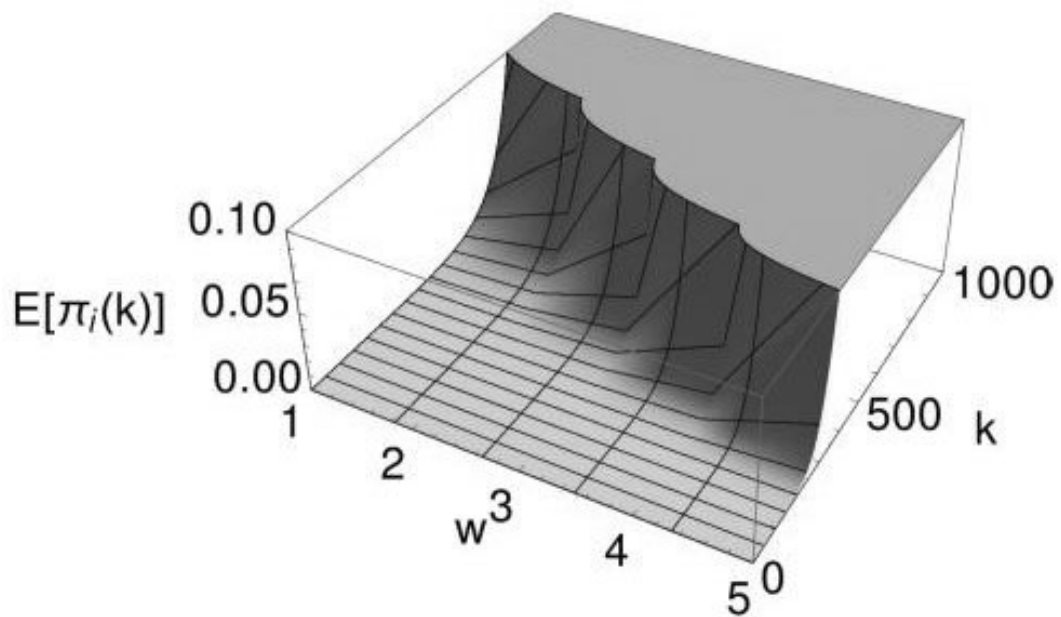


図 6-5 カットスルーリンク数($w=0\sim5$)の平均メッセージ保有率の変化
(ノードの位置分布が二次元一様分布に従う場合) ($N=20$, $r=75$ [m], $v=4$ [km/h])

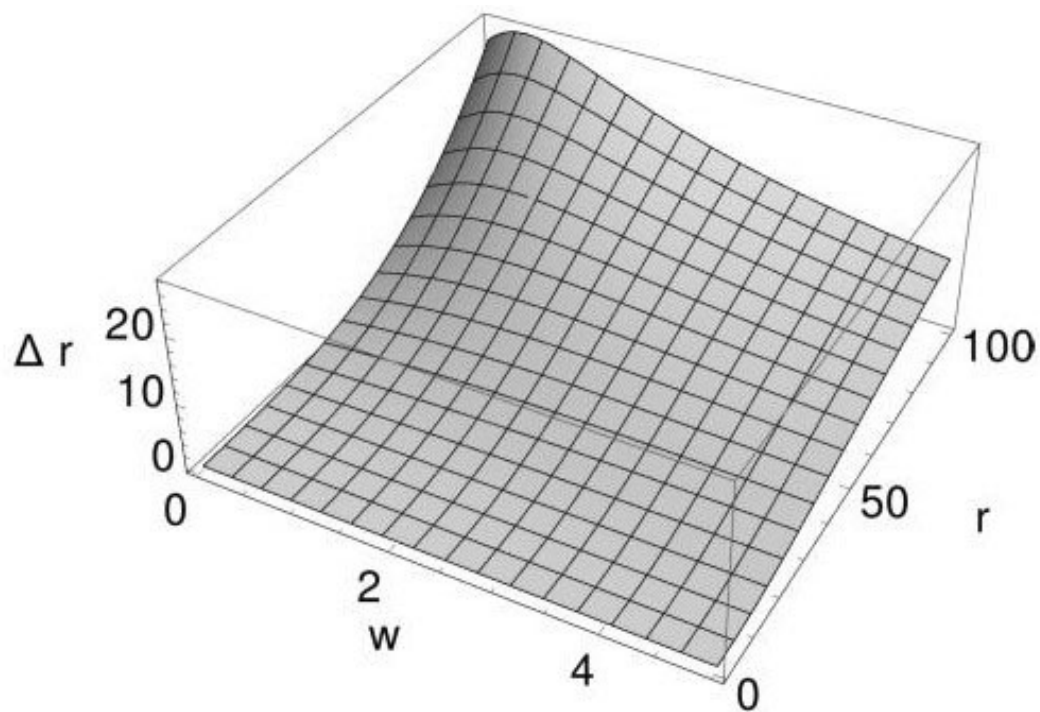


図 6-6 カットスルーリンク 1 本追加に相当するノードの無線通信可能範囲
増加量 Δr ($|S|=250,000$ [m²], $v=4$ [km/h]) の場合

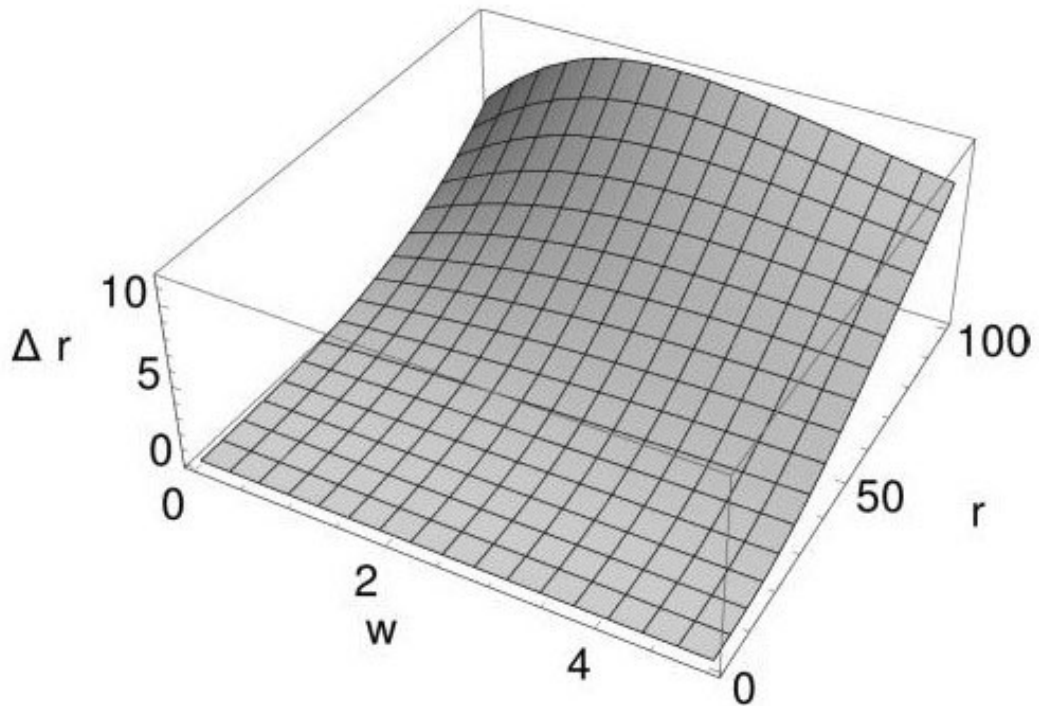


図 6-7 カットスルーリンク 1 本追加に相当するノードの無線通信可能範囲増加量 $\Delta r (|S|=1,000,000[\text{m}^2], v=4 [\text{km/h}])$ の場合

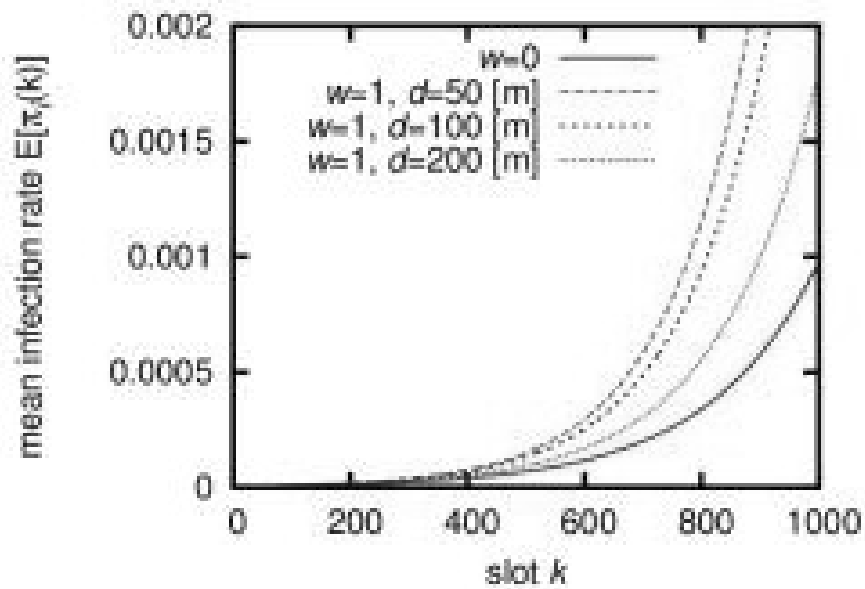


図 6-8 カットスルーリンク数($w=0, 1$) の時の平均メッセージ保有率の変化 (ノードの位置分布が二次元正規分布に従う場合) ($N=20, r=50[\text{m}], v=4[\text{km/h}]$)

- ノードの位置分布が不均一の場合

カットスルーリンクの数が 0 および 1 の時の、スロット k における平均メッセージ保有率 $E[\pi(k)]$ の変化を図 6-8 に示す。ここでは、各ノードの位置分布を、原点（フィールドの中央）を中心とし、標準偏差が 200~[m] の二次元正規分布で与えている。カットスルーリンク数が 1 の場合は、2 台の基地局を、 $z_1=(-d, 0)$ 、 $z_2=(d, 0)$ と配置し、 d を 50, 100, 200~[m] と変化させた。初期状態におけるノードの保有率は図 6-3 と同じように設定した。この結果より、カットスルーリンクの基地局をノードの位置分布に応じて適切に配置することにより、エピデミックブロードキャストの性能が大幅に向上することがわかる。

6.4 カットスルーリンクがエピデミックブロードキャストに与える影響評価

以下では、6.3 節で述べた解析を利用することにより、カットスルーリンクの基地局配置がエピデミックブロードキャストの迅速性に与える影響を調査する。

フィールド上に 5 台のノードが存在する場合を考える。ノード 1 の位置分布が、平均 (0, 0)、標準偏差 100 [m] の二次元正規分布に従い、ノード 2~5 の位置分布が、平均がそれぞれ (-100, 100), (100, 100), (-100, -100), (100, -100) であり、標準偏差が 50 [m] の二次元正規分布に従うとする。ノードの位置分布を図 6-9 に示す。ノードおよび基地局の無線通信可能範囲 $r=50$ [m]、ノードの移動速度 $v=4$ [km/h] とする。初期状態における各ノードのメッセージ保有率を 0.01 とする。なお以下の数値例では、計算の簡単化のため、無線通信可能範囲 $D(x, y)$ として一辺 r の正方領域を用いている。

カットスルーリンクが 1 本の場合を考え、一方の基地局を $z_1=(0, 0)$ に配置し、他方の基地局をフィールド上のさまざまな場所 $z_2=(x, y)$ (ただし $x, y \geq 0$) に配置した時の、1, 000 番目のスロットにおける平均メッセージ保有率 $\theta(1000)$ を図 6-10 に示す。 k 番目のスロットにおける平均メッセージ保有率 $\theta(k)$ とは、初期状態からエピデミックブロードキャストを開始した時の、 $\theta(k)$ 番目のスロットにおける全ノードの平均メッセージ保有率 $E[\pi(k)]$ である。同様に、一方の基地局を $z_1=(-50, -50)$ および $z_1=(-100, -100)$ に配置した時の結果をそれぞれ図 6-11 および図 6-12 にそれぞれ示す。

これらの結果より、一方の基地局を $z_1=(0, 0)$ に配置した場合 (図 6-10) には、他方の基地局を $z_2=(100, 100)$ 近辺に配置した時に平均メッセージ保有率が最大になる。基地局を $z_1=(-50, -50)$ に配置した場合 (図 6-11) や、 $z_1=(-100, -100)$ に配置した場合 (図 6-12) にも、他方の基地局を $z_2=(100, 100)$ 近辺に配置した時に平均メッセージ保有率が最大になる。これはつまり、本実験の条件下では、より多数のノードと接触する機会の多いノード（ノード 1）の位置を基準として基地局を配置するよりも、より基地局と接触頻度が高いノード（ノード 2~5）の位置を基準として基地局を配置することが望ましいことを意味する。

