

DS-CDMA パケット移動通信の上りリンク容量に及ぼす送信電力制御と Rake 受信の効果

王 智森[†] 工藤 栄亮[†] 安達 文幸[†]

[†]東北大学大学院 工学研究科 〒980-8579 仙台市青葉区荒巻字青葉 05

E-mail: [†]wang@mobile.ecei.tohoku.ac.jp, [†]kudoh@ecei.tohoku.ac.jp, [†]adachi@ecei.tohoku.ac.jp

あらまし パケット通信では、パケット衝突が発生しても受信電力の大きいパケットが正しく受信されるというキャプチャ効果があることが知られている。ところで、DS-CDMA パケット移動通信では、パスロスやシャドウイングによる遠近問題やマルチパスフェージングが存在するために、帯域を拡散することによるリンク容量（収容可能なアクティブユーザの最大数）の増加を期待できない。そこで、遠近問題やマルチパスフェージングで生ずる受信電力変動を抑圧することが必要になる。このための技術として送信電力制御（TPC）と Rake 受信が知られている。ここで注意しなければならないことは、受信電力変動幅の抑圧とキャプチャ効果とはトレードオフの関係にあるということである。本論文では、DS-CDMA パケット移動通信の上りリンク容量に及ぼす TPC と Rake 受信の効果を計算機シミュレーションにより明らかにしている。その結果、低速 TPC ではリンク容量を最大とするパス数が存在し、最大リンク容量は高速 TPC より大きくなること、TPC を用いない場合と高速 TPC のときのリンク容量はパス数にかかわらずほぼ一定となることが分かった。低速 TPC を用いるときのリンク容量が高速 TPC より大きくなる理由は、高速 TPC では受信電力が一定になってしまうのでキャプチャ効果を期待できないが、低速 TPC では遠近問題のみを解決してフェージングの抑圧を Rake 受信に任せているので、キャプチャ効果が得られる程度の適度な受信電力変動を残しているからである。一方、TPC を用いないときのリンク容量は、高速 TPC および低速 TPC に比べ著しく低下する。

キーワード 無線パケット通信, TPC, ALOHA/DS-CDMA, リンク容量

Effect of TPC and Rake receiver on Uplink Link Capacity of DS-CDMA Packet Mobile Communication

ZhiSen WANG[†] Esuki KUDOH[†] and Fmiyuki ADACHI[†]

[†]Electrical and Communication Engineering Graduate School of Tohoku university
05 Aza-Aoba, Aramaki, Aoba-ku, Sendai, 980-8579 Japan

[†]wang@mobile.ecei.tohoku.ac.jp, [†]kudoh@mobile.ecei.tohoku.ac.jp, [†]adachi@ecei.tohoku.ac.jp

Abstract It is known that there exists the so-called capture effect in packet mobile communication, which means that the packet with the large receiving power can be correctly received even when packet collision occurred. In DS-CDMA packet mobile communication, however, the link capacity (the maximum number of accommodating active users) is decreased by near-far problem and multi-path fading. Therefore, it is necessary to suppress the receiving power fluctuation caused by near-far problem and multi-path fading. An effective technique to solve this problem is transmit power control (TPC) and Rake combining. However, it should be noticed there is a tradeoff between the suppression of receiving power fluctuation and capture effect. In this paper, the effect of TPC and Rake combining for link capacity is evaluated by computer simulation. The results show that, in slow TPC there is an optimum number of paths to maximize link capacity, that is larger than that in fast TPC. This can be accounted by that no capture effect is obtained in fast TPC for the constant receiving power, while in slow TPC there exists certain receiving power fluctuation to obtain capture effect, since multi-path fading fluctuation is not perfectly suppressed. Secondly, it is found that in fast TPC and without TPC, the link capacity is not dependent on the number of paths. Also the link capacity without TPC is apparently smaller than that both with fast and slow TPC.

