論　文

無線マルチホップネットワーク上のリアルタイム通信における複数経路パケット合成法の性能解析

平山　泰弘[†a)]　中川　信之[†]　岡田　啓[††]　山里　敬也[††]
片山　正昭[††]

Performance Analysis of Multi-Route Packet Combining Scheme for Real-Time Communications in Wireless Multihop Networks

Yasuhiro HIRAYAMA[†a)], Nobuyuki NAKAGAWA[†], Hiraku OKADA[††], Takaya YAMAZATO[††], and Masaaki KATAYAMA[††]

あらまし　本研究では，無線マルチホップネットワーク上でのリアルタイムパケット通信を考える．リアルタイムパケット通信では，その通信品質がパケットの遅延により大きく劣化するため，一般にパケットの再送は行われない．このような場合に，通信路で生じるパケット誤りの通信品質への影響を抑制するために，本論文では無線マルチホップネットワーク上での複数経路パケット合成法を適用することを提案する．提案システムの性能は送信元ノードから送信される複製パケットの数に加え，各経路を複製パケットが伝送されるのにかかる時間並びにあて先ノードにおいてパケットの合成が開始される時刻に依存する．時間とともに変化するシステムの性能をリアルタイム通信に要求されるサービス品質の観点から評価するために，ある時刻において達成可能な平均パケット誤り率並びにある要求パケット誤り率を達成するのに必要な時間の分布関数を解析的に導出する．数値例より，ある許容遅延時間内において達成できる平均パケット誤り率を最小にする送信複製パケット数及びある要求パケット誤り率を達成するのに必要な時間を最小にする送信複製パケット数が存在することを明らかにする．

キーワード　無線マルチホップネットワーク，マルチパスルーチング，パケット合成，リアルタイムパケット通信

1. まえがき

無線マルチホップネットワーク [1]〜[3] は複数の無線ノードと，直接通信可能な無線ノード間を接続する無線リンクから構成されるネットワークである．ネットワーク内の任意の二つの無線ノード間の通信は，互いに無線リンクで接続された複数の無線ノードをパケットが中継されることで行われる．パケットをどの無線ノードを中継して伝送するかは，経路制御プロトコル [4] によって決定される．アドホックネットワーク [2] やセンサネットワーク [5] は無線マルチホップネットワークの代表的な例である．また，移動通信ネットワークへの適用も検討されている [3].

本研究では，無線マルチホップネットワーク上でのリアルタイムパケット通信を考える．パケット通信では，受信されたパケットに誤りが検出された場合，同じパケットを送信元ノードから再送することで信頼性の高い通信を実現する．しかし，パケットの再送は大きなパケット伝送遅延やパケットごとの遅延時間のばらつきを発生させる．リアルタイムパケット通信では，パケットの遅延が通信品質を大きく劣化させる．そのため，パケットの再送は一般に行われない．しかし，パケット再送を行わない場合，通信路の影響により引き起こされるパケット誤りが送信情報の損失に直接つながる．そのため，パケット再送を行わずにパケット誤りの通信品質への影響を抑制する手法が必要となる．

無線マルチホップネットワークでは，マルチパスルー

† 名古屋大学大学院工学研究科電子情報システム専攻，名古屋市
Department of Electrical Engineering and Computer Science, Nagoya University, Furo-cho, Chikusa-ku, Nagoya-shi, 464–8603 Japan
†† 名古屋大学エコトピア科学研究機構，名古屋市
EcoTopia Science Institute, Nagoya University, Furo-cho, Chikusa-ku, Nagoya-shi, 464–8603 Japan
a) E-mail: hirayama@katayama.nuee.nagoya-u.ac.jp

チング [6]〜[9] を用いることによって，送信元ノードとあて先ノード間に複数の経路を設定することが可能である．文献 [10] では，複数の経路を用いて無線通信路で生じる誤りの通信品質への影響を軽減する方法が提案されている．この方法では，ある符号化されたパケットの複数の複製パケットが，異なる経路を通って送信元ノードからあて先ノードに伝送される．あて先ノードでは，受信された複数の複製パケットが合成された後，復号される．設定された複数の経路を構成する無線通信路が互いに統計的に独立であるとすると，異なる経路を伝送された複製パケットを合成することでダイバーシチ利得を得ることができる．この方法は，パケット遅延時間を大きく増加させることなく通信路の影響によるパケット誤りの通信品質への影響を抑制できる．そのため，リアルタイム通信に適した方式である．

本論文では，この複数経路パケット合成法を無線マルチホップネットワーク上でのリアルタイム通信に適用することを提案する．提案システムにおいて，パケット合成により得られるダイバーシチ利得はあて先ノードにおいて合成されるパケットの数が多いほど大きくなる．そのため，文献 [10] で示されているように，送信元ノードから送信する複製パケットの数を増加させることで合成パケット数を増やすことができれば，パケット誤り率を向上させることができる．しかし，ネットワーク内の各送信元ノードから送信される複製パケットの数が増加すると，ネットワーク上のトラヒック量が増加する．このトラヒック量の増加により，複製パケットがあて先ノードへ伝送されるのにかかる時間は長くなる．リアルタイム通信では，ある遅延時間内にパケットの復号処理を終えることが要求される．そのため，あて先ノードでは，送信された複製パケットのうち，ある時刻までに受信されたパケットのみが合成され復号される．パケットの伝送にかかる時間が長くなると，ある時刻までに受信される複製パケットの数は減少する．このことは送信される複製パケットの数の増加が，合成パケット数の減少の要因となり得ることを意味している．

このように，提案システムの性能を決める合成パケット数は，送信される複製パケットの数のみでなく，各経路をパケットが伝送されるのにかかる時間に依存し，パケット合成が開始される時刻によって決まる時間関数である．そのため，提案システムが達成可能な性能もまた時間に依存するものとなる．時間に依存する提案システムの性能を評価するためには，達成可能な性能の時間変化を明らかにしなければならない．

そこで，本論文では，提案システムの性能を時間の関数として解析的に導出する．性能評価の指標として，ある時刻において達成される平均パケット誤り率及びある要求パケット誤り率を達成するまでの所要時間を用いる．これらの特性は待ち行列理論を用いて導出する．そして，得られた特性をリアルタイム通信に要求される許容遅延時間や要求パケット誤り率の観点から評価する．