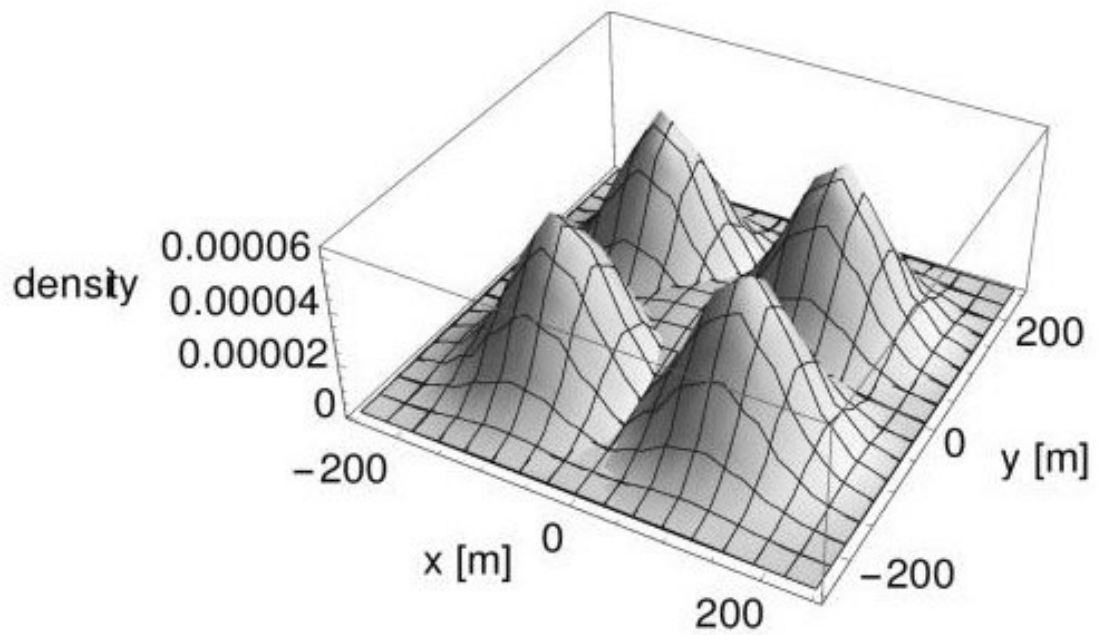


図 6-9 ノードの位置分布（規則的に配置された 5 ノード）

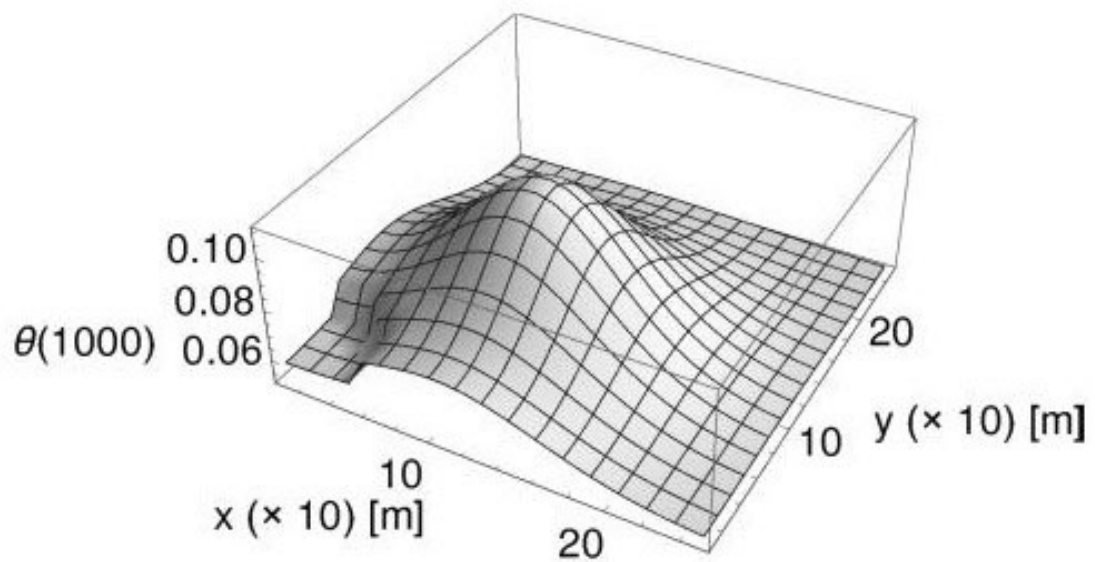


図 6-10 基地局を $z_f(0, 0)$ に配置した場合の平均メッセージ保有率

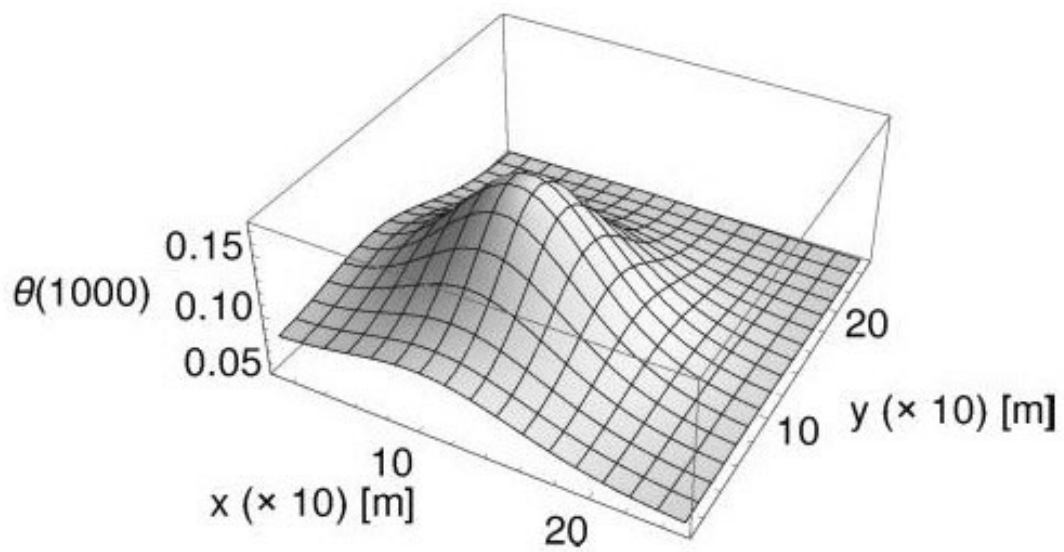


図 6-11 基地局を $z_I = (-50, -50)$ に配置した場合の平均メッセージ保有率

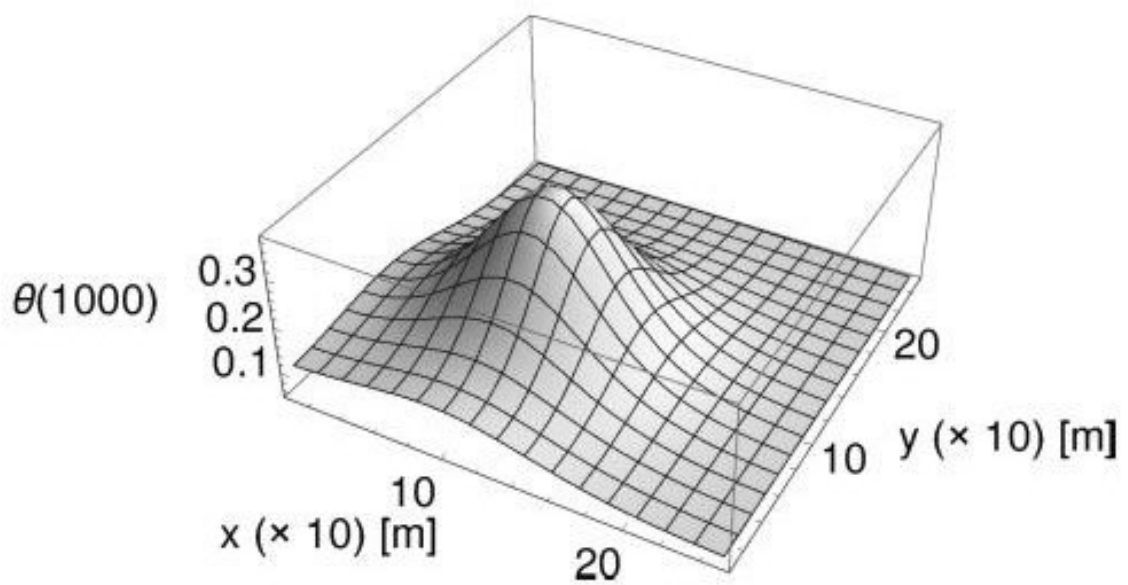


図 6-12 基地局を $z_I = (-100, -100)$ に配置した場合の平均メッセージ保有率

6.4.1 カットスルーリンク基地局配置アルゴリズム

カットスルーリンクの基地局配置は、組み合わせ最適化問題の一種である。つまり、カットスルーリンクの基地局数 M と、ノードの位置分布および初期状態におけるノードのメッセージ保有率を入力とし、 M 台のカットスルーリンク基地局の座標を出力とする組み合わせ最適化問題と考えることができる。ただし、 M 台のカットスルーリンク基地局の配置の組み合わせは無数に存在するため、最適な基地局配置を求めることは容易ではなく、何らかのヒューリスティックな解法が求められる。

そこで本項では、4 種類のカットスルーリンク基地局配置アルゴリズム（貪欲法、均等化法、平面分割法、ランダム法）を対象とし、これらの基地局配置アルゴリズムの特性を比較する。

まず、カットスルーリンク基地局配置アルゴリズムが持つべき特徴について議論する。直感的には、カットスルーリンク基地局配置アルゴリズムは、できるだけノードと接触する可能性が高い箇所にカットスルーリンクの基地局を配置することが望ましいと考えられる。カットスルーリンクの基地局を配置しても、その周辺にノードが存在しなければカットスルーリンクが効果を発揮しない。このことは、6.3 節における分析結果と一致する。

ただしその一方で、エピソードミックブロードキャストの目的（フィールド上のすべてのノードに、メッセージをできるだけ迅速にブロードキャストする）を考えると、ある特定のノード間の接触確率を高めるだけでは十分ではないとも考えられる。従って、カットスルーリンク基地局配置アルゴリズムは、ノード同士の（カットスルーリンクによる間接接触も含めた）見かけの接触確率になるべく均等となるように基地局を配置すべきとも考えられる。

本項では、上記のような考えのもとに、貪欲法、均等化法、平面分割法、ランダム法の 4 種類のカットスルーリンク基地局配置アルゴリズムを考える。

A) 貪欲法

貪欲法は、新たにカットスルーリンクの基地局を配置した場合に、ノードとその基地局との接触確率の増加量が最大となる点を順番に M 個選択するというアルゴリズムである。ノードが頻繁に訪問すると期待される箇所にカットスルーリンクの基地局を配置することにより、カットスルーリンクの効果が高まることを期待している。

具体的には、 I 番目のカットスルーリンク基地局の座標 z_I を(数式 6-10)のように決定する。

$$\operatorname{argmax}_{z_I} \sum_{i \in N} \left(\int_{D(z_I, r) / (B_1 \cup \dots \cup B_{I-1})} p_i(x) dx \right) \quad (\text{数式 6-10})$$

ここで B_I は I 番目のカットスルーリンク基地局 z_I を中心とする半径 r の領域 ($\equiv D(z_I, r)$) である。また、 N はノードの集合である。既にカットスルーリンクの基地局を配置した点の周囲に新たに基地局を配置したとしても、ノードとその基地局との接触確率の増加が見込めない。そこで(数式 6-10)では、領域 $B_I \cup \dots \cup B_{I-1}$ を接触確率の計算から除外している。

B) 均等化法

均等化法は，他のノードとの接触確率が小さいノードを M 個選択し，それらのノードの重心にカットスルーリンクの基地局を配置するというアルゴリズムである．ノード同士の接触確率が小さい箇所に，カットスルーリンクを設置することによって，ノード同士の接触確率をできるだけ均等化する（特定のノード間だけでメッセージ中継を行わないようにする）ことを目指している．

具体的には， l 番目のカットスルーリンク基地局の座標 z_l を(数式 6-11)ように定める．

$$z_l = c_i \quad (\text{数式 6-11})$$

ただし， c_i はノード i と他ノードとの接触確率を重みとする重心は(数式 6-12)である．

$$c_i \equiv \int_S p_i(x) x dx \quad (\text{数式 6-12})$$

さらに，ノード i は，カットスルーリンク基地局が配置されていないノードの中 ($c_i \neq z_l, \dots, z_{l-1}$) で，他のノードとの接触確率が最小のものである((数式 6-13)．

$$\operatorname{argmax}_i \sum_{j \in \mathbb{N}, i \neq j} e_{i,j} \quad (\text{数式 6-13})$$

C) 平面分割法

平面分割法は，フィールド S の等分割を繰り返すことによって得られる M 個の部分フィールド $S_L \dots S_M$ において，それらの重心にカットスルーリンクの基地局を配置するというアルゴリズムである．単純に，フィールドの面積を等分するのではなく，分割されたそれぞれの部分フィールドにおけるノードの存在確率の和が均等となるように分割する．また，部分フィールドの重心は，部分フィールド上の各点におけるノードの存在確率の和で重み付けした重心を用いる．

まず，フィールド S を(数式 6-14)の条件を満たす部分フィールド S_L, S_R に分割する．

$$\int_{S_L} \sum_{i \in \mathbb{N}} p_i(x) dx = \int_{S_R} \sum_{i \in \mathbb{N}} p_i(x) dx \quad (\text{数式 6-14})$$

この時，フィールドの断面 C が最小となるような分割を選択する．つまり(数式 6-15)となるようにフィールドを分割する

$$\operatorname{argmax}_C \int_C \left(\sum_{j \in \mathbb{N}} p_j(x) dx \right) \quad (\text{数式 6-15})$$