Keyword Wireless packet communication, TPC, ALOHA/DS-CDMA, Link capacity

1. まえがき

最近の移動通信では、通信サービスの比重が音声通話からパケットデータ通信へと移行しつつある。これに応えるため、高速パケットデータ通信を可能にした第3世代移動通信システム（IMT-2000 システム）が標準化された。IMT-2000 システムでは DS-CDMA 無線技術が採用されている[1]。ところで、パケット通信では、衝突によるパケット損失によってスループット低下を招く。衝突した複数のパケット間の電力差が小さい場合には両パケットとも損失してしまうが、パケット受

信電力差が大きい場合には受信電力の大きなパケットの伝送は成功するというキャプチャ効果が得られ、衝突によるスループット低下を緩和することができることが知られている。

DS-CDMA では拡散符号間の擬似直交性（下りリンクでは完全直交）を利用してマルチアクセスを可能としている。しかし、移動通信ではパスロスやシャドウイングによる遠近問題やマルチパスフェージングが存在するために大きな受信電力差が発生し、拡散符号のユーザ分離能力を遥かに超える他ユーザ干渉が発生してしまう。そこで DS-CDMA では、マルチパスフェージングを抑圧するために Rake 受信と送信電力制御

(TPC)を用いることが必須である。TPCには、シャドウィング変動に追従する低速TPCと、フェージング変動に追従する高速TPCとがある。Rake受信のみではフェージング変動が残留すること、パスロスとシャドウィングを抑圧できないことから、IMT-2000では高速TPCを併用している。

ところで、先に述べたようにパケット通信では、受信電力変動を許容すればキャプチャ効果を期待できる。しかし、ここで注意しなければならないことは、受信電力変動幅の抑圧とキャプチャ効果とはトレードオフの関係にあるということである。受信電力が一定となるように送信電力を制御するのが高速TPCである。このことは、高速TPCを用いるとパケットキャプチャ効果がまったく得られないということを示している。一方、低速TPCではフェージング変動が残留するが、Rake受信によりフェージング変動幅を低減できる。このことは、DS-CDMAパケット通信では、キャプチャ効果を期待できる低速TPCが高速TPCより高いリンク容量を確保できるだろうということを示唆している。もちろん、Rake受信効果は伝搬路のパス数に依存するので低速TPCのリンク容量は伝搬路のパス数に依存するだろうということも予想できる。

ところがDS-CDMAに関するこれまでの検討のほとんどが、高速TPCを対象としたものである。文献[1]では、パケットモードと連続モード通信ユーザが共存するときの高速TPCの制御遅延がリンク容量にどのような影響を及ぼすかを理論検討している。文献[2]ではRake受信を用いない高速TPCを適用した場合のリンク容量を理論検討している。著者らの知る限り、キャプチャ効果に影響を与えるRake受信とTPCを併用したDS-CDMAパケット通信のリンク容量について、Rake受信とTPCがどのような効果を及ぼすか検討した例はこれまで見当たらない。

本論文では、ALOHA方式を用いるDS-CDMAパケット移動通信を対象に、上りリンク容量に及ぼすTPCとRake受信の効果を明らかにすることを目的としている。まず、第2章でスループットと劣化率について述べ、第3章でスループットの計算手法を示す。第4章で伝送系モデルを述べ、受信信号電力対雑音+干渉電力比(SINR)の数式表現を示す。第5章では、リンク容量を求める計算機シミュレーション手法を説明する。第6章でシミュレーション結果を述べ、上りリンク容量に及ぼすTPCとRake受信の効果について考察する。第7章はむすびである。

2. スループットと劣化率

移動通信ではサービスエリアが面的に広がっている。サービスエリア内の全ての場所において所要のサービス品質(QoS)を確保することは困難である。そこで、実際には、ある確率で所要の通信品質を満たさなくなることを許容したシステム設計が行われる。ここで、所要のQoSを満たさなくなる確率を劣化率、許容される劣化率を許容劣化率と呼ぶ。本論文では、許容劣化率を満足する最大ユーザ数をリンク容量と定義する。

パケット通信では、受信パケットに誤りを検出したとき再送要求する自動再送要求(ARQ)が用いられる。

パケット通信におけるQoSは、再送回数を制限したときの最終パケット誤り率とスループットを満たさない劣化率として定義できよう。本論文では、非リアルタイム系通信を対象とし、再送回数を制限しないARQを考える。この場合は最終パケット誤り率を0にすることができるので所要のスループットを満たさないときに劣化となる。スループット S は以下のように表される。

$$S = 1 - p \quad (1)$$

ここで、 p は平均パケット誤り率である。所要スループットを S_{req} としたとき、劣化率 Q は次式で定義される。

$$Q = \text{Prob}[S < S_{req}] \quad (2)$$

パケット通信に参加しているアクティブユーザ数が多くなるにつれ他ユーザ干渉が増加するためパケット誤り率が増加するから、劣化率も増加する。許容劣化率 Q_{req} を超えない最大のアクティブユーザ数を、本論文ではリンク容量と定義している。