2. ネットワークモデル

本研究で想定する無線マルチホップネットワークは複数の無線ノードと，直接通信可能な無線ノード間を接続する無線リンクから構成される．ネットワーク内の送信元ノードとあて先ノードの間には，通信の開始に先立ち，マルチパスルーチングプロトコルによって複数の情報伝送のための経路が設定される．ある送信元ノードとあて先ノードの間のネットワークモデルを図 1 に示す．設定された経路の数を N とし，第 n 番目の経路は M_n ホップの無線リンクと $M_n - 1$ の中継ノードから構成されるものとする．同一の送信元ノードとあて先ノードの間に設定された異なる経路の間に中継ノードや無線リンクの共有はないものと仮定する．しかし，異なる送信元ノードとあて先ノードの間に設定された経路の間では，無線リンクや中継ノードは共有される場合がある．ネットワーク内のすべての送信元ノードとあて先ノードの間には同じ数の経路が設定されるものとする．また，設定された経路は通信が終了するまで維持されるものとする．

ネットワークを伝送されるパケットは，各無線リンクにおいて独立なフェージングの影響を受け，加法性

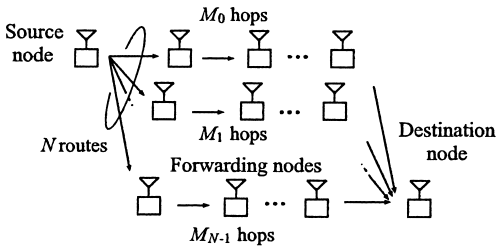


図 1　送信元ノードとあて先ノードの間のネットワークモデル

Fig. 1　Model of a network between a source node and a destination node.

白色ガウス雑音が加わる．また，各無線ノードにおけるパケットの平均受信電力は等しいものとする．

3. 複数経路パケット合成法

提案システムは，無線マルチホップネットワーク上でのリアルタイム通信の通信品質を向上させるために，文献 [10] で提案されている複数経路パケット合成法を用いる．本章では，提案システムにおける各無線ノードの送受信機構成及びパケットの送受信方法について述べる．

送信元ノードにおいて発生した情報パケットは，図 2 に示す，入力ビット数 k_b bit，出力ビット数 n_b bit，拘束長 K の畳込み符号化器で符号化される．符号化器から出力された符号化パケットはインタリーブされた後，変調器によって変調される．変調されたパケットは，あて先ノードとの間に設定された N 本の経路上の中継ノードに送信される．

中継ノードではパケットの再生中継のみが行われ，パケットの復号と再符号化は行われない．これはパケットの復号処理に伴う中継ノードの負荷を軽減するためである．変調されたパケットは再び経路上の隣接ノードに向かって送信される．このように各中継ノードがパケットを中継することで，あて先ノードには N 個の複製パケットが伝送されることになる．

経路上の $M_n - 1$ の中継ノードを中継された複製パケットはあて先ノードに受信される．あて先ノードの受信機構成を図 3 に示す．ある経路から受信されたパケットは復調とデインタリーブが行われた後，バッファに蓄えられる．いくつかの複製パケットがバッファに蓄えられた後，それらのパケットはパケット合成器へと入力される．パケット合成器は入力された複製パケットを合成することで，各送信ビットに対応するゆう度情報を出力する．出力されたゆう度情報はビタビ復号器に入力され復号される．

パケットの合成手法は，文献 [10] で提案されている軟出力合成法を用いる．パケットの合成を開始する時刻までに k ($1 \leq k \leq N$) 個の複製パケットがバッファ内に存在すると仮定すると，符号化パケット中の i 番目のビットに対応するゆう度情報 $\hat{b}(i)$ は以下の式で表される．

$$\hat{b}(i) = \frac{1}{k}\sum_{v=1}^{k} \hat{b}^v(i) \tag{1}$$

ここで，$\hat{b}^v(i)$ は v 番目にあて先ノードに受信された

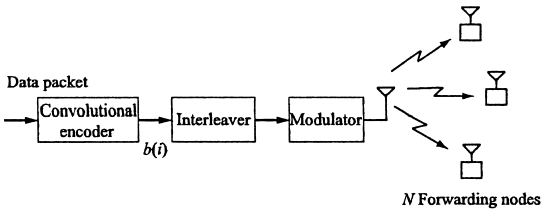


図 2　送信機構成
Fig. 2　Transmitter structure.

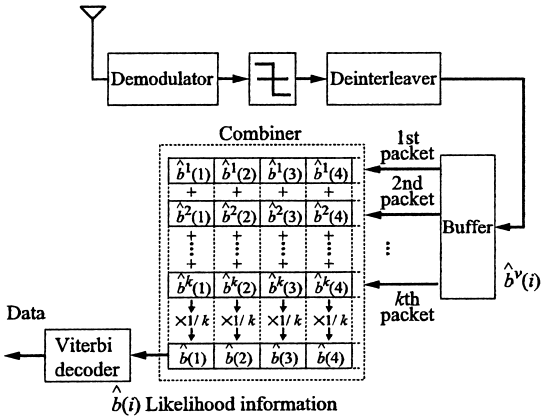


図 3　受信機構成
Fig. 3　Receiver structure.

複製パケットの i 番目のビットに対応する復調器出力である．

送信元ノードとあて先ノードの間に設定された複数の経路間に無線リンクの共有がなく，かつ経路を構成する無線リンクがそれぞれ独立である場合，各経路は独立な通信路とみなせる．このような独立な通信路から受信された複製パケットを合成することによって，ダイバーシチ利得を得ることができる．

4. 特性解析

一般にリアルタイム通信では，許容される遅延時間内に要求されるパケット誤り率を達成できるシステムが求められる．この観点から提案システムの性能を評価するためには，提案システムが達成可能な性能の時間変化を明らかにする必要がある．そこでこの章では，パケットの送信要求が送信元ノードにおいて発生した時刻からある時間経過後にあて先ノードにおいて達成される平均パケット誤り率を導出する．更に，ある数のパケットがあて先ノードに受信されるまでに必要な時間の導出から，ある要求パケット誤り率を達成するのに必要な時間の分布関数を求める．これらの特性は