部分フィールド S_L または S_R に対して、上記の手順を繰り返すことにより M 個の部分フィールド $S_1 \dots S_M$ を得る。 l 番目のカットスルーリンク基地局の座標 z_l は部分フィールド S_l 上の各点におけるノードの存在確率の和で重み付けした重心に配置する。

$$z_l = \int_{S_l} \sum_{i \in \mathcal{N}} p_i(x) x dx \quad (\text{数式 6-16})$$

D) ランダム法

ランダム法は、 M 台のカットスルーリンク基地局を、フィールド上のランダムな場所に配置するという単純なアルゴリズムである。各カットスルーリンク基地局の座標は、二次元一様分布によってランダムに選択する。

6.4.2 配送遅延評価

以下では、いくつかの数値例によって、4 種類のカットスルーリンク基地局配置アルゴリズムの特性を比較する。

まず、6.3 節における数値例と同一の条件下において、4 種類のカットスルーリンク基地局配置アルゴリズムによって 0~4 台の基地局を配置した時の、エピデミックブロードキャストの 50% 配送遅延を図 6-13 に示す。カットスルーリンクの基地局数が 0 または 1 の時は、カットスルーリンクが存在しない状況に相当する。

5 台のノードをフィールド上に規則的に配置 (図 6-9) し、カットスルーリンク基地局の数 M を変化した時の結果である。各カットスルーリンク基地局の座標 $z_l (1 \leq l \leq M)$ は、前述の 4 種類のカットスルーリンク基地局配置アルゴリズムによって決定している。なお、50 % 配送遅延とは、ノードの平均メッセージ保有率が初めて 0.5 以上となるスロット数を意味する。図中の「random」、「greedy」、「split」、「equalize」はそれぞれランダム法、貪欲法、平面分割法、均等化法にそれぞれ対応している。

図 6-9 より、カットスルーリンクを導入することによって 50% 配送遅延が大幅に減少すること、また、貪欲法、平面分割法、均等化法の 3 種類のアルゴリズムがおおよそ同程度の 50% 配送遅延を実現していることがわかる。これは、図 6-9 のようにノードが規則的に配置された場合には、貪欲法、平面分割法、均等化法がほぼ同じような箇所にカットスルーリンクの基地局を配置するためと考えられる。

そこで、フィールド上のノード数を 5 と固定したままで、ノードの位置分布の平均をランダムに配置した時の結果を図 6-15 に示す。ここでは、6.3 節の数値例とは異なり、すべてのノードの標準偏差を等しく 50 [m] と設定している。ランダムに配置したノードの位置分布を図 6-14 に示す。

図 6-15 より、ノードが不規則に配置された場合には、カットスルーリンク基地局配置アルゴリズムによって 50% 配送遅延が大きく異なることがわかる。まず、当然ながらランダム法はもっとも悪い特性を示している。貪欲法 (greedy) は、ノードが規則的に配置されて

いる場合(図 6-13) には有効な手法であったが、ノードが不規則に配置された場合には、ランダム法とそれほど大きな差はない。一方、均等化法 (equalize) および平面分割法 (split) は、カットスルーリンクの導入によって 50 % 配送遅延を大幅に削減できている。

最後に、ノード数やノードの位置分布の違いによる影響を調査するため、10 台のノードをフィールド上にランダムに配置した (図 6-16) 時の 50 % 配送遅延を図 6-17 に示す。図 6-15 と同様に、ノードの位置分布の平均をランダムに配置し、すべてのノードの標準偏差を等しく 50 [m] と設定している。

図 6-17 より、ノード数やノードの位置分布の違いによらず、4 種類のカットスルーリンク基地局配置アルゴリズムは図 6-15 と類似した傾向を示していることがわかる。なお、5 ノードの場合 (図 6-14) と比較して、10 ノードの場合 (図 6-16) はノードの密度が高いため、エピデミックブロードキャストによるメッセージ配送が迅速に行われており、カットスルーリンク導入の効果は相対的に小さくなっている。

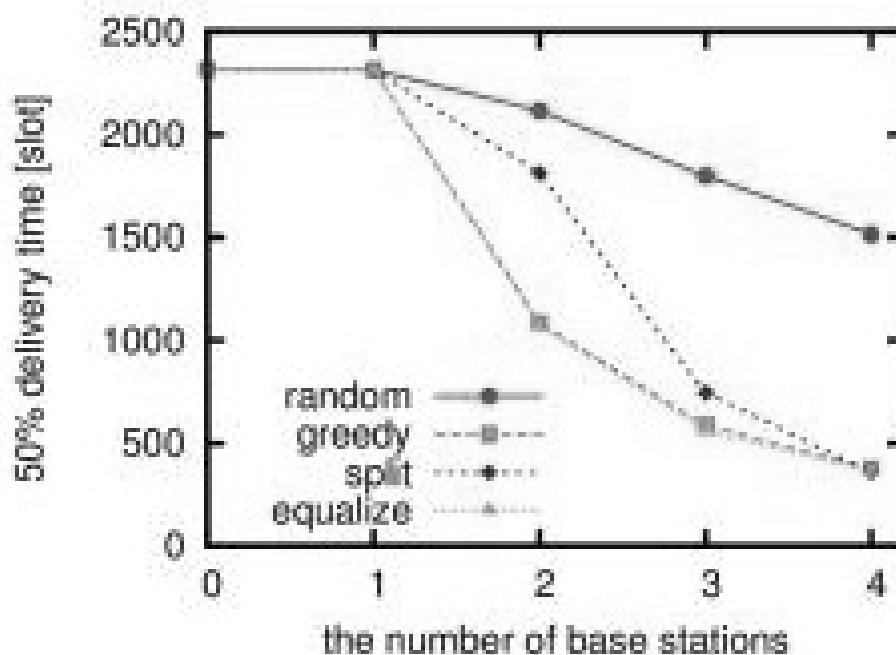


図 6-13 基地局数と 50%配送遅延との関係 (規則的に配置された 5 ノード)

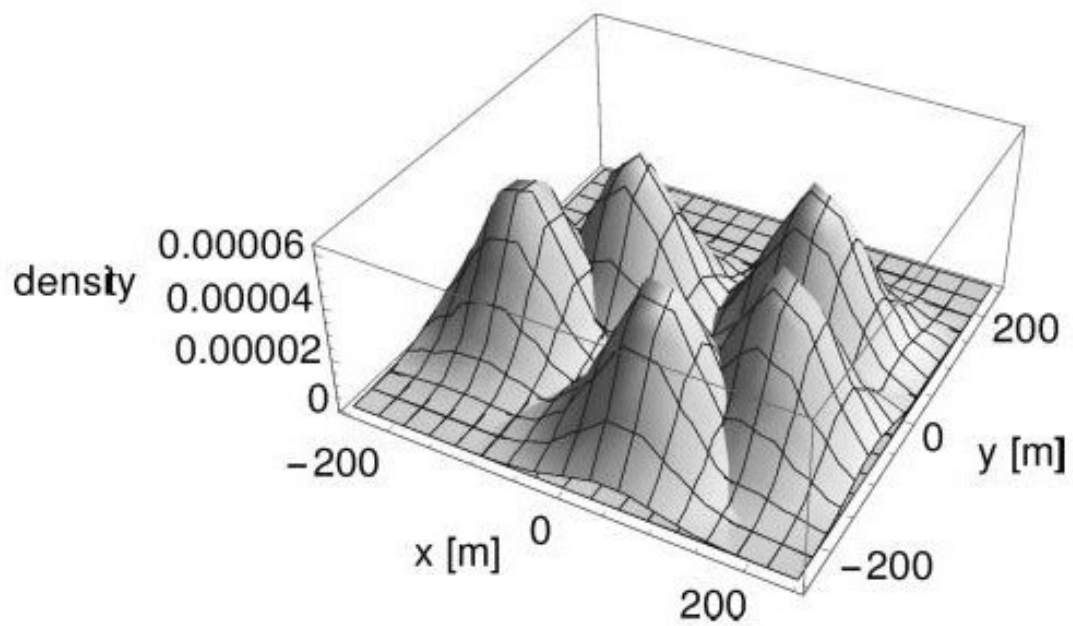


図 6-14 ノードの位置分布 (ランダムに配置された 5 ノード)

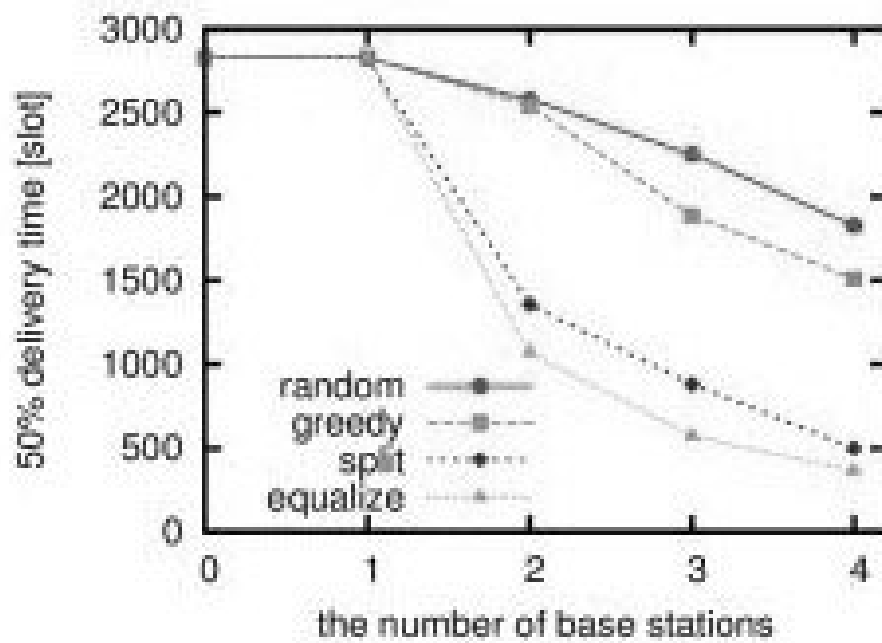


図 6-15 基地局数と 50%配送遅延との関係 (ランダムに配置された 5 ノード)

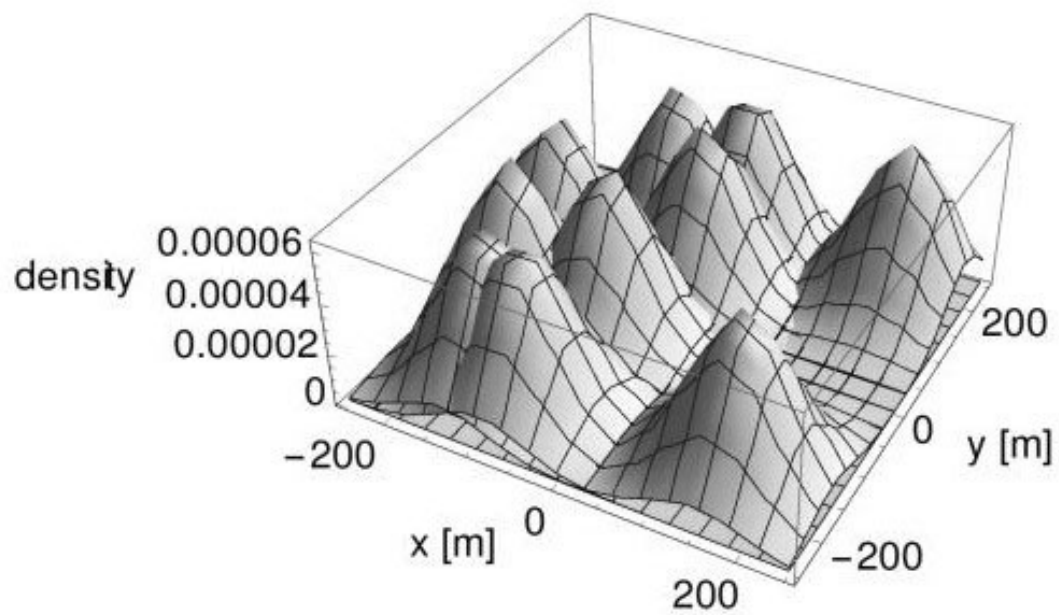


図 6-16 ノードの位置分布 (ランダムに配置された 10 ノード)

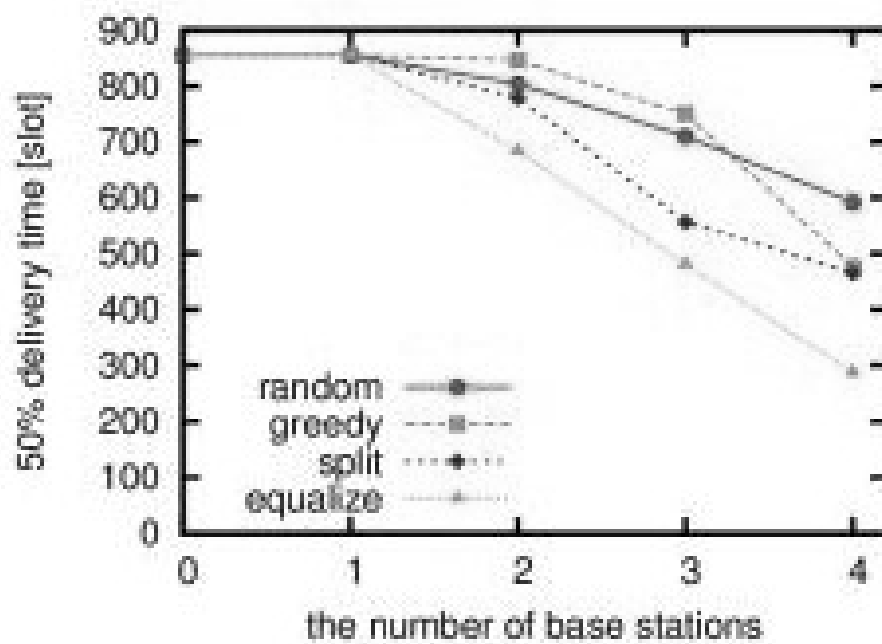


図 6-17 基地局数と 50%配送遅延との関係 (ランダムに配置された 10 ノード)