3. スループットの計算手法

ARQを用いるときには再送パケットが存在するから、送信パケットには真のパケットと再送パケットが混在することになる。パケット誤り率を求めるためには真のパケットと再送パケットの和の発生率を知らなければならない。本論文では、再送を含めたパケット発生がランダムであると仮定(実際には再送パケットはランダムではないが、再送がランダムに近くなるように再送パケットの送信をランダム化しているものとする)して、真のパケット発生率が λ_0 であるときの再送を含めたパケット発生率 λ の計算手法を示す。

アクティブユーザは無線セル内に一様に分布しているものとする。伝搬路にはパスロス、シャドウィングロスとフェージングがある。シャドウィングロスとフェージングはユーザの位置には依存しないものとする。

3.1 TPCありの場合

高速TPCあるいは低速TPCを用いる場合には、パスロスによる受信電力の変動が補償されるので、全アクティブユーザの平均パケット誤り率は等しくなり、したがって再送を含めたパケット発生率も等しくなる。アクティブユーザ数が K で真のパケット発生率が λ_0 であるとき、再送を含めたパケット発生率 λ と平均パケット誤り率 $p(K, \lambda)$ は次式の関係にある。

$$\lambda = \frac{\lambda_0}{1 - p(K, \lambda)} \quad (3)$$

$p(K, \lambda)$ は次式により計算できる。

$$p(K, \lambda) = \sum_{k=0}^{K-1} p_k \cdot \binom{K}{k} \lambda^k (1 - \lambda)^{K-k} \quad (4)$$

ここで、 p_k は、 K ユーザ中の k ユーザのパケットが衝突しているときの条件付平均パケット誤り率である。

$\binom{K}{k} = \frac{K!}{k!(K-k)!}$ は2項係数である。

もし、アクティブユーザ数 K と真の packets 発生率 λ_0 が与えられたとき、式(3)の条件を満たす packets 誤り率 $p(K, \lambda)$ を何らかの方法で求めることができたとしても、このとき、式(1)よりスループット S は次式により求められる。

$$S = 1 - p(K, \lambda) = \lambda_0 / \lambda \quad (5)$$

ところで、式(3)は、平均 packets 誤り率 $p(K, \lambda)$ と再送を含めた packets 発生率 λ が相互に関係していることを示しており、アクティブユーザ数 K と真の packets 発生率 λ_0 が与えられたときのスループットを求めることが解析的に容易でないことを物語っている。そこで、式(3)を次のように変形する。

$$p(K, \lambda) = 1 - \lambda_0 / \lambda \quad (6)$$

本論文では、再送を含めた packets 発生率 λ のさまざまな値に対する平均 packets 誤り率 $p(K, \lambda)$ を式(4)を用いて計算する。そして $1 - \lambda_0 / \lambda$ と等しくなる $p(K, \lambda)$ の値を探索する。この値が、真の packets 発生率が λ_0 であるときの平均 packets 誤り率を与える。式(5)よりスループットが計算できる。

次に packets 長が N ビットであるときの平均 packets 誤り率の計算法を示す。瞬時 SINR が γ であるときのビット誤り率を $p_b(\gamma)$ とすると、packets 誤り率 $p(\gamma)$ は次式で計算できる。

$$p(\gamma) = 1 - [1 - p_b(\gamma)]^N \quad (7)$$

BPSK 同期検波を仮定すると、 $p_b(\gamma)$ は次式で与えられる。

$$p_b(\gamma) = \frac{1}{2} \operatorname{erfc} \sqrt{\gamma} \quad (8)$$

ここで $\operatorname{erfc}(x) = (2/\sqrt{\pi}) \int_x^\infty e^{-x^2} dx$ は誤差補関数である。これより、 k 個の packets が衝突したときの条件付平均 packets 誤り率 p_k を求める。高速 TPC のときは全ての packets 受信電力は常に一定であるので、条件付平均 packets 誤り率 p_k を求めるのは簡単である。一方、低速 TPC ではフェージングによる受信電力変動が残るので、 p_k の計算はやや複雑である。次に、式(4)より $p(K, \lambda)$ を計算する。これより、式(6)を満たす λ と平均 packets 誤り率 $p(K, \lambda)$ を求めることができるので、式(5)よりスループットが計算できる。