ネットワークを待ち行列モデルでモデル化することにより解析的に導出される．

4.1 仮定とモデル化

各無線ノードはパケットの送信と受信を独立に行うことができるものとする．ただし，各無線ノードは同時に一つのパケットしか送信または受信できないものとする．各無線ノードから送信されたパケットは他のパケットと衝突することなく受信されるものと仮定する．これは，各無線ノード間で理想的なアクセス制御を行うことを仮定することで成立する．ここで，任意の無線ノード A に対して，A のすべての隣接ノードからなる集合を考える．仮定するアクセス制御はこの集合に含まれる無線ノード間で行われる．この集合に含まれる任意の無線ノードは，同じ集合内の他のすべての無線ノードにおけるパケット送信要求の発生並びにパケットの送信の開始と終了を検知可能であるとする．

A の隣接ノードの集合内のある一つのノード B において，A へのパケットの送信要求が発生した場合を考える．このとき，どの A の隣接ノード（B も含む）も A へパケットを送信しておらず，かつどの A の隣接ノード内にも待機中の A への送信要求が存在しない場合，発生した送信要求に対してパケットの送信が許可される．それ以外の場合，パケットはノード B 内で待機する．パケットの送信が許可された場合，B は A へパケットの送信を開始する．B のパケットの送信が終了すると，各ノード内で待機中のすべてのパケットのうち最も早く送信要求が発生したパケットの送信が許可される．

このような無線ノード間のアクセス制御が行われる場合，ネットワーク内の任意の無線ノードとその隣接ノードの間のパケットの伝送過程は，待ち行列でモデル化することができる．各隣接ノードからのパケットの送信要求の発生はこの待ち行列への到着に相当する．また，パケットの送信要求が発生した時刻からパケットの送信が許可されるまでの時間は，この待ち行列のバッファ内での待ち時間に相当する．更に，あるパケットの送信要求に対して送信が許可された時刻からそのパケットの受信が終了するまでの時間は，この待ち行列のサービス時間に相当する．

任意の無線ノードにおいて，隣接ノードからのパケットの送信要求の発生は平均 λ^{-1}[s] のポアソン過程に従うものと仮定する．また，情報パケットのパケット長は平均 $\overline{L}_b$[bit] の指数分布に従うものとする．発生した情報パケットが入力ビット数 k_b[bit]，出力ビット数 n_b[bit]，拘束長 K の畳込み符号で符号化されるとすると，符号化後のパケットの継続時間は指数分布に従い，その平均 $\overline{T}_c$[s] は

$$\overline{T}_c = \frac{n_b}{k_b R}\overline{L}_b\ e^{k_b(K-1)/\overline{L}_b} \tag{2}$$

となる．ここで，R[bit/s] は伝送レートである．更に，ある無線ノードがパケットを送信するのに必要な時間はパケットの継続時間に等しいものとする．

これらの仮定から，任意の無線ノードとその隣接ノードの間のパケットの伝送過程は $M/M/1$ 待ち行列でモデル化できる．ここで，待ち行列へのパケットの送信要求の到着過程は平均 λ^{-1} のポアソン過程であり，サービス時間は平均 $\mu^{-1} = \overline{T}_c$ の指数分布に従う．ある無線ノードにおいてパケットの送信要求が発生した時刻からそのパケットが無線リンクで接続された送信先の無線ノードに受信され終る時刻までを，その無線リンクにおけるパケット遅延時間と定義する．ある無線リンクにおけるパケット遅延時間は $M/M/1$ 待ち行列の待ち時間に等しくなる．

2. で述べたように，本論文で想定しているネットワークモデルでは，同一の送信元ノードとあて先ノードの間に設定された経路の間で中継ノードや無線リンクは共有されないが，異なる送信元ノードとあて先ノードの間に設定された経路の間では中継ノードや無線リンクが共有される．この場合，ある経路上の各中継ノードは複数の独立な経路上の中継ノードであることになる．このように各中継ノードが独立な複数の入出力リンクをもつ場合，サービス時間の独立性を仮定することができる [11]．この仮定を用いることで，M_n ホップの無線リンクからなる経路を伝送されるパケットのパケット遅延時間を独立な M_n 個の $M/M/1$ 待ち行列のパケット待ち時間の和として表すことができる．

4.2 パケット送信要求発生時刻からの経過時間に対する平均パケット誤り率

提案システムのパケット誤り率は合成パケット数に依存する．ここで，合成パケット数とはパケットの合成を開始する時刻までにあて先ノードに受信されバッファ内に蓄えられている複製パケットの数である．パケット合成開始時刻に，ある複製パケットがある経路から受信されているかどうかは，そのパケットが送信元ノードからあて先ノードまで伝送されるのにかかった時間により決まる．

送信元ノードにおいてある複製パケットの送信要求

が発生した時刻から，そのパケットがある経路を通ってあて先ノードに受信されるまでの時間を，その経路のパケット遅延時間と定義する．ある経路におけるパケット遅延時間は，その経路を構成するすべての無線リンクにおけるパケット遅延時間の和である．各無線リンクが $M/M/1$ 待ち行列でモデル化されるとすると，無線リンクにおけるパケット遅延時間はランダム変数である．したがって，経路のパケット遅延時間もランダム変数となる．

ここで，送信元ノードとあて先ノードの間に設定された N 本の経路のうちの第 n 番目の経路に着目する．この経路は M_n ホップの無線リンクから構成されている．この経路上の第 m 番目の無線リンクにおけるパケット遅延時間 $\mathbf{w}_{n,m}$ の密度関数 $f_{\mathbf{w}_{n,m}}(t)$ は指数分布となり以下のように表される．

$$f_{\mathbf{w}_{n,m}}(t) = \mu(1-\rho)e^{-\mu(1-\rho)t} \tag{3}$$

ここで，$\rho = \lambda/\mu$ はトラヒック密度である．第 n 番目の経路のパケット遅延時間 $\mathbf{w}_n$ は，その経路を構成するすべての無線リンクのパケット遅延時間 $\mathbf{w}_{n,m}, (0 \leq m \leq M_n - 1)$ の和となる．n 番目の経路を構成する M_n の無線リンクは互いに独立であり，各無線リンクのパケット遅延時間は密度関数が式 (3) に表される同一の分布に従うものと仮定する．すると，第 n 番目の経路におけるパケット遅延時間 $\mathbf{w}_n = \sum_{m=0}^{M_n-1} \mathbf{w}_{n,m}$ の密度関数 $f_{\mathbf{w}_n}(t)$ は，式 (3) の M_n 回の畳込みの結果アーラン分布となり，以下のように得られる [12].