6.5 おわりに

本章では、数学的解析によりエピデミックブロードキャストにおけるカットスルーリンク導入の効果（特に、メッセージ配送の迅速性に与える効果）を解析的に明らかにした。ノードの位置分布が均一な場合および不均一な場合を対象とし、フィールド上に複数のカットスルーリンクが存在する時の、ノード同士の見かけの接触確率を導出した。これにより、カットスルーリンク数および基地局の配置が、エピデミックブロードキャストの迅速性に与える影響を明らかにした。その結果、数本のカットスルーリンクを導入し、カットスルーリンクの基地局をノードの位置分布に応じて適切に配置することにより、エピデミックブロードキャストの性能が大幅に向上することを示した。

さらに、カットスルーリンクの基地局配置が、エピデミックブロードキャストの性能に与える影響を調査した。カットスルーリンクを考慮したエピデミックブロードキャストの解析を利用することにより、ノードの位置分布が二次元正規分布に従う場合に、カットスルーリンクの基地局配置がエピデミックブロードキャストの迅速性に与える影響を分析した。また、4 種類の基地局配置アルゴリズム（貪欲法、均等法、平面分割法、ランダム法）を対象とし、それぞれの特性を分析した。その結果、ノードの位置分布によって適切なカットスルーリンク基地局の配置が変化すること、4 種類のカットスルーリンク基地局配置アルゴリズムの中では均等化法が最も良好な特性を示すことがわかった。

7. 結論

本論文では IP ネットワークで主に利用されている Transmission Control Protocol (TCP) に関し、特に End-to-End の Quality of Service (QoS) および Quality of Experience (QoE) の計測・制御技術に関して提案した。本研究の概要は以下の通りである。

2 章では、サンプリングされたパケット群から TCP の ACK パケットを観測することで計測した TCP セッションの End-to-End パケットロス率を推定する方法を提案した。サンプリングパケット群を観測する場合、パケット抜けの原因がサンプリングによるものかパケットロスによるものか判定ができない。この状態で観測パケット群からパケットロスのみを抽出する問題となる。本研究では TCP でパケットロスが発生すると、同一 ACK 番号が連続する現象(重複 ACK)に着目し、サンプリング環境下で重複 ACK が観測できる割合を明らかにした。サンプリングパケット群から観測できた重複 ACK 数とその観測割合を用いることで、サンプリング環境下での End-to-End パケットロス数を推定可能にした。

3 章では、2 章同様にサンプリングされたパケット群から TCP セッションの End-to-End パケットロス率を推定する方法を提案した。2 章のように TCP の ACK パケットの観測結果ではなく、DATA パケットの観測結果からパケットロス率を推定することが異なる。DATA パケットの観測でも、サンプリングパケット群の観測ではパケット抜けの原因がサンプリングによるものなのかパケットロスによるものか判定できない。本研究では TCP でパケットロスが発生するとパケットの再送が発生し、シーケンス番号が一時的に小さくなる現象(シーケンス番号の逆転現象)に着目し、サンプリング環境下でシーケンス番号の逆転現象が観測できる割合を明らかにした。サンプリングパケット群から観測できたシーケンス番号の逆転現象数とその観測割合を用いることで、サンプリング環境下での End-to-End パケットロス数を推定可能にした。2 章と 3 章の研究結果を合わせることで、片方向の観測ログから双方向の TCP セッションの End-to-End パケットロスを推測可能となる。この結果双方向の TCP 品質を計測するのに必要となる観測ログが半分となる。

4 章では、TCP セッションの End-to-End パケットロスを推定するためのポイントとなる重複 ACK 現象の軽量な計測手法を提案した。サンプリングパケットといえどネットワークの規模が大きく、通信速度が高速になるにつれ、観測地点のログを長期間に記録し、その中から重複 ACK 現象を抽出する行為の処理コストが大きくなる。2 章によって TCP の End-to-End パケットロス率を推定するためには重複 ACK 現象数が重要な要素となることが判明したため、計測地点で重複 ACK 現象のみを計測する。この計測には SCBF を用いることで、重複 ACK の発生有無のみを判定する。計測対象を重複 ACK に絞ったこと、重複 ACK の計測を SCBF で軽量化したことで、TCP セッションの End-to-End パケットロス率推定の処理負荷の軽減化を実現した。

5 章では、車載 Ethernet 環境を想定した TCP の QoE 遅延時間を短縮する方法を提案した。車載 Ethernet では同一セッションで 1 パケットのメッセージが定期的に送信されるユース

ケースが想定される。このユースケースにおいてパケットロスが発生すると必ずタイムアウトによる再送となり QoE 遅延時間は数百ミリ以上となる。本研究ではメッセージの直後に実態の無い 1 バイトのパケット(ゴーストパケット)を 2 個追加することでメッセージパケットがロスした場合に重複 ACK による高速再送を行うことで QoE 遅延時間を数ミリ秒に抑えることが可能となる。提案方式によりメッセージパケットの QoE 遅延時間の大幅短縮を実現した。これにより車載 Ethernet に適用できるアプリケーション種別の増加に貢献した。

6 章では, DTN で最も利用されるルーティング手法の一つであるエピソードブロードキャスト方式を想定し, カットスルーリンクが存在する場合の性能について分析した。カットスルーリンクを設けることでエピソードブロードキャストの性能が向上すること、また、カットスルーリンクの配置によって性能が変化し、調査した 4 つ種類の方法の中では均等化法が最も性能が良いことが判明した。

本論文では、いかに通信品質サービスを計測・制御するかという観点で研究を行ってきた。これら通信品質サービスを考慮した計測・制御技術の今後の展望について議論する。

これまでのネットワーク技術はキャリアネットワークが適用対象の中心となっていた。このネットワークでは様々なアプリケーションで利用されるため、汎用性な要求を満たす技術開発が行われてきた。本論文の前半でも TCP の品質計測について取り扱ったが、これは上位アプリケーションに特化しない汎用的な品質計測技術である。

一方、近年ではネットワーク技術が様々な応用分野で活用される機会が多くなり、その応用分野に特化した要求を満たす技術開発がなされる機会が増えて来た。本論文の後半ではそのアプリケーション例として、車載ネットワークの要求条件を満たす TCP の技術開発や、災害時を想定したような DTN による情報配信技術について研究を行った。このような技術の広がりは今後も継続すると考えている。キャリアネットワークを中心に培った技術を基本として様々な応用領域に適用していくことで、社会課題の解決に貢献していきたい。

謝辞

本論文の研究を進めるにあたり多大なるご支援，ご助言をいただいた方々への感謝の意を表したい。

本論文作成にあたり，関西学院大学大学院 理工学研究科 情報科学科専攻の大崎博之教授には忙しい時間を割いて頂き，論文内容のご指導だけではなく各種論文審査に関する手続きを終始ご指導，ご鞭撻を賜った。

本研究への取り組みは，主に NEC 中央研究所において機会を与えられたものである。その間，元上司である村瀬勉教授(現 名古屋大学大学院)と下西英之博士には，本研究の立ち上げ，研究の方向性の指導，事業化提案活動など様々な面で多大なるアドバイスならびにご支援を頂いた。

また，本研究の遂行にあたり，NEC の田中淳裕氏，東北大学大学院の曾根秀昭教授，後藤英昭准教授には，惜しめない御協力を頂き，熱心なご指導，有益なご助言を頂いた。

また，本研究に関係する日頃の研究をすすめるにあたり，様々なご助言を頂いた NEC の藤田範人氏，長谷川洋平氏，宮本善則氏，木下峻一氏，渡辺俊貴氏，小倉一峰氏，関西学院大学大学院の中村遼氏，萩原涼氏，川端奈津子嬢，松井大樹氏には深く感謝する。

本論文執筆にあたり，妻 夏江には平日の会社帰宅後の深夜や休日において家庭で多くの時間を論文執筆に割かせてもらい，長い間配慮をして頂いた。また，論文執筆のために息子の行紘，娘の柴乃の育児が行き届かなかった時期も多々あったにも関わらず，暖かく見守ってくれたことに深く感謝する。

最後に，本論文は以上の方々の協力なしには完成できなかったと感じている。皆様の多大なるご支援ご助言に対して，改めて深く感謝したい。

山崎 康広

業績リスト

学術論文(査読あり)

1. 下村卓, 山崎康広, 藤井隆雄, "強正実 H2 コントローラの多段階設計法, "システム制御情報学会論文誌 第 19 巻, 第 9 号, pp. 333-341, September, 2006
2. Yasuhiro Yamasaki, Hideyuki Shimonishi and Tutomu Murase, "Estimating TCP Packet Loss Ratio from Sampled ACK Packets, " IEICE TRANSACTIONS on Communications, Vol. E91-B, No. 2, pp. 418-427, Feb. 2008. [電子情報通信学会 テレコミュニケーションマネジメント研究会 推薦論文]
3. 山崎康広, 下西英之, 村瀬勉, "シーケンス番号の逆転数の観測による TCP パケットロス推定手法, " IEICE TRANSACTIONS on Communications, Vol. J95-B, No. 12, pp. 1616-1625, Dec. 2012. [電子情報通信学会 コミュニケーションクオリティ研究会 推薦論文]
4. 山崎康広, 下西英之, 村瀬勉, "ブルームフィルタを用いた TCP パケットロス推定手法 - 処理の最適配置による大規模かつ高速な計測システムの実現 - " IEICE TRANSACTIONS on Communications, Vol. J96-D, No. 6, pp. 1470-1482, Jun. 2013

国際会議(査読あり)

5. Takashi Shimomura, Yasuhiro Yamasaki, Takashi Fujii, "LMI-based iterative synthesis of strictly positive real H2 controllers, " Proc. American Contr. Conf., pp. 332-336, WA12-6, Chicago, 2000
6. Yasuhiro Yamasaki, Hideyuki Shimonishi and Tutomu Murase, "Statistical Evaluation of TCP Packet Loss Rate Estimation, " 6th Asia-Pacific Symposium on Information and Telecommunication Technologies, November, 2005
7. Yasuhiro Yamasaki, Hideyuki Shimonishi and Tutomu Murase, "Statistical Estimation of TCP Packet Loss Rate from Sampled ACK Packets, " GLOBECOM Conference, December, 2005
8. Yasuhiro Yamasaki, Hideyuki Shimonishi and Tutomu Murase, "Diagnostic Method of Quality Degradation Segment from Sampled Packets, " SAINT2007 Workshop, January, 2007
9. Yasuhiro Yamasaki, Yoshinori Miyamoto, Junichi Yamato, Hideaki Goto, Hideaki Sone, "Flexible Access Management System for Campus VLAN Based on OpenFlow, " SAINT2011 Workshop, July, 2011
10. Yoshinori Miyamoto, Yasuhiro Yamasaki, Hideaki Goto, Hideaki Sone,

- "Optimization System of IP Address Using Terminal ID in eduroam , " SAINT2011 Workshop, July, 2011
11. Toshiki Watanabe, Shunichi Kinoshita, Yasuhiro Yamasaki, Hideaki Goto, Hideaki Sone, "Flexible Access and Priority Control System Based on 802. 1X Authentication in Time of Disaster, " COMPSAC Workshop, July , 2013
 12. Shunichi Kinoshita, Toshiki Watanabe, Yasuhiro Yamasaki, Hideaki Goto, Hideaki Sone, "Fault-Tolerant Wireless LAN Roaming System Using Client Certificates, " COMPSAC Workshop, July, 2013
 13. Misako Seki, Kazumine Ogura, Yasuhiro Yamasaki, Hiroyuki Ohsaki, "Performance Comparison of Geographic DTN Routing Algorithms, "COMPSAC Student Research Symposium, July, 2015
 14. Hiroyuki Ohsaki, Yasuhiro Yamasaki, " On the Impact of Cut-Through Links in Epidemic Broadcasting, " COMPSAC Workshop, July, 2016
 15. Daiki Matsui, Yasuhiro Yamasaki, " Analysis of Message Delivery Delay in Geographic DTN Routing, " COMPSAC Doctoral Symposium, July, 2016
 16. Daiki Matsui, Ryo Hagihara, Yasuhiro Yamasaki, Hiroyuki Ohsaki, "Deriving the Average Message Delivery Delay in Geographic DTN Routing, " Workshop on Internet Architecture and Applications, November 2016
 17. Natsuko Kawabata , Ryo Hagihara , Yasuhiro Yamasaki , Hiroyuki Ohsaki , "Modeling Epidemic DTN Routing of Multiple Messages with Broadcasting ACKs, " Workshop on Internet Architecture and Applications, November 2016
 18. Ryo Hagihara, Yasuhiro Yamasaki, Hiroyuki Ohsaki, "On Delivery Control for Floating Contents Sharing with Epidemic Broadcasting, " CCNC, January, 2017
 19. Daiki Matsui, Ryo Hagihara, Yasuhiro Yamasaki, Hiroyuki Ohsaki, "Analysis of Geographic DTN Routing under Random Walk Mobility Model", COMPSAC, July, 2017
 20. Natsuko Kawabata, Yasuhiro Yamasaki, Hiroyuki Ohsaki, " On Message Delivery Delay of Epidemic DTN Routing with Broadcasting ACKs", COMPSAC Student Research Symposium, July, 2017
 21. Sumika Nishikawa , Daiki Matsui , Yasuhiro Yamasaki , Hiroyuki Ohsaki, "Analysis of Message Delivery Delay in Large-Scale Geographic DTN Routing, " ICOIN, January, 2018
 22. Ryuichiro Maegawa, Ryo Nakamura, Yasuhiro Yamasaki, Hiroyuki Ohsaki, " A study on emulating automotive IP networks using network virtualization, " COMPSAC Student Research Symposium, July, 2018

総説

23. 山崎康広, 長谷川洋平, 村瀬勉, "大規模ネットワーク計測技術-サンプリング計測, ネットワーク内視 技術-, "電子情報通信学会誌小特集「IP 網トラヒック計測」, Vol. 93, No. 4, pp304-309, April, 2010.
24. 中村純也, 加賀谷武大, 山崎康広, "次世代ネットワークを支える IP ネットワーク品質管理ソリューション, "電子情報通信学会 通信ソサエティマガジン 小特集「多様化する情報通信環境を提供する次世代ネットワーク技術」, 2010年夏号, No. 13, pp33-39, June, 2010.