3.2 TPC なしの場合

パスロス、シャドウイングおよびフェージングが存在するためにユーザ毎に受信 SINR が異なる。このため、再送を含めた packets 送信を忠実に計算機シミュレーションを実行して packets スループットを求めることが必要である。

真の packets 発生率 λ_0 に基づいてユーザ毎に packets を発生させて送信する。そして、ユーザ毎に受信 SINR を求め packets 誤りを発生させる。packets 誤りが発生した場合にはランダムな送信タイミングで再送 packets を送信する。本論文では packets 長にわたって受信電力は一定であるというブロックフェージングを仮定している。packets 送信間隔は十分離れている

ものとし、各 packets 受信時のフェージングは独立であるものとした。各ユーザのパスロス（すなわちユーザ位置を固定）およびシャドウイングを与えたときについて、フェージングによる受信電力のみが変化する環境で packets 送信を繰り返し、packets 誤り率（式(4)の $p(K, \lambda)$ に相当）を求め、式(5)よりスループットを得る。以上の試行をシャドウイングロス及びユーザの位置を変えて（すなわちパスロスを変えて）繰り返すことで、スループットの集合を得る。得られたスループットの集合より、劣化率 Q が式(2)より計算できる。

4. 伝送系モデル

伝送系のブロック図を図1に示す。移動局から基地局への上りリンクを対象とする。BPSK データ変調を用いるものとし、基地局では理想的な最大比合成 RAKE 受信が行えるものと仮定する。

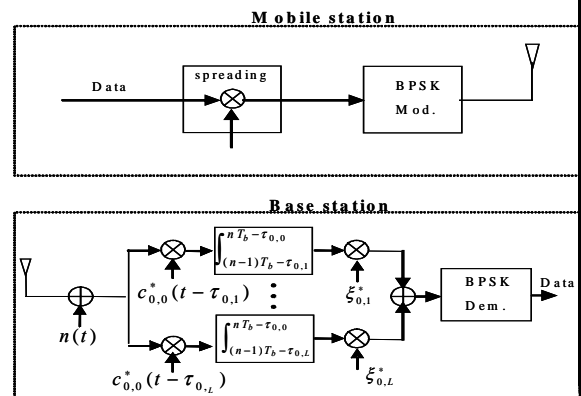


図1 送受信系モデル。

4.1 送信信号

k 番目のユーザの送信信号 $s_k(t)$ は、等価低域表現を用いると次式のように表すことができる。

$$s_k(t) = \sqrt{2S_k} d_k(t) c_k(t) \quad (9)$$

ここで S_k はセル端で換算した平均送信電力であり、 $d_k(t)$ は k 番目のユーザの送信データシンボル波形、 $c_k(t)$ は k 番目のユーザの拡散符号波形であり、それぞれ次式のように表すことができる。

$$\begin{cases} d_k(t) = \sum_{j=1}^N d_{k,j} u(t/T_b - j) \\ c_k(t) = \sum_{i=1}^{N \cdot SF} c_{k,i} u(t/T_c - i) \end{cases} \quad (10)$$

ここで、 T_b は 1 ビット長、 T_c は拡散符号のチップ長、 N は 1 packets あたりのビット数、 SF は拡散率である。 $\{d_{k,j}\}$ 及び $\{c_{k,i}\}$ は、それぞれ k 番目のユーザの j 番目の送信データシンボル及び i 番目の拡散符号チップである。 $u(x)$ は次式で表される矩形パルス関数である。

$$u(x) = \begin{cases} 1 & \text{if } 0 \leq x \leq 1 \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \quad (11)$$

4.2 受信信号

距離に依存するパスロス、遮蔽物などによって発生するシャドウイングロスとフェージングの積で表される伝搬モデルを考える。フェージングは、 L 個のパスからなる等平均電力の周波数選択性レイリーフェージングであるものと仮定する。基地局における受信信号 $r(t)$ の等価低域表現は次式ようになる。

$$\begin{aligned} r(t) &= \sum_{k=0}^{K-1} \int_{-\infty}^{\infty} h(\tau, t) \beta_k s_k(t - \tau) d\tau + n(t) \\ &= \sum_{k=0}^{K-1} \beta_k \sqrt{2S_k r_k^{-\alpha} 10^{-\frac{\eta_k}{10}}} \\ &\quad \times \sum_{l=1}^L \xi_{k,l} d_{c,k}(t - \tau_{k,l}) c_k(t - \tau_{k,l}) + n(t) \end{aligned} \quad (12)$$