$$f_{\mathbf{w}_n}(t) = \frac{\{\mu(1-\rho)\}^{M_n}}{(M_n-1)!} t^{M_n-1} e^{-\mu(1-\rho)t} \tag{4}$$

ここで，時刻 $t=0$ において送信元ノードで送信要求が発生した N 個の複製パケットに着目する．あるパケット合成開始時刻 t までにあて先ノードに受信されているパケットの数は，これらの複製パケットの中で，伝送された経路のパケット遅延時間が t 以下であるパケットの数である．第 n 番目の経路を伝送された複製パケットが時刻 t までにあて先ノードに受信されている確率は，第 n 番目の経路のパケット遅延時間が t 以下である確率に等しく，

$$\begin{aligned} p_n(t) &\equiv P\{\mathbf{w}_n \leq t\} = \int_0^t f_{\mathbf{w}_n}(\tau)d\tau \\ &= \frac{\Gamma(M_n) - \Gamma(M_n, \mu(1-\rho)t)}{(M_n-1)!} \end{aligned} \tag{5}$$

となる．ここで，$\Gamma(z)$ はガンマ関数であり，$\Gamma(a,z)$ は第二種不完全ガンマ関数である．

式 (5) で得られたパケット受信確率を用いて，あて先ノードにおける平均パケット誤り率を導出する．ここではまず，各経路のホップ数が異なる一般的な場合の平均パケット誤り率を導出する．次に，特別な場合として，各経路のホップ数が等しいときにはより単純な形で平均パケット誤り率を求めることができることを示す．

(a) 各経路のホップ数が異なる場合

送信元ノードとあて先ノードの間に設定された N 本の経路のホップ数が異なる場合を考える．ここで，集合 $\boldsymbol{S}$ を送信元ノードとあて先ノードの間に設定されているすべての経路からなる集合と定義する．第 n 番目の経路を π_n で表すとすると，

$$\boldsymbol{S} = \{\pi_0, \pi_1, \pi_2, \ldots, \pi_{N-1}\} \tag{6}$$

となる．更に，集合 $\boldsymbol{S}$ のべき集合を $2^{\boldsymbol{S}}$ とする．次に，ある合成開始時刻までにあて先ノードに受信されている複製パケットが伝送された経路からなる集合を $\boldsymbol{S}_1$ とする．明らかに，集合 $\boldsymbol{S}_1$ は集合 $\boldsymbol{S}$ の部分集合であり，べき集合 $2^{\boldsymbol{S}}$ の要素の一つである．このとき，複製パケットが受信されていない経路からなる集合は，全体集合を $\boldsymbol{S}$ とした場合，$\boldsymbol{S}_1$ の補集合 $\overline{\boldsymbol{S}}_1$ となる．また，集合 $\boldsymbol{S}_1$ に含まれるすべての経路のホップ数の集合を $f(\boldsymbol{S}_1)$ と定義する．

時刻 t において第 n 番目の経路からパケットが受信されていない確率を $q_n(t) = 1 - p_n(t)$ と表す．このとき，時刻 t における平均パケット誤り率は以下のように求められる．

$$\begin{aligned} &Q_e(t) \\ &= \sum_{\boldsymbol{S}_1 \in 2^{\boldsymbol{S}}} \left\{ P_e(f(\boldsymbol{S}_1)) \prod_{\pi_i \in \boldsymbol{S}_1} p_i(t) \prod_{\pi_j \in \overline{\boldsymbol{S}}_1} q_j(t) \right\} \end{aligned} \tag{7}$$

ここで $P_e(f(\boldsymbol{S}_1))$ は合成パケット数が集合 $f(\boldsymbol{S}_1)$ の要素数であり，合成される複製パケットが伝送された経路のホップ数が $f(\boldsymbol{S}_1)$ のすべての要素であるときのパケット誤り率である．

例として，送信元ノードとあて先ノードの間に $N = 3$ 本の異なるホップ数の経路が設定されている場合の平均パケット誤り率を以下に示す．

$$
\begin{aligned}
Q_e(t)=&P_e(\{\emptyset\})\cdot q_0(t)q_1(t)q_2(t)\\
&+P_e(\{M_0\})\cdot p_0(t)q_1(t)q_2(t)\\
&+P_e(\{M_1\})\cdot p_1(t)q_0(t)q_2(t)\\
&+P_e(\{M_2\})\cdot p_2(t)q_0(t)q_1(t)\\
&+P_e(\{M_0,M_1\})\cdot p_0(t)p_1(t)q_2(t)\\
&+P_e(\{M_0,M_2\})\cdot p_0(t)p_2(t)q_1(t)\\
&+P_e(\{M_1,M_2\})\cdot p_1(t)p_2(t)q_0(t)\\
&+P_e(\{M_0,M_1,M_2\})\cdot p_0(t)p_1(t)p_2(t) \quad (8)
\end{aligned}
$$

(b) 各経路のホップ数が等しい場合

次に，送信元ノードとあて先ノードの間に設定された N 本の経路のホップ数が，すべての n に対して $M_n = M$ で等しい場合を考える．この場合，平均パケット誤り率は比較的簡単な式で表すことができる．

各経路のホップ数が等しい場合，時刻 t における各経路のパケット受信確率 $p_n(t)$ は式 (5) の右辺を $M_n = M$ とした場合に等しく，

$$
p_n(t) = p(t) = \frac{\Gamma(M) - \Gamma(M, \mu(1-\rho)t)}{(M-1)!} \qquad (9)
$$