社内誌

25. Hideyuki Shimonishi, Tutomu Murase, Yohei Hasegawa and Yasuhiro Yamasaki, "Session Traceability Technologies, " NEC Journal of Advanced Technology (JAT), Vol. 1, No. 4, pp357-361, December, 2004
26. 下西英之, 山崎康広, 村瀬勉, 桐葉佳明, "大規模ネットワークの性能劣化・障害箇所を特定するネットワークトレーサビリティ技術, " NEC 技法, Vol. 59, No. 3, pp23-26, June, 2006
27. Hideyuki Shimonishi, Yasuhiro Yamasaki, Tutomu Murase and Yoshiaki Kiriha, "Network Traceability Technologies for Identifying Performance Degradation and Fault Locations for Dependable Networks, " NEC TECHNICAL JOURNAL, Vol. 1, No. 3, July, 2006

口頭発表(査読なし)

28. 下村卓, 山崎康広, 玉越隆行, 藤井隆雄, "準負定二次項の逐次 LMI 化による多目的制御系設計, " 制御理論シンポジウム資料 Vol. 29th PAGE 265-270, 2000
29. 山崎康広, 下西英之, 村瀬勉, "高速回線向けトラヒックコプロセッサ, " 電子情報通信学会技術研究報告(NS2002-53), June, 2002
30. 山崎康広, 村瀬勉, 長谷川剛, 村田正幸, "TCP 中継における輻輳伝達制御方法と性能評価, " 電子情報通信学会技術研究報告(IN2003-136), December, 2003.
31. 山崎康広, 村瀬勉, 長谷川剛, 村田正幸, "TCP オーバレイネットワークにおける輻輳伝達制御方式の提案, " 電子情報通信学会 CQ 研究会, 第一回 QoS ワークショップ, February, 2004
32. 山崎康広, 村瀬勉, 長谷川剛, 村田正幸, "Congestion Prevention Buffer Management in TCP Proxy, " 電子情報通信学会総合大会(SB-10-1), March, 2004.
33. 山崎康広, 下西英之, 村瀬勉, "通信ボトルネック診断方式, " 電子情報通信学会ソサイエティ大会(SB-3-2), September, 2004
34. 村瀬勉, 下西英之, 長谷川洋平, 山崎康広, 浜崇之, "セッションオーバレイネットワ

- ーク構築方法, " 電子情報通信学会ソサイエティ大会(BS-5-7), September, 2004
35. 山崎康広, 下西英之, 村瀬勉, "サンプリング計測でのパケットロス率推定手法の提案, " 電子情報通信学会技術研究報告(TM2004-62), November, 2004
36. 山崎康広, 下西英之, 村瀬勉, "サンプリング計測でのパケットロス率推定手法の実装評価, " 電子情報通信学会総合大会(B-14-4), March, 2005.
37. 山崎康広, 下西英之, 村瀬勉, "高速ネットワークにおける TCP パケットロス監視技術, " 電子情報通信学会技術報告(TM2005-11), May, 2005. [テレコミュニケーション研究会 奨励論文][テレコミュニケーション研究会 研究賞受賞]
38. 山崎康広, 下西英之, 村瀬勉, "TCP パケットロス率推定方式の評価 ―観測時間と計測精度の関係―, " 電子情報通信学会ソサイエティ大会(B-14-2), September, 2005
39. 山崎康広, 下西英之, 村瀬勉, "サンプリングを用いた UDP/RTP ストリームの軽量解析, " 電子情報通信学会総合大会(BS-5-3), March, 2006
40. 山崎康広, 下西英之, 村瀬勉, "パケットサンプリングを用いた UDP/RTP ストリーム品質計測の評価, " 電子情報通信学会技術報告(TM2005-62), March, 2006
41. 山崎康広, 下西英之, 村瀬勉, "サンプリング計測での TCP パケットロス区間推定技術, " 電子情報通信学会ソサイエティ大会(B-14-2), September, 2006. [学術奨励賞受賞]
42. 山崎康広, 下西英之, 村瀬勉, "片方向サンプリングパケットからの双方向パケットロス率推定手法, " 電子情報通信学会技術報告(CQ2006-47), September, 2006.
43. 山崎康広, 下西英之, 村瀬勉, "L2 スイッチへの拡張 sFlow 機能の試作, " 電子情報通信学会総合大会(BS-8-7), March, 2007.
44. 山崎康広, 下西英之, 村瀬勉, "エレファントフローのリアルタイム計測手法の提案, " 電子情報通信学会総合大会(B-11-24), March, 2007.
45. 山崎康広, "ハッシュベースサンプリングを用いた分散品質計測手法, " 電子情報通信学会総合大会(B-11-19), March, 2008.
46. 山崎康広, "ハッシュベースサンプリングを用いた分散品質計測手法の評価, " 電子情報通信学会技術研究報告(ICM2008-22), May, 2008.
47. 波多野洋一, 北村強, 山崎康広, 下西英之, "計測地点間品質を用いた網劣化箇所推定方式の提案, " 電子情報通信学会ソサイエティ大会(B-11-18), September, 2008
48. 山崎康広, 下西英之, "ブルームフィルタを用いた重複 ACK 検出方式, "日本学術振興会 インターネット技術第 163 委員会 ITRC meet24, November, 2008
49. ピラウイン ミナサイ, 高島正徳, 山崎康広, 下西英之, 吉川隆士, 岩田淳, "アンダーレイ障害検知方式, " 電子情報通信学会総合大会(B-6-14), March, 2009
50. 山崎康広, 下西英之, "ブルームフィルタを用いた NetFlow 型パケットロス推定手法の提案, " 電子情報通信学会技術研究報告(CQ2009-01), April, 2009. [コミュニケーションオリティ研究会 奨励賞受賞]

51. 波多野洋一, 北村強, 山崎康広, 下西英之, "計測地点間品質を用いたネットワーク品質劣化箇所推定方式の評価," 電子情報通信学会技術研究報告(CQ2009-02), April, 2009
52. ピラウイン ミナサイ, 高島正徳, 山崎康広, 下西英之, 吉川隆士, 岩田淳, "アンダーレイ障害検知方式," 電子情報通信学会技術研究報告(CQ2009-03), April, 2009
53. 山崎康広, 波多野洋一, 下西英之, "大規模ネットワークの品質計測・分析技術," 日本学術振興会 インターネット技術第 163 委員会 ITRC meet26, November, 2009.
54. 波多野洋一, 山崎康広, 下西英之, "OpenFlow ネットワーク上でのネットワーク品質劣化箇所推定における計測手法の効率化," 電子情報通信学会技術研究報告(NS2009-166), March, 2010
55. 伊藤暢彦, 山崎康広, 下西英之, "計算量を削減したパッシブ型ループパケット検出方式と OpenFlow Network への適用," 電子情報通信学会技術研究報告(NS2009-167), March, 2010
56. 山崎康広, 下西英之, "大規模品質計測システムの実装評価," 電子情報通信学会技術研究報告(CQ2010-04), April, 2010.
57. 山崎康広, 宮本善則, 後藤英昭, 曾根秀昭, "フロー制御機構を用いた柔軟なキャンパス VLAN 構築手法," 日本学術振興会 インターネット技術第 163 委員会 ITRC meet28, November, 2010.
58. 宮本善則, 山崎康広, 後藤英昭, 曾根秀昭, "eduroam における認証情報を利用した端末 IP アドレスの最適化," 日本学術振興会 インターネット技術第 163 委員会 ITRC meet28, November, 2010
59. 山崎康広, 宮本善則, 後藤英昭, 曾根秀昭, "OpenFlow による柔軟なキャンパス VLAN 構築手法," 第 9 回 情報シナジー研究会, February, 2011.
60. Yasuhiro Yamasaki, Yoshinori Miyamoto, Junichi Yamato, Hideaki Goto, Hideaki Sone, "Flexible Campus VLAN System Based on OpenFlow," the Asia Pacific Advanced Network 31, February, 2011.
61. 山崎康広, 宮本善則, 後藤英昭, 曾根秀昭, "フロー制御機構を用いた柔軟なキャンパス VLAN システム," 電子情報通信学会総合大会(BS-10-1), March, 2011.
62. 宮本善則, 山崎康広, 後藤英昭, 曾根秀昭, "eduroam における端末識別情報を利用した端末 IP アドレスの最適化," 電子情報通信学会総合大会(B-16-19), March, 2011
63. 山崎康広, 宮本善則, 大和純一, 後藤英昭, 曾根秀昭, "OpenFlow を用いた Campus VLAN の実装と評価," ITRC/INI 情報流通基盤分科会ワークショップ, March, 2011.
64. 山崎康広, 大和純一, 宮本善則, 後藤英昭, 曾根秀昭, "OpenFlow による Campus VLAN システム," 電子情報通信学会技術研究報告(CQ2011-26), July, 2011.
65. 山崎康広, "震災発生時のネットワークとコミュニケーションの実態," 電子情報通信学会 コミュニケーションクオリティ研究会 ナイトセッション, July, 2011.

66. 宮本善則, 山崎康広, 岡部稔哉, "ECHONET Lite による蓄電池管理システムの試作, "日本学術振興会 インターネット技術第 163 委員会 ITRC meet31, May, 2012
67. 木下峻一, 渡辺俊貴, 山崎康広, 後藤英昭, 曾根秀昭, "災害時の利用を想定したクライアント証明書による無線 LAN ローカル認証方式, "日本学術振興会 インターネット技術第 163 委員会 ITRC meet32, November, 2012
68. 木下峻一, 渡辺俊貴, 山崎康広, 後藤英昭, 曾根秀昭, "クライアント証明書によるローカル認証を用いた耐災害無線 LAN ローミングシステムの性能評価, " 第 11 回 情報シナジー研究会, February, 2013
69. 木下峻一, 渡辺俊貴, 山崎康広, 後藤英昭, 曾根秀昭, "クライアント証明書を利用した耐災害性・耐障害性を有する無線 LAN ローミングシステム, "電子情報通信学会総合大会(B-16-9), March, 2013
70. 渡辺俊貴, 木下峻一, 山崎康広, 後藤英昭, 曾根秀昭, "無線端末過密環境において優先度制御を実現するアクセス制御システム, "電子情報通信学会総合大会(B-16-10), March, 2013
71. 小坂忠義, 浅利真宏, 大津智, 大西雅人, 松野澄和, 山崎康広, "家庭における機器の制御・ネットワーク化および連携技術, "平成 25 年電気学会全国大会シンポジウム, March, 2013
72. 浅利真宏, 村井雅彦, 菅郁郎, 小坂忠義, 大西雅人, 松井亮二, 山崎康広, 黒川不二雄, "家庭等におけるエネルギー管理システム (HEMS) 技術動向, "平成 25 年電気学会全国大会シンポジウム, March, 2013
73. 渡辺俊貴, 木下峻一, 山崎康広, 後藤英昭, 曾根秀昭, "災害時における 802. 1X 認証をベースとしたネットワークリソース割り当て制御システム, "電子情報通信学会技術研究報告(NV2012), March, 2013
74. 山崎康広, 植田啓文, 小倉一峰, 山垣則夫, 藤田範人, "災害時利用を想定した DTN 分散型情報配信システムの開発とそのフィールド実証実験, " 電子情報通信学会技術研究報告(NS2013-16), May, 2013
75. 山崎康広, 植田啓文, 小倉一峰, 山垣則夫, 藤田範人, "DTN 分散型情報共有システムの開発とそのフィールド実証実験, " 日本学術振興会 インターネット技術第 163 委員会 ITRC meet33, May, 2013
76. 木下峻一, 渡辺俊貴, 山崎康広, 後藤英昭, 曾根秀昭, "クライアント証明書認証に基づいた DTN 配信制御方式, " 日本学術振興会 インターネット技術第 163 委員会 ITRC meet33, May, 2013
77. 渡辺俊貴, 木下峻一, 山崎康広, 後藤英昭, 曾根秀昭, "無線端末過密環境における OpenFlow を用いたアクセスおよび優先度制御システム, " 日本学術振興会 インターネット技術第 163 委員会 ITRC meet33, May, 2013
78. 澤田宏史, 山崎康広, 木下峻一, 後藤英昭, 曾根秀昭, "災害時避難所等におけるネッ