ここで、 K はアクティブユーザ数、 r_k はセル半径で正規化した移動局と基地局間距離、 $r_k^{-\alpha}$ は距離に依存するパスロス、 α は伝播損失指数 (path loss exponent)、 η_k はシャドウイングロス (dB) である。 $\xi_{k,l}$ は遅延時間が $\tau_{k,l}$ で表されるユーザ k と基地局との間の第 l パスの複素パス利得であり、平均値 0 の複素ガウス過程である。ただし、一様電力遅延プロファイルを仮定しているので、 $E[|\xi_{k,l}|^2] = 1/L$ である。ここで、 $E[\cdot]$ は集合平均を表す。伝送速度がフェージングよりも十分速いものとし、1 パケット長内で複素パス利得が一定であるブロックフェージングを仮定する。また、 $n(t)$ は、平均 0 で分散 $2(N_0/T_c)/SF = 2N_0/T_b$ の複素ガウス過程雑音であり、 N_0 は背景雑音の片側電力スペクトル密度である。 β_k は k 番目のユーザの送信状態を表す。

$$\beta_k = \begin{cases} 1 & \text{送信時} \\ 0 & \text{非送信時} \end{cases} \quad (13)$$

いま一般性を失うことなく、 $k=0$ 番目のユーザを希望ユーザとし、 n 番目の情報シンボルを復調する場合を考える。各パスに同期して理想的な逆拡散が行われると仮定する。Rake 合成後の信号 $\hat{r}(n)$ は次式のように表される。

$$\begin{aligned} \hat{r}(n) &= \sqrt{2S_0 r_0^{-\alpha} 10^{-\frac{\eta_0}{10}}} d_0 \sum_{l=1}^L |\xi_{0,l}|^2 \\ &\quad + \sqrt{2S_0 r_0^{-\alpha} 10^{-\frac{\eta_0}{10}}} d_0 \sum_{j=1}^L \left(\xi_{0,j}^* \sum_{l=1}^L \xi_{0,l} \frac{1}{SF} \sum_{l=1}^{SF} c_{0,l} c_{0,j}^* \right) \\ &\quad + \sum_{k=1}^{K-1} \beta_k \sqrt{2S_k r_k^{-\alpha} 10^{-\frac{\eta_k}{10}}} d_k \sum_{j=1}^L \left(\xi_{0,j}^* \sum_{l=1}^L \xi_{k,l} \frac{1}{SF} \sum_{l=1}^{SF} c_{k,l} c_{0,j}^* \right) \\ &\quad + \sum_{j=1}^L \left(\xi_{0,j}^* \cdot \frac{1}{SF} \sum_{j=1}^{SF} c_{0,j}^* \right) \cdot \int_{(n-1)T_b - \tau_{k,l}}^{nT_b - \tau_{k,l}} n(t) dt \end{aligned} \quad (14)$$

ここで、式(14)の第 1 項は希望信号成分、第 2 項は希望ユーザのパス間干渉成分、第 3 項は他ユーザからの干渉成分、第 4 項は雑音成分である。いま、拡散符号としてランダム符号を仮定すると $\sum_{j=1}^{SF} c_{k,l} c_{0,j}^*$ は 2 項

分布に従うので、十分大きな SF では中央極限定理により、パス間干渉と他ユーザ干渉は共に複素ガウス変数に近似できる。いま、 k 番目のユーザの 1 ビット当たりの送信エネルギーを E_{bTk} とすると、 $S_k T_b = E_{bTk}$ であ