となる．また，時刻 t において第 n 番目の経路からパケットが受信されていない確率は $q(t) = 1 - p(t)$ と表される．このとき，時刻 t までにあて先ノードに受信され，バッファ内に蓄えられているパケットの数 $\mathbf{N}(t)$ が k となる確率 $P\{\mathbf{N}(t) = k\}$ は以下のように求められる．

$$
P\{\mathbf{N}(t) = k\} = \binom{N}{k} p(t)^k q(t)^{N-k} \qquad (10)
$$

時刻 t におけるあて先ノードでの平均パケット誤り率 $Q_e(t)$ は，パケット誤り率 $P_e(k, M)$ と式 (10) で表される時刻 t における受信パケット数の密度関数 $P\{\mathbf{N}(t) = k\}$ を用いて

$$
Q_e(t) = \sum_{k=0}^{N} P_e(k, M) P\{\mathbf{N}(t) = k\} \qquad (11)
$$

となる．ここで，$P_e(k, M)$ は，合成パケット数が k であり合成されるパケットが伝送された経路のホップ数が M であるときのパケット誤り率である．

4.3 要求パケット誤り率達成所要時間

ここでは，ある要求パケット誤り率を達成するのに必要な時間を導出する．まずはじめに，あて先ノードに k 個の複製パケットが受信されるまでに必要な時間の密度関数を求める．ここで，送信元ノードとあて先ノードの間に設定された N 本の経路のホップ数はすべて等しく，すべての n に対して $M_n = M$ である場合についてのみ考える．このとき，第 n 番目の経路におけるパケットの遅延時間分布は式 (4) より

$$
\begin{aligned}
&f_{\mathbf{w}_n}(t)\\
&= f_{\mathbf{w}}(t) = \frac{\{\mu(1-\rho)\}^M}{(M-1)!} t^{M-1} e^{-\mu(1-\rho)t} \qquad (12)
\end{aligned}
$$

となる．

今，ランダム変数 $\mathbf{w}_{(k)}$ をあて先ノードに k 個の複製パケットが受信されるまでに必要な時間と定義する．このとき，$\mathbf{w}_{(k)}$ の値は送信元ノードから送信された N 個の複製パケットのうち k 番目にあて先ノードに受信された複製パケットのパケット遅延時間と等しい．更にこのとき，$\mathbf{w}_{(k)}$ の値は式 (12) の分布関数に従う N 個のランダム変数のサンプル値をその値が小さい順に並べたときに，k 番目の値と解釈できる．すると，ランダム変数 $\mathbf{w}_{(k)}$ の密度関数は文献 [12] より以下の式で表される．

$$
\begin{aligned}
&f_{\mathbf{w}_{(k)}}(t)\\
&= \frac{N!}{(k-1)!(N-k)!} {F_{\mathbf{w}}}^{k-1}(t) \{1 - F_{\mathbf{w}}(t)\}^{N-k} f_{\mathbf{w}}(t)
\end{aligned} \qquad (13)
$$

ここで，$F_{\mathbf{w}}(t)$ は経路のパケット遅延時間の分布関数であり，

$$
F_{\mathbf{w}}(t) = \frac{\Gamma(M) - \Gamma(M, \mu(1-\rho)t)}{(M-1)!} \qquad (14)
$$

となる．

任意の合成パケット数 k とそれらが伝送された経路のホップ数 M に対して，パケット誤り率 $P_e(k, M)$ は計算機シミュレーションにより得ることができる．結果として，式 (13) はある要求パケット誤り率 $P_e(k, M)$ を達成するのに必要な時間を表している．

5. 数 値 例

提案システムの性能を **4.** で導出した平均パケット誤り率並びに要求パケット誤り率達成所要時間を用いて評価する．ここでは，送信元ノードとあて先ノードの間に存在する各経路のホップ数が $M_n = 5$ hop ですべて等しい場合の特性のみを示す．

性能評価を行うために，まず，与えられた合成パ

ケット数と各経路のホップ数に対するパケット誤り率 $P_e(k, M)$ を計算機シミュレーションにより導出する．ここでは，あて先ノードにおける復号時にパケット中の 1 ビットでも復号を誤ればパケット誤りであるとしてパケット誤り率を導出する．情報パケットの平均パケット長は $\overline{L}_b = 500\,\mathrm{bit}$ とする．また，符号化率は $k_b/n_b = 1/2$，拘束長は $K = 7$ とする．インタリーバは理想的であり，符号化パケットはビットごとに独立なフェージングの影響を受けるものとする．更に，変調方式は BPSK を用いる．また，各無線リンクは統計的に独立なレイリーフェージング通信路と仮定する．図 4 に，計算機シミュレーションの結果得られた E_b/N_0 に対するパケット誤り率の一例を示す．ここで，E_b は情報パケットの 1 ビット当りの平均エネルギーであり，$N_0/2$ は加法性白色ガウス雑音の両側電力スペクトル密度である．図から，合成パケット数が増加するに従ってパケット誤り率は減少することが分かる．

計算機シミュレーションによって得られたパケット誤り率を用いて，式 (11)，(13) より平均パケット誤り率並びに要求パケット誤り率達成所要時間を求める．ここで，トラヒック密度 ρ は送信元ノードから伝送される複製パケット数，つまり送信元ノードとあて先ノードの間に設定された経路数に比例すると仮定し，$\rho = \alpha N$ とする．また，以下では $E_b/N_0 = 9\,\mathrm{dB}$ における特性を示す．

4. で行った性能解析では，サービス時間の独立性の仮定を用いることで，経路を構成する各無線リンクを独立な $M/M/1$ 待ち行列でモデル化し，経路のパケット遅延時間分布を導出した．しかしながら，あるパケットが経路を伝送されるとき，そのパケットの各無線リンクにおけるサービス時間の間には従属性が存在すると考えられる．そこで，サービス時間の独立性を仮定した場合と仮定しない場合の平均パケット誤り率特性の比較を行う．サービス時間の独立性を仮定しない場合，着目する経路を伝送されるパケットの経路上の各無線リンクにおけるサービス時間はすべて等しいものとする．この仮定のもとで計算機シミュレーションにより平均パケット誤り率を導出する．

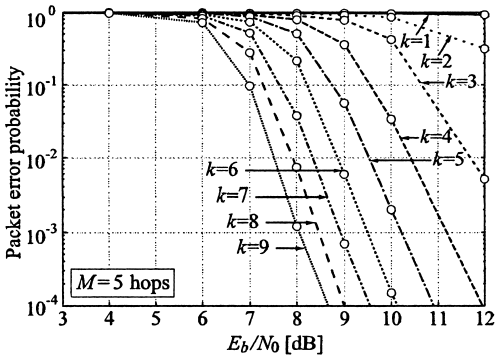


図 4　E_b/N_0 に対するパケット誤り率 $P_e(k, M)$
Fig. 4　Packet error probability $P_e(k, M)$ versus E_b/N_0.