- トワークリソース制御技術の研究開発, " 日本学術振興会 インターネット技術第 163 委員会 ITRC meet34, October, 2013
79. 小倉一峰, 山崎康広, 藤田範人, "特定エリアで情報を保持するための端末間情報配信方法," 日本学術振興会 インターネット技術第 163 委員会 ITRC meet34, October, 2013
80. 小倉一峰, 山崎康広, 藤田範人, "特定エリア内における情報共有の配信制御方法, " 電子情報通信学会技術研究報告(CQ2013-53), November, 2013
81. 小倉一峰, 山崎康広, 藤田範人, "端末間の情報共有による空間ストレージ実現のためのシミュレーション評価, " 第 3 回 DTN とその未来に関するワークショップ, November, 2013
82. 山崎康広, 小倉一峰, 藤田範人, "特定エリア内情報共有システムのための通信環境計測方法, " 電子情報通信学会総合大会(B-11-8), March, 2014.
83. 澤田宏史, 山崎康広, 木下峻一, 後藤英昭, 曾根秀昭, "利用者優先度を考慮した無線過密環境での同時アクセス端末制御システム, " 電子情報通信学会総合大会(B-16-12), March, 2014
84. 小倉一峰, 山崎康広, 藤田範人, "端末間ストレージ実現のためのネットワーク情報計測法, " 第 4 回 DTN とその未来に関するワークショップ, May, 2014
85. 山崎康広, 澤田宏史, 木下峻一, 後藤英昭, 曾根秀昭, "災害時避難所等におけるネットワークリソース制御技術の性能評価, " 日本学術振興会 インターネット技術第 163 委員会 ITRC meet35, June, 2014.
86. 萩原涼, 橋本佑太, 小倉一峰, 山崎康広, 大崎博之, "フローティングコンテンツ情報配信制御の安定性解析, " 電子情報通信学会ソサイエティ大会(B-11-36), September, 2014
87. 松谷健祐, 橋本佑太, 小倉一峰, 山崎康広, 大崎博之, "カットスルーリンクがエピデミックブロードキャストの迅速性に与える影響に関する一考察, " 電子情報通信学会ソサイエティ大会(B-11-35), September, 2014
88. 松谷健祐, 小倉一峰, 山崎康広, 大崎博之, "エピデミックブロードキャストにおけるカットスルーリンク導入効果の解析, " 電子情報通信学会総合大会(DS-2-5), March, 2015
89. 小倉一峰, 山崎康広, 中島一彰, "DTN 環境下における低制御負荷な協調型情報共有方式, " 電子情報通信学会総合大会(B-11-41), March, 2015
90. 松谷健祐, 小倉一峰, 山崎康広, 大崎博之, "カットスルーリンクがエピデミックブロードキャストの性能に与える影響の解析, " 電子情報通信学会技術研究報告(CQ2014-120), March, 2015
91. 小倉一峰, 山崎康広, 中島一彰, "コンテンツ所持者リストを使った低制御負荷な情報共有方式, " 第 6 回 DTN とその未来に関するワークショップ, May, 2015

92. 山崎康広, 小倉一峰, 萩原涼, 大崎博之, "配信目的地の場所情報を用いた避難所間の情報配信方式, "電子情報通信学会技術研究報告(CQ2015-20), July, 2015
93. 萩原涼, 小倉一峰, 山崎康広, 大崎博之, "フローティングコンテンツ配信制御の安定性解析, " 電子情報通信学会技術研究報告(CQ2015-21), July, 2015
94. 松井大樹, 小倉一峰, 山崎康広, 大崎博之, "拠点間 DTN ルーティングにおけるメッセージ配送遅延の解析, "電子情報通信学会ソサイエティ大会(B-11-8), September, 2015
95. 川端奈津子, 小倉一峰, 山崎康広, 大崎博之, "拠点間 DTN ルーティングにおけるブロードキャスト ACK の有効性に関する一検討, "電子情報通信学会ソサイエティ大会(B-11-9), September, 2015
96. Misako Seki, Kazumine Ogura, Yasuhiro Yamasaki, Hiroyuki Ohsaki, "A Performance Comparison of Geographic DTN Routing Algorithms, "電子情報通信学会ソサイエティ大会(BS-6-37), September, 2015
97. Misako Seki, Kazumine Ogura, Yasuhiro Yamasaki, Hiroyuki Ohsaki, "Performance Comparison of Geographic DTN Routing Algorithms, " 日本学術振興会 インターネット技術第 163 委員会 ITRC-NWGN2015(Vision21), September, 2015
98. 松井大樹, 小倉一峰, 山崎康広, 大崎博之, "拠点間DTNルーティングにおけるメッセージ配送遅延の解析, "日本学術振興会 インターネット技術第 163 委員会 ITRC-NWGN2015(Vision21), September, 2015
99. 萩原涼, 小倉一峰, 山崎康広, 大崎博之, "フローティングコンテンツ配信制御方式の提案および安定性解析, "日本学術振興会 インターネット技術第 163 委員会 ITRC-NWGN2015(Vision21), September, 2015
100. 萩原涼, 小倉一峰, 山崎康広, 大崎博之, "フローティングコンテンツ配信制御方式の提案と安定性解析, " 日本学術振興会 インターネット技術第163委員会 ITRC meet38, November, 2015
101. 竹中幸子, 小倉一峰, 山崎康広, 本吉彦, 甲藤二朗, "モビリティパターンの違いによる Opportunistic ネットワークでの協調型情報共有方式の評価, "電子情報通信学会技術研究報告(CQ2015-122), March, 2016
102. 山崎康広, 本吉彦, "DTN-VPN による拠点間情報共有システム, " 電子情報通信学会総合大会(B-11-20), March, 2016.
103. 萩原涼, 山崎康広, 大崎博之, "フローティングコンテンツ配信制御方式 PFCS の性能評価, " 電子情報通信学会総合大会(B-11-22), March, 2016
104. 大崎博之, 山崎康広, " カットスルーリンクがエピデミックブロードキャストの性能に与える影響, " インターネット技術第 163 委員会 ITRC meet39, May, 2016
105. 川端奈津子, 萩原涼, 山崎康広, 大崎博之, "ブロードキャスト ACK を用いたエピデ

- ミックルーティングの解析手法に関する一検討,” 電子情報通信学会ソサイエティ大会 (B-16-5), September, 2016
106. Daiki Matsui, Ryo Hagihara, Yasuhiro Yamasaki, Hiroyuki Ohsaki, “Deriving the Average Message Delivery Delay in Geographic DTN Routing under Random Walk Mobility Model,” 電子情報通信学会総合大会(BS-1-29), March, 2017
107. Natsuko Kawabata, Ryo Hagihara, Yasuhiro Yamasaki, Hiroyuki Ohsaki, “Analysis of Multiple Concurrent Message Routings with Epidemic Routing and Broadcasting ACKs,” 電子情報通信学会総合大会(BS-1-20), March, 2017
108. 萩原涼, 山崎康広, 大崎博之, “位置情報を利用する DTN ルーティングの平均メッセージ配送遅延に関する一検討,” 電子情報通信学会総合大会(BS-5-8), March, 2017
109. 川端奈津子, 山崎康広, 大崎博之, “ブロードキャスト ACK を用いた DTN ルーティングのモデル化,” 日本学術振興会 インターネット技術第 163 委員会 ITRC meet41, May, 2017
110. 川上真弘, 中村遼, 山崎康広, 大崎博之, “仮想ネットワークによる車内イーサネット環境のエミュレーション手法に関する一検討,” 電子情報通信学会ソサイエティ大会 (B-16-4), September, 2017
111. 松井大樹, 西川純由, 山崎康広, 大崎博之, “大規模ネットワーク上の拠点間 DTN ルーティングにおけるメッセージ配送遅延に関する一検討,” 電子情報通信学会ソサイエティ大会(B-16-6), September, 2017
112. 佐藤祐真, 川端奈津子, 山崎康広, 大崎博之, “DTN における抑制型エピデミックルーティングの有効性に関する一検討,” 電子情報通信学会ソサイエティ大会(B-16-7), September, 2017
113. 西川純由, 松井大樹, 山崎康広, 大崎博之, “大規模ネットワークにおける拠点間 DTN ルーティングのメッセージ配送遅延に関する一検討,” 電子情報通信学会ソサイエティ大会(BS-3-2), September, 2017
114. 川端奈津子, 山崎康広, 大崎博之, “DTN における抑制型エピデミックルーティングの特性解析に関する一検討,” 電子情報通信学会ソサイエティ大会(BS-3-3), September, 2017
115. Daiki Matsui, Yasuhiro Yamasaki, Hiroyuki Ohsaki, “ [Invited Lecture] Analysis of Message Delivery Delay in Geographic DTN Routing under Random Walk Mobility Mode”, 電子情報通信学会技術研究報告(NS2017-94), October, 2017
116. 松井大樹, 山崎康広, 大崎博之, “ランダムウォークモビリティ下における拠点間 DTN ルーティングの解析,” 日本学術振興会 インターネット技術第 163 委員会 ITRC meet42, November, 2017
117. 川端奈津子, 山崎康広, 大崎博之, “DTN における位置ベースルーティングの有効性,”

- (IA2017-59), December, 2017
- 118.川上真弘, 中村遼, 山崎康広, 大崎博之,” 仮想ネットワークによる車載 IP ネットワークのエミュレーション手法,” 電子情報通信学会技術研究報告(IA2017-60), December, 2017
- 119.山崎康広, 大崎博之,” 車載 TCP 向け実効データ高速再送方式,” 電子情報通信学会総合大会(B-16-3), March, 2018
- 120.Natsuko Kawabata, Yasuhiro Yamasaki, Hiroyuki Ohsaki,” On the Effectiveness of Position-based Routing in Delay/Disruption-Tolerant Networking, 電子情報通信学会総合大会(BS-2-16), March, 2018
- 121.佐藤裕真, 川端奈津子, 山崎康広, 大崎博之,” DTN における抑制的エピデミックルーティングの制御パラメータ感度に関する一考察,” 電子情報通信学会総合大会(BS-6-7), March, 2018
- 122.佐藤裕真, 川端奈津子, 山崎康広, 大崎博之,” DTN における抑制的エピデミックルーティングの提案,” 電子情報通信学会技術研究報告(IA2017-80), March, 2018
- 123.川端奈津子, 山崎康広, 大崎博之,” 複雑ネットワークにおける抑制的エピデミックルーティングのモデル化に関する一検討,” 電子情報通信学会技術研究報告(IA2018-25), September, 2018
- 124.南口宙太, 川端奈津子, 中村遼, 山崎康広, 大崎博之,” エンドーエンドルーティングとエピデミックルーティングの比較分析,” 電子情報通信学会技術研究報告(IA2018-26), September, 2018
- 125.山崎康広, 大崎博之,” 車載 TCP 向け実効データ高速再送方式の性能評価,” 電子情報通信学会ソサイエティ大会(B-16-11), September, 2018
- 126.阪口亮太, 松井大樹, 中村遼, 山崎康広, 大崎博之,” グラフ上の移動モデルの違いが初回到着時間に与える影響に関する一検討,” 電子情報通信学会ソサイエティ大会(B-16-12), September, 2018
- 127.川端奈津子, 山崎康広, 大崎博之,” 複雑ネットワークにおける抑制的エピデミックルーティングのモデル化に関する一検討,” 電子情報通信学会ソサイエティ大会(B-16-14), September, 2018
- 128.前川龍一郎, 松井大樹, 山崎康広, 大崎博之,” PI 制御器を用いた IEEE1588-2008 時刻同期プロトコルの安定性に関する一検討,” 電子情報通信学会ソサイエティ大会(B-16-15), September, 2018
- 129.Natsuko Kawabata, Yasuhiro Yamasaki, Hiroyuki Ohsaki,” A study on Restrained Epidemic Routing for Delay/Disruption-Tolerant Networking,” 電子情報通信学会ソサイエティ大会(BS-7-17), September, 2018
- 130.Chuta Minamiguchi, Natsuko Kawabata, Ryo Nakamura, Yasuhiro Yamasaki, Hiroyuki Ohsaki,” A study on Comparative Analysis of End-to-End Routing and

Opportunistic Routing,” 電子情報通信学会ソサイエティ大会(BS-7-19), September, 2018

131. Ryuichiro Maegawa, Ryo Nakamura, Yasuhiro Yamasaki, Hiroyuki Ohsaki, ” A study on Automotive IP Network Emulation with Network Virtualization,” 電子情報通信学会ソサイエティ大会(BS-7-21), September, 2018
132. 山崎康広, 大崎博之,” ゴーストパケット付与による車載 TCP の QoE 向上,” 電子情報通信学会技術研究報告(IA2018-34), October, 2018
133. 前川龍一郎・松井大樹・山崎康広・大崎博之,” PI 制御器を用いた IEEE1588-2008 時刻同期プロトコルの定常状態解析,” 電子情報通信学会技術研究報告(IA201*-**), January, 2019