ることから、希望信号の受信 SINR γ は次式で表される。

$$\gamma = \frac{\frac{E_{bT0}}{N_0} r_0^{-\alpha} 10^{-\frac{\eta_0}{10}} \left(\sum_{j=1}^L |\xi_{0,j}|^2 \right)^2}{\sum_{j=1}^L |\xi_{0,j}|^2 + \frac{E_{bT0}}{N_0} r_0^{-\alpha} 10^{-\frac{\eta_0}{10}} \frac{1}{SF} \sum_{j=1}^L \sum_{l=1}^L |\xi_{0,l} \xi_{0,j}^*|^2 + \sum_{k=1}^{K-1} \beta_k \frac{E_{bTk}}{N_0} r_k^{-\alpha} 10^{-\frac{\eta_k}{10}} \frac{1}{SF} \sum_{j=1}^L \sum_{l=1}^L |\xi_{k,l} \xi_{0,j}^*|^2} \quad (15)$$

4.3 TPC を用いるときの SINR

(1) 高速 TPC

理想高速 TPC を仮定する。理想高速 TPC では、基地局における瞬時受信信号電力が一定になるように移動局の送信電力が制御される。基地局における

1 ビット当たりの受信信号エネルギー対雑音電力スペクトル密度比で表した TPC ターゲット値を $(E_{br}/N_0)_t$ とすると、 k 番目のユーザの 1 ビット当たりの送信エネルギー対雑音電力密度比 E_{bTk}/N_0 は次式で表される。

$$\frac{E_{bTk}}{N_0} = \frac{\left(\frac{E_{br}}{N_0} \right)_t}{r_k^{-\alpha} 10^{-\frac{\eta_k}{10}} \left(\sum_{j=1}^L |\xi_{k,j}|^2 \right)^2} \quad (16)$$

式(16)を式(15)に代入すると、高速 TPC を用いるときの受信 SINR γ が次式のように求まる。

$$\gamma = \frac{\left(\frac{E_{br}}{N_0} \right)_t}{\sum_{j=1}^L |\xi_{0,j}|^2 + \frac{\left(\frac{E_{br}}{N_0} \right)_t}{SF} \sum_{j=1}^L \sum_{l=1}^L |\xi_{0,l} \xi_{0,j}^*|^2 + \frac{\left(\frac{E_{br}}{N_0} \right)_t}{SF} \sum_{k=1}^{K-1} \beta_k \sum_{j=1}^L \sum_{l=1}^L |\xi_{k,l} \xi_{0,j}^*|^2} \quad (17)$$

(2) 低速 TPC

理想的な TPC を仮定する。理想低速 TPC ではパスロスとシャドウイングロスを理想的に補償するよう移動局の送信電力が制御される。1 ビット当たりの平均受信エネルギー対雑音電力スペクトル密度比で表した TPC ターゲット値を $(\bar{E}_{br}/N_0)_t$ とすると、 k 番のユーザの 1 ビット当たりの平均送信エネルギー対雑音電力スペクトル密度比 \bar{E}_{bTk}/N_0 は次式のように表される。

$$\frac{\bar{E}_{bTk}}{N_0} = \frac{\left(\frac{\bar{E}_{br}}{N_0} \right)_t}{r_k^{-\alpha} 10^{-\frac{\eta_k}{10}}} \quad (18)$$

式(18)を式(15)代入すると、低速 TPC を用いるときの受信 SINR γ が求まる。

$$\gamma = \frac{\left(\frac{\bar{E}_{br}}{N_0}\right)_t \left(\sum_{j=1}^L |\xi_{0,j}|^2\right)^2}{\sum_{j=1}^L |\xi_{0,j}|^2 + \frac{\left(\frac{\bar{E}_{br}}{N_0}\right)_t}{SF} \sum_{j=1}^L \sum_{l=1, l \neq j}^L |\xi_{0,j} \xi_{0,l}^*|^2 + \frac{\left(\frac{\bar{E}_{br}}{N_0}\right)_t}{SF} \sum_{k=1}^{K-1} \beta_k \sum_{j=1}^L \sum_{l=1}^L |\xi_{k,l} \xi_{0,j}^*|^2} \quad (19)$$

5. 計算機シミュレーション手法

モンテカルロシミュレーションにより上りリンク容量を求める。表 1 にシミュレーション諸元を示す。理想的に動作する低速 TPC および高速 TPC, 伝搬路のパス数と等しい数のフィンガ数の理想 Rake 受信を仮定している。また雑音による劣化を無視できるように N_0 は十分小さいものとしている。図 2 は上りリンク容量を導出するモンテカルロシミュレーションのフローチャートである。以下これを説明する。

アクティブユーザ数 K を $K=1$ に設定する。

K 人のアクティブユーザがいる場合のスループットを 3 節で示した方法で求める。ここで TPC ありのときはスループットは一意に決まるが TPC なしの際には確率変数となる。