次節ではまず，サービス時間の独立性を仮定した場合と仮定しない場合の平均パケット誤り率特性の比較を行った後，解析の結果得られた平均パケット誤り率特性並びに要求パケット誤り率達成所要時間特性を評価する．

5.1　パケット送信要求発生時刻からの経過時間に対する平均パケット誤り率

図 5 に，式 (11) から求めた各経路のホップ数が等しい場合の平均パケット誤り率を示す．横軸は複製パケットの送信要求が送信元ノードにおいて発生してからの経過時間を符号化パケットの平均継続時間 $\overline{T}_c$ で正規化して示している．この図は $\alpha = 0.1$，つまりトラヒック密度と送信複製パケット数の関係が $\rho = 0.1N$ であるときの特性である．この図において，点で表されているものはサービス時間の独立性を仮定しない場合の平均パケット誤り率特性である．また，線で表されているものは式 (11) から求めたサービス時間の独立性を仮定した場合の特性である．

図から，各無線リンクのトラヒック密度 ρ が大きい場合，サービス時間の独立性を仮定した場合の特性と仮定しない場合の特性はほぼ等しいことが分かる．それに対して，トラヒック密度が小さい場合は二つの特性に差があることが分かる．ある経路上を伝送されるパケットのその経路におけるパケット遅延時間は，経路上のすべての無線ノードにおけるそのパケットの送信要求の待機時間並びにサービス時間の和である．このうち，各無線リンクにおける送信要求の待機時間は経路外の無線ノードから経路上の無線ノードへ伝送されるパケットのサービス時間に大きく依存し，着目している経路を伝送されるパケットのサービス時間にはほとんど依存しない．無線リンクのトラヒック密度が比較的大きい場合，無線リンクへのパケット送信要求が多く発生する．そのため，パケット遅延時間に占める待機時間の割合が大きくなる．したがって，サービス時間の独立性を仮定した場合と仮定しない場合で

経路のパケット遅延時間はほぼ同じ分布関数となり，平均パケット誤り率特性もほぼ等しくなる．それに対して，トラヒック密度が小さい場合は，パケット遅延時間のほとんどを着目している経路を伝送されるパケットのサービス時間が占めることになる．そのため，サービス時間の独立性を仮定した場合と仮定しない場合でパケット遅延時間の分布関数が異なることになり，結果として平均パケット誤り率特性に差が生じる．しかし，サービス時間の独立性を仮定した場合と仮定しない場合で，得られた平均パケット誤り率の基本的な特性は同じである．そのため，サービス時間の独立性を仮定することは妥当であると判断できる．そこで，これ以降は解析結果から得られる特性のみを評価していく．

図 5 より，あて先ノードでの平均パケット誤り率は時間の経過とともに減少していき，ある値に近づいていくことが分かる．これは，時間の経過とともに送信されたすべての複製パケットがあて先ノードに受信される確率が 1 に近づいていくからである．実際，各送信複製パケット数 N に対して，最終的に達成される平均パケット誤り率は合成パケット数が N であるときのパケット誤り率 $P_e(N,5)$ に近づいていく．また，N が増加するほど $P_e(N,5)$ は減少するため，最終的に達成可能な平均パケット誤り率は減少していくことも分かる．

更に，図 5 から，ある許容遅延時間内に達成可能な平均パケット誤り率が最小になるような送信複製パケット数が存在することが分かる．例えば，許容される遅延時間を 30 と仮定すると，達成可能な平均パケット誤り率は $N = 7$ の場合に最小となり，それ以上に送信する複製パケットの数を増加させても平均パケット誤り率は改善しないことが分かる．送信複製パケット数を増加させることであて先ノードが受信する複製パケットの数を増加させることができれば，達成可能な平均パケット誤り率は減少する．しかし，各送信元ノードが送信するパケットの数が増加することでトラヒック密度が増加し，各無線リンクにおけるパケット遅延時間が増加する．結果として，送信複製パケット数を増やしすぎると，ある時刻までにあて先ノードに受信されているパケットの数が減少し，達成可能な平均パケット誤り率が増加する場合が生じる．

次に，図 6 に $\alpha = 0.12$，つまりトラヒック密度を $0.12N$ とした場合の平均パケット誤り率特性を示す．トラヒック密度は $0 \leq \rho < 1$ である必要があるため，

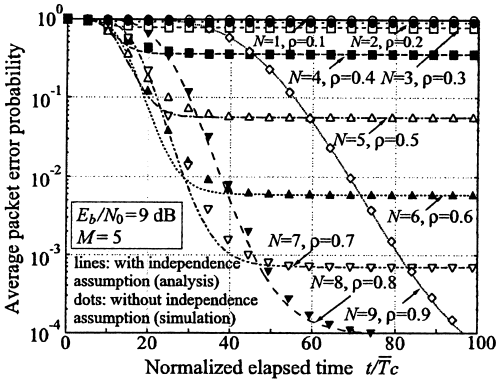


図 5　経過時間に対する平均パケット誤り率特性（$\rho = 0.1N$）
Fig. 5　Average packet error probability versus normalized elapsed time ($\rho = 0.1N$).

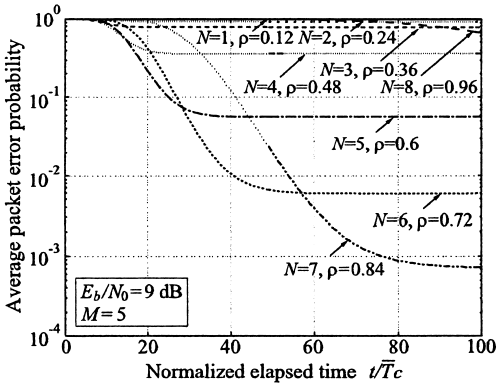


図 6　経過時間に対する平均パケット誤り率特性（$\rho = 0.12N$）
Fig. 6　Average packet error probability versus normalized elapsed time ($\rho = 0.12N$).