特許リスト

134. 特許第 3931988 号(2007. 3. 23), "ネットワーク品質計測方法, 及び計測装置," 山崎康広
135. 特許第 4206653 号(2008. 10. 31), "タスクスケジューリングシステムおよび方法, プログラム," 山崎康広
136. 特許第 4251044 号(2009. 1. 30), "セッション中継装置, セッション中継方法," 長谷川洋平, 下西英之, 山崎康広, 村瀬勉
137. 特許第 4269176 号(2009. 3. 6), "セッション中継装置及び中継方法," 下西英之, 村瀬勉, 山崎康広, 長谷川洋平
138. 特許第 4269177 号(2009. 3. 6), "セッション中継装置及び中継方法," 下西英之, 村瀬勉, 山崎康広, 長谷川洋平
139. 特許第 4404228 号(2009. 11. 13), "タスクスケジューリングシステム, 方法, およびプログラム," 山崎康広
140. 特許第 4482934 号(2010. 4. 2), "パケット通信装置, パケット通信方法及びパケット通信プログラム," 江川尚志, 山崎康広, 山口一郎
141. 特許第 4561980 号(2010. 8. 6), "セッション中継装置およびセッション中継方法," 柴田郷, 川端敦, 浅野裕子, 村瀬勉, 下西英之, 長谷川洋平, 山崎康広
142. 特許第 4650792 号(2010. 12. 24), "セッション中継装置, セッション中継方法及びセッション中継プログラム," 山崎康広
143. 特許第 4683338 号(2011. 2. 18), "ネットワーク品質計測装置及びその方法," 山崎康広
144. 特許第 4761077 号(2011. 6. 17), "通信品質計測装置, 通信品質計測方法, 及びそのプログラム," 山崎康広, 下西英之
145. 特許第 4793652 号(2011. 8. 5), "通信品質計測装置及びその計測方法," 山崎康広
146. 特許第 4793580 号(2011. 10. 12), "プロトコル種別判別方法, そのシステム及びプロ

- グラム, "山崎康広
- 147.特許第 5013268 号(2012. 6. 15), "伝送路の品質計測装置, 通信システム, 品質計測方法および品質計測プログラム, "山崎康広
- 148.特許第 5190813 号(2013. 2. 8), "通信品質推定システム, 装置, 方法, 及びプログラム, "山崎康広
- 149.特許第 5206968 号(2013. 3. 1), "推定方法, 装置及びプログラムと, ネットワーク計測システム, "山崎康広
- 150.特許第 5348138 号(2013. 8. 30), "パケットロス頻度計測システム, パケットロス頻度計測方法およびプログラム, "山崎康広
- 151.特許第 5396999 号(2013. 11. 1), "パケットロス頻度推定システム, パケットロス頻度推定方法およびプログラム, "山崎康広
- 152.特許第 5348568 号(2013. 11. 20), "通信品質計測装置及びその計測方法, "山崎康広
- 153.特許第 5664645 号(2014. 12. 19), "品質劣化箇所分析システム, 品質劣化箇所分析装置, 品質劣化箇所分析方法およびプログラム, "山崎康広, 波多野洋一
- 154.特許第 5673663 号(2015. 1. 9), "ループ検出装置, システム, 方法およびプログラム, "伊藤暢彦, 山崎康広
- 155.特許第 5720668 号(2015. 4. 3), "パケット転送装置, 通信システム, 処理規則の更新方法およびプログラム, "内田智士, 藤田範人, 山崎康広
- 156.U. S. Patent No. 7, 675,898(March. 9. 2010), "SESSION RELAY APPARATUS FOR RELAYING DATA AND A DATA RELAYING METHOD, " Hideyuki Shimonishi, Tutomu Murase, Yasuhiro Yamasaki, Yohei Hasegawa
- 157.U. S. Patent No. 7, 773, 523(August. 10. 2010), "NETWORK-QUALITY DETERMINING METHOD AND APPARATUS FOR USE THEREWITH, " Yasuhiro Yamasaki
- 158.U. S. Patent No. 7, 936, 699(May. 3. 2011), "ESTIMATION METHOD, DEVICE, AND PROGRAM AND NETWORK MEASURING SYSTEM, " Yasuhiro Yamasaki
- 159.U. S. Patent No. 7, 944, 849(May. 17. 2011), "TRANSMISSION PATH QUALITY MEASURING DEVICE, COMMUNICATION SYSTEM, QUALITY MEASUREMENT METHOD, AND QUALITY MEASURING PROGRAM, " Yasuhiro Yamasaki
- 160.U. S. Patent No. 8, 279, 305(September. 18. 2012), "NODE DEVICE, NODE SYSTEM, AND METHOD AND PROGRAM FOR CHANGING STATISTIC INFORMATION MANAGEMENT TABLE USED FOR NODE DEVICE, " Yasuhiro Yamasaki
- 161.U. S. Patent No. 8, 345, 573(January. 1. 2013), "COMMUNICATION QUALITY ESTIMATION SYSTEM, EQUIPMENT, METHOD AND PROGRAM, " Yasuhiro

Yamasaki

- 162.U. S. Patent No. 8, 614, 965(Dec. 12. 2013), "PCKT LOSS FREQUENCY MEASURING SYSTEM, PACKET LOSS FREQUENCY MEASURING METHOD, AND PROGRAM, " Yasuhiro Yamasaki
- 163.U. S. Patent No. 8, 737, 215(May. 27. 2014), "PACKET FORWARDING APPARATUS, COMMUNICATION SYSTEM, PROCESS RULE UPDATE METHOD, AND PROGRAM, " Satoshi Uchida, Norihito Fujita, Yasuhiro Yamasaki
- 164.U. S. Patent No. 8, 793394(July. 29. 2014), "SESSION RELAYING, SESSION RELAY METHOD, AND SESSION RELAY PROGRAM, " Yasuhiro Yamasaki
- 165.U. S. Patent No. 8, 804, 537(August. 12. 2014), "LOOP DETECTION DEVICE, SYSTEM, METHOD AND PROGRAM, " Nobuhiko Ito, Yasuhiro Yamasaki
- 166.U. S. Patent No. 8, 964, 766(Feb. 24. 2015), "SESSION RELAY EQUIPMENT AND RELAY, " Goh Shibata, Atsushi Kawabata, Yuko Asano, Tutomu Murase, Hideyuki Shimonishi, Yohei Hasegawa, Yasuhiro Yamasaki
- 167.U . S . Patent No . 9 , 197 , 518 , (November . 24 . 2015) , " QUALITY-DETERIORATED PART ANALYZING SYSTEM , QUALITY-DETERIORATED PART ANALYSING DEVICE , QUALITY-DETERIORATED PART ANALYSING METHOD , AND QUALITY-DETERIORATED PART ANALYSING PROGRAM, Yasuhiro Yamasaki, Yoichi Hatano
- 168.中国登録番号 ZL 2005101156323(June . 16 . 2010) , " SESSION RELAY EQUIPMENT AND RELAY, " Goh Shibata, Atsushi Kawabata, Yuko Asano, Tutomu Murase, Hideyuki Shimonishi, Yohei Hasegawa, Yasuhiro Yamasaki
- 169.中国登録番号 ZL200480041337(December. 1. 2011), " SESSION RELAYING, SESSION RELAY METHOD, AND SESSION RELAY PROGRAM, " Yasuhiro Yamasaki, Yoichi Hatano
- 170.中国登録番号 ZL 200780025801. 1(June. 20. 2012), " ESTIMATION METHOD, DEVICE, AND PROGRAM, AND NETWORK MEASURING SYSTEM, Yasuhiro Yamasaki
- 171.中国登録番号 ZL200580036328. 8(August. 21. 2013), "COMMUNICATION QUALITY MEASURING APPARATUS AND COMMUNICATION QUALITY MEASURING METHOD, " Yasuhiro Yamasaki
- 172.中国登録番号 ZL201180010325 . 2(November 25 , 2015) , " QUALITY-DETERIORATED PART ANALYZING SYSTEM , QUALITY-DETERIORATED PART ANALYSING DEVICE ,

QUALITY-DETERIORATED PART ANALYSING METHOD , AND
QUALITY-DETERIORATED PART ANALYSING PROGRAM , ” Yasuhiro
Yamasaki, Yoichi Hatano

その他

173. Yasuhiro Yamasaki, "Report on the 8th QoS Workshop, " IEICE Communications Society GLOBAL NEWSLETTER Vol. 35, No1, p13, March, 2011
174. 黒川不二雄, 大津智, 金井康通, 浅利真宏, 石山俊彦, 井上禎之, 大西雅人, 木村紀之, 郷内敏夫, 小坂忠義, 関根正興, 田本正則, 林屋均, 松井亮二, 松野澄和, 村井雅彦, 谷内利明, 山崎康広, "家庭等における情報通信機器・システムのエネルギー技術動向, "電気学会技術報告 第 1333 号 (D 部門) , February, 2015

参考文献

- 175.独立行政法人情報処理推進機構, “情報セキュリティ対策研究開発評価事業 高トラフィック観測・分析法に関する技術調査”, 2004 年 4 月.
- 176.P. Pheal, S. Panchen, and N. McKee, RFC3176 “InMon Corporation’s sflow: A Method for Monitoring Traffic in Switched and Routed Networks”, IETF, September 1992.
- 177.菅内公德, 樋口秀光, 土屋一暁, 水野潤, “高トラフィックネットワークにおけるトラフィック監視技術”, 信学技報, NS2003-312, IN2003-267, 2004 年 3 月.
- 178.森達哉, 内田真人, 川原亮一, 後藤滋樹, “サンプルパケットから構成されるフロー統計の評価”, 2004 年電子情報通信学会ソサイエティ大会 BS-3-1.
- 179.森達哉, 内田真人, 川原亮一, 後藤滋樹, “サンプルしたパケットからエレファントフローを特定する方法”, 信学技報, NS2004-13, 2004 年 4 月.
- 180.C. Estan and G. Varghese, “New Directions in Traffic Measurement and Accounting”, In Proceeding of ACM SIGCOMM, August 2002.
- 181.N. Duffield, C. Lund, M. Thorup, “Properties and Prediction of Flow Statistics from Sampled Packet Streams”, ACM SIGCOMM Internet Measurement Workshop, Marseille, France, November, 2002.
- 182.N. Duffield, C. Lund, M. Thorup, “Estimating Flow Distributions from Sampled Flow Statistics”, In Proceedings of ACM SIGCOMM, August 2003.
- 183.川原亮一, 石橋圭介, 森達哉, 阿部威郎, “サンプルパケット情報を用いた TCP フローレベル性能劣化検出法”, 信学技報, TM2004-34, 2004 年 7 月.
- 184.川原亮一, 石橋圭介, 森達哉, 阿部威郎, “サンプルパケット情報を用いた TCP フローレベル性能劣化検出法とその評価”, 2004 年電子情報通信学会ソサイエティ大会 B-7-7.
- 185.大岸智彦, 井戸上彰, 長谷川亨, 加藤聰彦, “片方向 IP トラフィックから TCP レベルの統計情報を収集するパフォーマンスモニタの設計”, 2000 年電子情報通信学会総合大会 B-7-3.
- 186.S. Floyd, T. Henderson, “The NewReno Modification to TCP’s Fast Recovery Algorithm”, IETF, RFC6582, April 2012.
- 187.Jitendra Padhye, Victor Firoiu, Don Towsley, Jim Kurose, “Modeling TCP Throughput: A Simple Model and its Empirical Validation”, In ACM SIGCOMM’98.
188. “Network simulator-ns(version2). .” available from <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.
- 189.J. Case, M. Fedor, M. Schoffstall and J. Davin, “A Simple Network Management Protocol (SNMP)”, IETF RFC1098, 1990.