スループットが所要スループットより小さくなる確率を劣化率として求める。ただし、TPC ありの場合にはスループットは確率変数ではないので、劣化率 Q は 0, または 1 の値を取ることになる。

で求めた劣化率 Q が許容劣化率 Q_{req} 以下の場合には、ユーザ数を $K+1$ として ② に戻る。劣化率 Q が許容劣化率 Q_{req} となる K をリンク容量とする。

表 1 シミュレーション条件

User distribution		Uniform
Propagation channel	Fading	Block Rayleigh
	Number of paths	$L=1 \sim 16$
	Path loss exponent	$\alpha=3.5$
	Standard deviation of Shadowing	7dB
Transmitter and receiver	Data modulation and demodulation	BPSK with Coherent detection
	TPC	Fast, slow, and no TPC
	Spreading factor	$SF=1 \sim 512$
Packet	Length	$N=512$ bits
	Data packet generation probability	$\lambda_0=0.05$
QoS	Required throughput	$S_{req}=0.9$
	Allowable outage probability	$Q=0.1$

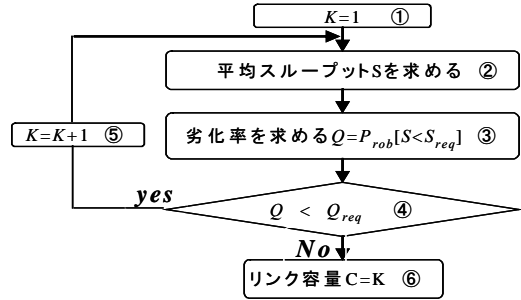


図 2 リンク容量の導出法

6. シミュレーション結果と考察

低速 TPC に Rake 受信を併用するときの受信電力変動は伝搬パス数に依存するので、伝搬パス数によってキャプチャ効果の大きさが異なるはずである。そこで、次に伝搬パス数とリンク容量の関係を求める。また、拡散率 SF が大きいほど許容干渉電力が大きくなるので、キャプチャ効果は SF にも依存することが予想される。したがって、 SF とリンク容量との関係についても求める。

6.1 パス数 L の影響

図 3 に $SF=32$ の場合のパス数対拡散率で正規化した正規化リンク容量の関係を示す。高速 TPC のリンク容量はパス数に依存しないことが分かる。これは他ユーザ干渉の大きさはパス数には依存しないこと、さらに希望ユーザのパス間干渉の影響が小さいことからである。一方、低速 TPC のリンク容量は、パス数 L が多くなるほど増加し、 $L=3$ で最大となる。さらに、パス数 L が 4 以上になるとリンク容量が低下していくことが分かる。低速 TPC はパスロスとシャドウィングによる変動を補償するが、フェージングによる変動は残っている。パス数が $L=1$ のときには Rake 受信の効果を得られないからユーザ間の受信電力差が大きすぎ、キャプチャ効果を他ユーザ干渉によるパケット誤りの増加がオフセットしてしまうため、リンク容量は小さい。しかし、パス数が多くなるにつれ Rake 受信により受信電力の変動幅が狭くなるのでユーザ間の受信電力差が小さくなり、他ユーザ干渉の影響が小さくなると共にキャプチャ効果が大きくなるためリンク容量が増加していく。 L が 2 以上になると高速 TPC のリンク容量より大きなリンク容量を達成できる。しかし、 L が 4 以上になると Rake 受信後の受信電力変動が小さくなるのでキャプチャ効果が失われてしまい、リンク容量が高速 TPC の容量に近づく。

一方、TPC なしのリンク容量はパス数に関わらずほぼ一定となっている。これはユーザ位置に依存したパスロスとシャドウィングロスの影響がフェージングによる影響よりはるかに大きいためである。ユーザ間の受信電力差が大きいので、同時送信できるユーザ数はほぼ 1 人にしかならないため、低速あるいは高速 TPC を用いる場合に比べてかなりリンク容量が小さい。