この図では N を 1 から 8 まで変化させた場合の特性を示している．この図から，$\alpha = 0.1$ とした場合と比較して，同じ数の複製パケットを送信したとしても，ある時刻までに達成可能な平均パケット誤り率が増加していることが分かる．これは，送信複製パケット数の増加に対するトラヒック密度の増加量が大きくなり，ある時刻までにあて先ノードに受信されているパケットの数が減少するからである．α がより大きな値であった場合も，同様の理由によりある時刻までに達成可能な平均パケット誤り率は増加する．

5.2　要求パケット誤り率達成所要時間

次に，要求パケット誤り率達成所要時間を示す．式 (13) から求めたパケット誤り率達成所要時間の相補累積分布を図 7 から図 10 に示す．これらの図はそれぞ

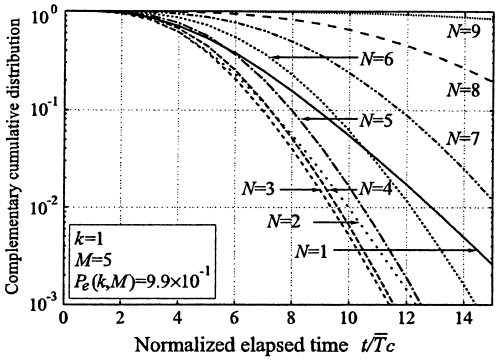


図 7　パケット誤り率達成所要時間相補累積分布（$k = 1, P_e(1,5) = 9.9 \times 10^{-1}$）

Fig. 7　Complementary cumulative distribution of required time for achieving a packet decoding error probability ($k = 1, P_e(1,5) = 9.9 \times 10^{-1}$).

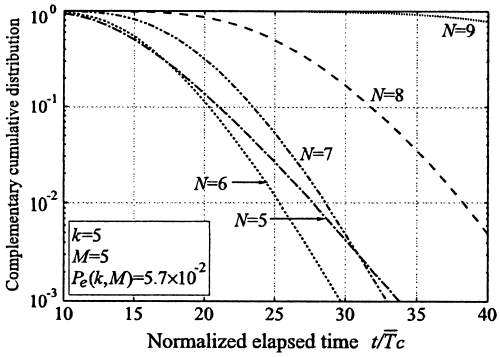


図 8　パケット誤り率達成所要時間相補累積分布（$k = 5, P_e(5,5) = 5.7 \times 10^{-2}$）

Fig. 8　Complementary cumulative distribution of required time for achieving a packet decoding error probability ($k = 5, P_e(5,5) = 5.7 \times 10^{-2}$).

れ合成パケット数 k が 1（$P_e(1,5) = 9.9 \times 10^{-1}$ に相当），5（$P_e(5,5) = 5.7 \times 10^{-2}$ に相当），6（$P_e(6,5) = 6.0 \times 10^{-3}$ に相当），7（$P_e(7,5) = 7.0 \times 10^{-4}$ に相当）となるのに必要な時間の相補累積分布を表している．この図では $\alpha = 0.1$ としている．図中には，送信複製パケット数 N を変化させた場合の特性が示されている．

これらの図から，あるパケット誤り率 $P_e(k,M)$ を 99%の確率で達成するのに必要な時間を評価する．図 7 から，$P_e(1,5) = 9.9 \times 10^{-1}$ を達成する，つまりあて先ノードが複製パケットを一つ受信する確率が 99%となるまでの所要時間は，送信複製パケット数を増加させるとはじめ減少することが分かる．しかし，更に送信複製パケット数を増加させると，$N = 3$ で最小値をとった後，所要時間は増加していくことが分かる．このような特性は図 8 においても見られる．この図から，$P_e(5,5) = 5.7 \times 10^{-2}$ を 99%の確率で達成するための所要時間が最小となるのは，送信複製パケット数を $N = 6$ とした場合であることが分かる．しかし，図 9 では送信複製パケット数の増加による所要時間の短縮はほとんど見られず，図 10 では全く短縮されないことが分かる．これらの結果から，あるパケット誤り率を達成するのに最低限必要な数以上の複製パケットを送信することで，より短い時間で同じパケット誤り率を達成できるようになることが分かる．しかし，送信複製パケット数を増やしすぎると経路でのパケットの遅延時間が増加してしまい，パケット誤り率達成所要時間も増加していく．また，要求パケット誤り率

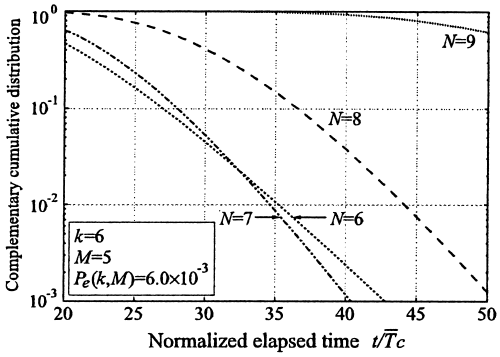


図 9　パケット誤り率達成所要時間相補累積分布（$k = 6, P_e(6,5) = 6.0 \times 10^{-3}$）

Fig. 9　Complementary cumulative distribution of required time for achieving a packet decoding error probability ($k = 6, P_e(6,5) = 6.0 \times 10^{-3}$).

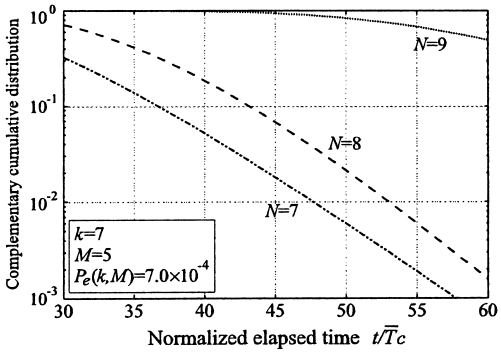


図 10　パケット誤り率達成所要時間相補累積分布（$k = 7, P_e(7,5) = 7.0 \times 10^{-4}$）

Fig. 10　Complementary cumulative distribution of required time for achieving a packet decoding error probability ($k = 7, P_e(7,5) = 7.0 \times 10^{-4}$).