- 190.N. Duffield, J. Horowitz, F. Presti, D. Towsley, "Network Delay Tomography from End-to-End Unicast Measurements, " IWDC 2001, pp576-595, 2001.
- 191.N. Duffield, F. Presti, V. Paxson, D. Towsley, "Network loss tomography using striped unicast probes, " IEEE/ACM Trans. Netw, pp697-710, 2006.
- 192.M. Kobayashi, T. Murase, "Scalable QoS degradation locating from end-to-end, " SAINT2007 Workshop, 2007.
- 193.B. Claise, "Cisco Systems Netflow Services Export Version9, " IETF RFC3954, 2004.
- 194.B. Claise, "Specification of the IP Flow Information Export (IPFIX) Protocol for the Exchange of IP Traffic Information, " IETF RFC5101, 2008.
- 195.B. Claise, A. Johnson, J. Quittek, "Packet Sampling (PSAMP) Protocol Specifications, " RFC5476, 2009.
- 196.C. Barakat, G. Iannacconne and H. Braun, "Ranking flows from sampled traffic, " Proc. CoNEXT, pp188-199, Toulouse, October, 2005.
- 197.A. Kobayashi, and T. Katsuyasu, "Method of Measuring VoIP Traffic Fluctuation with Selective sFlow, " IEEE SAINT 2007 Workshop, January 2007.
- 198.S. Ito, K. Uchiyama and S. Shiota, "Fixed-Period Packet Sampling and Its Application to Flow Rate Estimation, " IEICE Trans. Commun., Vol. E90-B No. 10 pp. 2673-2682, October, 2007
- 199.Y. Kitatsuji, S. Katsuno, K. Yamazaki, M. Tsuru and Y. Oie, "Performance monitoring of VoIP Flows for Large Network Operations, " IEICE Trans. Commun., vol. E90-B, no. 10, pp. 2746-2754, October, 2007.
- 200.T. Mori, T. Takine, J. PAN, R. Kawahara, M. Uchida and S. Goto, "Identifying Heavy-Hitter Flow from Sampled Flow Statistics, " Vol. E90-B No. 11 pp. 3061-3072, November, 2007.
- 201.R. Kawahara, K. Ishibashi, T. Mori, N. Kamiyama, and H. Yoshino, "Packet Sampling TCP Flow Rate Estimation and Performance Degradation Detection Method, " IEICE Trans. Commun., vol. E91-B, no. 5, pp. 1309-1319, 2008
- 202.A. Kobayashi and K. Ishibashi, "VoIP Quality Measurement System Using Flow Mediation for Large-Scale IP Networks, " IEICE Trans. Commun., vol. E94-B, no. 7, pp. 1973-1981, July, 2011.
- 203.Y. Gu, L. Breslau, N. Duffield and S. Sen, "On Passive One-Way Loss Measurements Using Sampled Flow Statistics, " IEEE INFOCOM 2009 pp2946-2950.
- 204.Y. Yamasaki, H. Shimonishi, T. Murase, "Estimating TCP Packet Loss Ratio from Sampled ACK Packets, " IEICE Trans. Commun., Vol. E91-B, No. 2,

- pp. 43-53, 2008.
- 205.K. Tan, J. Song, Q. Zhang, and M. Sridharan, "Compound TCP: A Scalable and TCP-Friendly Congestion Control for High-speed Networks, " PFLDnet, February 2006.
 - 206.S. Ha, I. Rhee and L. Xu, "CUBIC: a new TCP-friendly high-speed TCP variant, " ACM SIGOPS Operating Systems Review - Research and developments in the Linux kernel archive Volume 42 Issue 5, pp64-74, July 2008.
 - 207.L. Xu, K. Harfoush and I. Rhee, "Binary increase congestion control for fast long-distance networks, " IEEE INFOCOM, March 2004.
 - 208.S. Floyd, "HighSpeed TCP for large Congestion Windows, " IETF, RFC3649, December 2003.
 - 209.H. Shimonish, M. Y. Sanadidi and M. Gerla, "Improving Efficiency-Friendliness Tradeoffs of TCP in Wired-Wireless Combined Networks, " IEEE ICC, May 2005.
 - 210.新昶晶 "Non-Sampling Flow Inspection を支える技術," JANOG19 , January, 2007
 - 211.小山充芳, 外川政夫, 板倉征男, "広帯域キャプチャ技術を用いた不正パケットの検出手法," 電気学会 通信研究会(CMN-09-8), January, 2009.
 - 212.INMON CORP, "sFlow Accuracy and Billing, " <http://www.inmon.com/technology/papers.php>, (参照 2011-11-07)
 - 213.山崎康広, 下西英之, 村瀬勉, "シーケンス番号の逆転数の観測による TCP パケットロス推定手法," IEICE Trans. on Commu., Vol. J95-B, No. 12, pp., 2012.
 - 214.山崎康広, 下西英之, 村瀬勉, "L2 スイッチへの拡張 sFlow 機能の試作, " 電子情報通信学会総合大会(BS-8-7), March, 2007.
 - 215.A. Kobayashi, and T. Katsuyasu, "Method of Measuring VoIP Traffic Fluctuation with Selective sFlow, " IEEE SAINT 2007 Workshop, January 2007.
 - 216.神谷和憲, 水口孝則, "ACL-based sFlow を用いたトラフィック監視システム," 電子情報通信学会総合大会(B-14-4), September, 2010.
 - 217.A. Kumar, J. Xu, J. Wang, O. Spatschek, L. Li, "Space-Code Bloom Filter for Efficient Per-Flow Traffic Measurement", In Proc. IEEE INFOCOM, pp. 1762-1773, 2004
 - 218.Fraleigh, C., Moon, S., Lyles, B., Cotton, C., Khan, M., Moll, D., Rockell, R., Seely, T., and Diot, S. C., "Packet-Level Traffic Measurements from the Sprint IP Backbone", IEEE Network, Vol. 17, No. 6, pp. 6-16, November-December 2003.
 - 219.Roon, S. J. E, "Resource Dimensioning in a Mixed Traffic Environment",

- Master's Thesis, Faculty of Engineering, The Built Environment and Information Technology, University of Pretoria, South Africa, 2004.
220. Thompson, K., Miller, G. J., and Wilder, R., "Wide-area Internet Traffic Patterns and Characteristics, IEEE Network, Vol. 11, No. 6, pp. 10–23, November-December 1997.
 221. Y. Yamasaki, H. Shimonishi and T. Murase, "Statistical Evaluation of TCP Packet Loss Rate Estimation, " 6th Asia-Pacific Symposium on Information and Telecommunication Technologies, November, 2005
 222. S. Tuohy, M. Glavin, E. Jones, M. Trivedi, and L. Kilmartin "Next generation wired intra-vehicle networks, a review, " in Proceedings of the 2013 IEEE International Symposium on Intelligent Vehicles (IV 2013), pp. 777-782, June 2013.
 223. Bowen Zheng, Hengyi Liang, Qi Zhu, Huafeng Yu and Chung-Wei Lin, "Next Generation Automotive Architecture Modeling and Exploration for Autonomous Driving, " IEEE Computer Society Annual Symposium on VLSI, 2016.
 224. ISO 11898-1:2015 Road vehicles – Controller area network (CAN) – Part 1: Data link layer and physical signaling
 225. ISO 17987-3:2016 Road vehicles – local Interconnect Network (LIN) – Part 3: Protocol specification
 226. ISO/NP 21806-4 Road vehicles – Media Oriented System Transport (MOST) framework – Part 4: Transport protocol and network layer
 227. ISO 17458-2:2013 Road vehicles – FlexRay communications system – Part 2: Data link layer specification
 228. [https://www. autosar. org/](https://www.autosar.org/)
 229. [http://opensig. org/](http://opensig.org/)
 230. "IEEE standard for local and metropolitan area networks - virtual bridged local area networks amendment 12: Forwarding and queuing enhancements for time-sensitive streams. " IEEE Std 802. 1Qav-2009, 2009.
 231. "IEEE standard for local and metropolitan area networks - virtual bridged local area networks - amendment 14: Stream reservation protocol (SRP). " IEEE Std 802. 1Qat-2010, 2011.
 232. " IEEE standard for local and metropolitan area networks - timing and synchronization for time-sensitive applications in bridged local area networks. " IEEE Std 802. 1AS-2011.
 233. "IEEE standard for local and metropolitan area networks - Bridges and Bridged Networks -- Amendment 24: Path Control and Reservation. " IEEE Std 802.

1Qca-2015

234. "IEEE standard for local and metropolitan area networks - Bridges and Bridged Networks -- Amendment 25: Enhancements for Scheduled Traffic." IEEE Std 802.

1Qbv-2015

235. "IEEE standard for local and metropolitan area networks - Bridges and Bridged Networks -- Amendment 26: Frame Preemption." IEEE Std 802. 1Qbu-2016

236. Lucia Lo Bello , "Novel trends in Automotive Networks: A perspective on Ethernet and IEEE Audio Video Bridging, " IEEE Emerging Technology and Factory Automation(ETFA), 2014

237. AUTOSAR, "Requirements on Ethernet Support in AUTOSAR, " AUTOSAR v. 4. 3. 1, 2017

238. AUTOSAR, "Specification of TCP/IP Stack, " AUTOSAR v. 4. 3. 1, 2017

239. ISO 14229-1:2013 Road vehicles – Unified diagnostic services (UDS) – Part 1: Specification and requirements

240. ISO 13400-2:2012 Road vehicles -- Diagnostic communication over Internet Protocol (DoIP) -- Part 2: Transport protocol and network layer services

241. Young Seo Lee, Jin Ho Kim and Jae Wook Jeon, "Diagnostic gateway based on DoIP for automotive systems, " The 18th IEEE International Symposium on Consumer Electronics (ISCE), 2014

242. Mihai Postolache; Gabriel Neamtu; Sorin Dumitru Trofin, "CAN - Ethernet gateway for automotive applications, " 17th International Conference on System Theory, Control and Computing (ICSTCC), December, 2013

243. Christian Herber; Andre Richter; Thomas Wild; Andreas Herkersdorf, "Real-time capable CAN to AVB ethernet gateway using frame aggregation and scheduling", Design, Automation & Test in Europe Conference & Exhibition (DATE), March, 2015

244. Young Seo Lee, Jin Ho Kim and Jae Wook Jeon, "FlexRay and Ethernet AVB Synchronization for High QoS Automotive Gateway, " IEEE Transaction on Vehicular Technology, Volume. 66, Issue. 7, July 2017.

245. ISO 26262-5:2011 Road vehicles -- Functional safety -- Part 5: Product development at the hardware level

246. OPEN ALLIANCE, "Requirements for Ethernet Switch Semiconductors, " OPEN Alliance Specification, September 28, 2016

247. OPEN ALLIANCE, "OPEN Alliance Automotive Ethernet ECU Test Specification, " TC8 ECU, August 23, 2017.

248. RFC6298, "Computing TCP's Retransmission Timer, " June, 2011

249. Renesas Electronics Corporation, "RH850/F1H," <https://www.renesas.com/en-us/products/micro-controllersmicroprocessors/rh850/rh850f1x/rh850f1h>, accessed 17 July 2018.
250. Sangrok Han and Hyogon Kim, "On AUTOSAR TCP/IP Performance in In-Vehicle Network Environments," *IEEE Communications Magazine* Volume. 54, Issue. 12, December 2016
251. RFC6363, "Forward Error Correction (FEC) Framework," October, 2011.
252. Daniel Thiele, Jonas Diemer, Philip Axer, Rolf Ernst; Jan Seyler, "Improved formal worst-case timing analysis of weighted round robin scheduling for Ethernet," *International Conference on Hardware/Software Codesign and System Synthesis (CODES+ISSS)*, 2013
253. Jong-doo Park, Bo-mu Cheoun, Jae-wook Jeon, "Worst-case analysis of ethernet AVB in automotive system," *IEEE International Conference on Information and Automation*, 2015
254. Daniel Thiele, Rolf Ernst, "Formal worst-case timing analysis of Ethernet TSN's burst-limiting shaper," *Design, Automation & Test in Europe Conference & Exhibition (DATE)*, 2016
255. F. Giudici, E. Pagani, and G. P. Rossi, "Impact of mobility on epidemic broadcast in DTNs," *Wireless and Mobile Networking*, vol. 284, pp. 421–434, Sept. 2008.
256. H. Ohsaki, Y. Yamada, D. Perrin, and M. Imase, "Impact of mobility constraints on epidemic broadcast mechanisms in delay-tolerant networks," in *Proceedings of the Second International Workshop on Complex Information Flows (CIF 2012)*, pp. 1131–1136, Mar. 2012.
257. M. Tsuru, M. Uchida, T. Takine, A. Nagata, T. Matsuda, H. Miwa, and S. Yamamura, "Delay tolerant networking technology—the latest trends and prospects," *IEICE Communications Society Magazine*, vol. 16, pp. 57–68, Mar. 2011.
258. N. M. A. Ayad and F. A. Mohamed, "Performance analysis of a cutthrough vs. packet-switching techniques," in *Proceedings of the Second IEEE Symposium on Computers and Communications (ISCC 1997)*, pp. 230–234, July 1997.
259. P. Boustead and J. Chicharo, "An examination of IP/ATM cutthrough forwarding in dynamically routed networks," in *Proceedings of the International Conference on Communication Technology (WCC-ICCT 2000)*, vol. 1, pp. 834–840, Aug. 2000.
260. C. Koulamas, S. Koubias, and G. Papadopoulos, "Using cut-through forwarding to retain the real-time properties of Profibus over hybrid wired/wireless

- architectures,” *IEEE Transactions on Industrial Electronics*, pp. 1208–1217, Dec. 2004.
261. F. Bai, N. Sadagopan, and A. Helmy, “IMPORTANT: a framework to systematically analyze the impact of mobility on performance of routing protocols for adhoc networks,” in *Proceedings of the 22nd Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications (INFOCOM 2003)*, vol. 2, pp. 825–835, Mar. 2003.
262. I. Carreras, D. Miorandi, G. S. Canright, and K. Engo-Monsen, “Understanding the spread of epidemics in highly partitioned mobile networks,” in *Proceedings of the 1st International Conference on Bio-Inspired Models of Networks, Information and Computing Systems (BIONETICS 2006)*, pp. 1–8, Dec. 2006.
263. G. Gamberini, F. Giudici, E. Pagani, and G. P. Rossi, “Impact of history on epidemic broadcast in DTNs,” in *Proceedings of the 1st IFIP Wireless Days Conference (WD 2008)*, pp. 1–5, Nov. 2008.
264. S. Kuribayashi, Y. Sakumoto, S. Hasegawa, H. Ohsaki, and M. Imase, “Performance evaluation of broadcast communication protocol DSCF (Directional Store-Carry-Forward) for VANETs with two-dimensional road model,” in *Proceedings of IEEE International Workshop on Vehicular Communications, Networks, and Applications (VCNA 2009)*, pp. 615–619, Dec. 2009.
265. 味田明久, 大崎博之, “エピソードミックブロードキャストにおけるカットスルーリンクの効果に関する一考察,” *電子情報通信学会総合大会講演論文集(DS-2-5)*, Mar. 2014.