を達成するのに多くの複製パケットを合成することが必要な場合，送信複製パケット数を増加させることによりパケット誤り率達成所要時間を短縮することは難しいことが分かる．

6. む す び

本論文では，無線マルチホップネットワーク上でのリアルタイム通信に複数経路パケット合成法を適用した場合の性能を評価した．提案システムの性能は送信元ノードにおける送信複製パケット数に加えて，各経路のパケット遅延時間やあて先ノードにおけるパケット合成開始時刻に依存する．時間とともに変化するシステムの性能をリアルタイム通信に要求されるサービス品質の観点から評価するために，ある時刻において達成可能な平均パケット誤り率並びにある要求パケット誤り率を達成するのに必要な時間の分布関数を解析的に導出した．数値例より，経路数を増やし送信する複製パケットの数を増加させることで，平均パケット誤り率特性と要求パケット誤り率達成所要時間特性を改善できることを示した．また，ある許容遅延時間内において達成できる平均パケット誤り率を最小にする送信複製パケット数及びある要求パケット誤り率を達成するのに必要な時間を最小にする送信複製パケット数が存在することを明らかにした．更に，送信複製パケット数をある値以上に増加させると，各経路のパケット遅延時間が増加することでこれらの特性が悪化する場合があることを明らかにした．

本論文で提案したシステムは，リアルタイムパケット通信のように，一般にパケットの再送が用いられない通信を無線マルチホップネットワーク上で行う場合に，その通信品質を改善できる手法であることを示した．また，リアルタイム通信に要求されるサービス品質を考慮した性能評価を行うことで，要求されるサービス品質とそれを満たすために必要な送信複製パケット数との関係を明らかにした．

謝辞　本研究の一部は,「総務省戦略的情報通信開発推進制度の公募課題」,「通信・放送機構の創造的情報通信技術開発推進制度の公募課題」及び「文部科学省 21 世紀 COE プログラム」の助成を受けて行われたものである．記して謝意を表する．

文　　献

[1] M. Frodigh, S. Parkvall, C. Roobol, P. Johansson, and P. Larsson, “Future-generation wireless networks,” IEEE Pers. Commun., vol.8, no.5, pp.10–17, Oct. 2001.

[2] P. Mohapatra, J. Li, and C. Gui, “QoS in mobile ad hoc networks,” IEEE Wireless Commun., vol.10, no.3, pp.44–52, June 2003.

[3] 工藤栄亮，安達文幸，“バーチャルセル無線ネットワークにおける送信電力効率と周波数利用効率,” 信学技報, RCS2002-323, March 2003.

[4] X. Hong, K. Xu, and M. Gerla, “Scalable routing protocols for mobile ad hoc networks,” IEEE Network, vol.16, no.4, pp.11–21, July/Aug. 2002.

[5] L.F. Akyildiz, W. Su, Y. Sankarasubramaniam, and E. Cayirci, “A survey on sensor networks,” IEEE Commun. Mag., vol.40, no.8, pp.102–114, Aug. 2002.

[6] S. Chen and K. Nahrstedt, “Distributed quality-of-service routing in ad hoc networks,” IEEE J. Sel. Areas Commun., vol.17, no.8, pp.1488–1505, Aug. 1999.

[7] A. Nasipuri, R. Castañeda, and S.R. Das, “Performance of multipath routing for on-demand protocols in mobile ad hoc networks,” ACM/Kluwer Mobile Networks and Applications, vol.6, no.4, pp.339–349, Aug. 2001.

[8] S.J. Lee and M. Gerla, “Split multipath routing with maximally disjoint paths in ad hoc networks,” Proc. 2001 IEEE International Conference on Communications, vol.10, pp.3201–3205, Helsinki, Finland, June 2001.

[9] A. Tsirigos and Z.J. Haas, “Analysis of multipath routing—part I: The effect on the packet delivery ratio,” IEEE Trans. Wireless Commun., vol.3, no.1, pp.138–146, Jan. 2004.

[10] 中川信之，鯉江尚央，岡田　啓，山里敬也，片山正昭，“マルチホップ無線ネットワークにおける複数経路を利用した誤り訂正手法,” 2003 信学ソ大（通信），B-5-119, Sept. 2003.

[11] L. Kleinrock, Queueing Systems Volume2; Computer Applications, John Wiley & Sons, New York, 1976.

[12] A. Papoulis and S.U. Pillai, Probability, Random Variables, and Stochastic Processes, 4th ed., McGraw-Hill, Singapore, 2002.

（平成 16 年 3 月 26 日受付，8 月 4 日再受付）

平山　泰弘　（学生員）

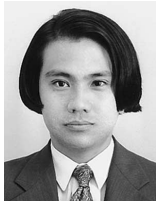
2001 名大・工・電気電子情報卒．2003 同大大学院博士課程前期課程了．現在，同大学院博士課程後期課程在学中．パケット無線通信，マルチメディアトラヒック，無線マルチホップネットワーク等の研究に従事．IEEE 学生員．

中川　信之　（学生員）

2003 名大・工・電気卒．現在，同大大学院工学研究科博士課程前期課程在学中．無線マルチホップネットワークにおける誤り制御の研究に従事．IEEE 学生員．

岡田　　啓　（正員）

1995 名大・工・電子情報卒．1997 同大大学院博士課前期課程了．1999 同大学院博士課後期課程了．工博．同年日本学術振興会特別研究員・PD．2000 名大・情報メディア教育センター・助手．2004 同大学・エコトピア科学研究機構・助手，現在に至る．パケット無線通信，マルチメディアトラヒック，符号分割多元接続方式，マルチホップネットワーク等の研究に従事．情報理論とその応用学会，IEEE 各会員．1996 電気・電子情報学術振興財団・猪瀬学術奨励賞，1998 本会学術奨励賞，2002 本会通信ソサイエティ活動功労感謝状受賞．



山里　敬也　（正員）

1988 信州大・工・電子卒，1990 同大大学院修士課程了．1993 慶大大学院博士課程了．工博．同年名大・工・電子情報・助手，1998 同大・情報メディア教育センター・助教授，2004 同大・エコトピア科学研究機構，現在に至る．1997 年より 1998 年まで，ドイツカイザースラウテルン大・客員研究員，センサネットワーク，変復調理論，誤り制御，e ラーニングなどの研究に従事．1995 年本会学術奨励賞受賞．情報理論とその応用学会，IEEE 各会員．

片山　正昭　（正員）

1981（昭 56）阪大・工・通信卒．1986（昭 61）同大大学院博士課程了．工博．同年豊橋技術科学大助手．1989（平元）阪大・講師．1992（平 4）名大・講師，1993（平 5）助教授，2001 年 7 月教授．現在，名大・エコトピア科学研究機構教授（工学研究科電子情報システム専攻兼担）．1995 年 10 月より 1996 年 4 月まで，名大工学部との学術交流協定により，米国ミシガン大学アンアーバ校工学部電気電子計算機科学科に滞在．信号伝送と変復調理論，誤り制御，多元接続方式，トラヒック制御，ソフトウェア無線技術などの研究に従事．情報理論とその応用学会，IEEE，小型衛星研究会各会員．昭 61 本会篠原記念学術奨励賞受賞．