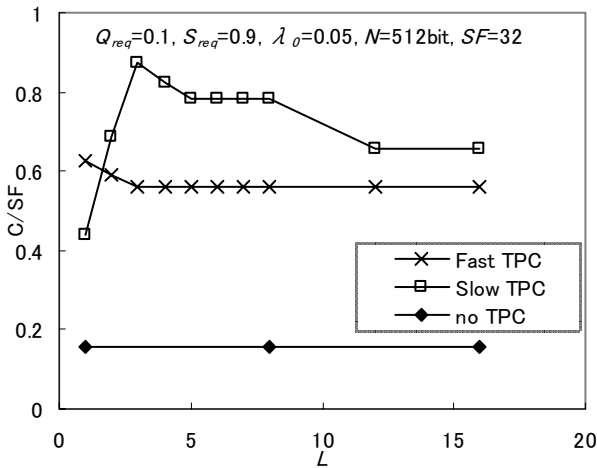


図3 パス数 L 対リンク容量 ($SF=32$) .

6.2 拡散率 SF の影響

まず、伝搬路のパス数が $L=2$ であるときの拡散率 SF 対正規化リンク容量の関係性を求めた結果を図4に示す。高速 TPC のリンク容量は、 SF が 8 以下では 0 になる。これは SF が小さいため、希望ユーザ信号自身のパス間干渉の影響が大きいからである。 SF が 8 以上に大きくなるとリンク容量が増加し始め、32 以上では正規化リンク容量は飽和し、およそ 0.6 になる。

パケット発生はランダムであると仮定しているので、同時通信可能なユーザ数を k とすると、次式を満たす C がリンク容量になる。

$$\sum_{i=1}^k \binom{C}{i} \lambda_0^i (1 - \lambda_0)^{C-i} = 1 - Q_{req} \quad (20)$$

上式から求まるリンク容量は $C=20$ となり、正規化リンク容量は $C/SF = 0.625$ となる。同様に、 $SF=64$ および 128 について正規化リンク容量を計算すると、それぞれ $C/SF=0.58$ および 0.575 になる。シミュレーション結果は計算結果と一致している。

一方、低速 TPC の場合には SF が大きくなるほどリンク容量が大きくなり、 SF が 30 程度以上になると高速 TPC の場合よりも大きなリンク容量が得られている。これは $L=2$ のときには Rake 受信はフェージング変動を充分補償できないが、 SF が大きくなればキャプチャ効果が得られる受信電力差の幅が大きくなるからである。さらに、 SF が 128 以上になると正規化リンク容量が下がる。これは許容できる干渉電力差の範囲内であればできるだけ大きな受信電力変動がある方がキャプチャ効果が大きくなるからであり、 SF が 128 以上になると許容できる干渉電力の差が受信電力の変動幅よりも大きくなりキャプチャ効果も小さくなってしまふからである。

なお、TPC なしのリンク容量はかなり小さい。これは先に述べたように、ユーザ間の受信電力差が大きすぎ、同時送信できるユーザ数が拡散率にかかわらずほぼ 1 人のみであるからである。

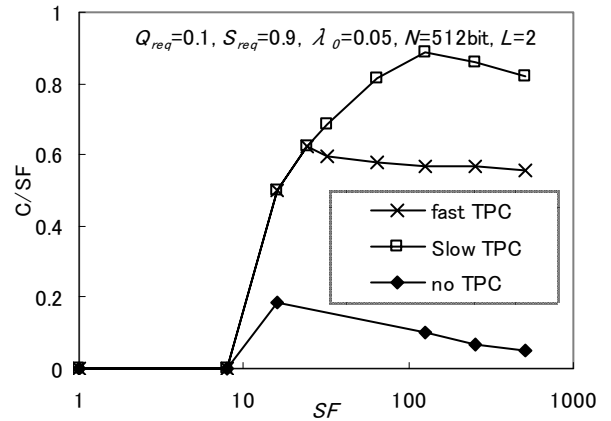


図4 パス数 L 対リンク容量

最後に、低速 TPC についてキャプチャ効果と拡散率及びパス数の関係を明らかにするため、拡散率をパラメータとしたパス数対正規化リンク容量の特性を図5に示す。拡散率が大きくなるほど正規化リンク容量が最大となるパス数が小さくなっている。このことは以下のように説明できる。拡散率が大きいほど許容できる干渉電力差が大きくなる。許容できる干渉電力差の範囲内であればできるだけ大きな受信電力の変動であるほど大きなキャプチャ効果が得られる。一方、パス数 L が小さいほど Rake 受信効果が小さくなり受信電力の変動幅が大きいためである。

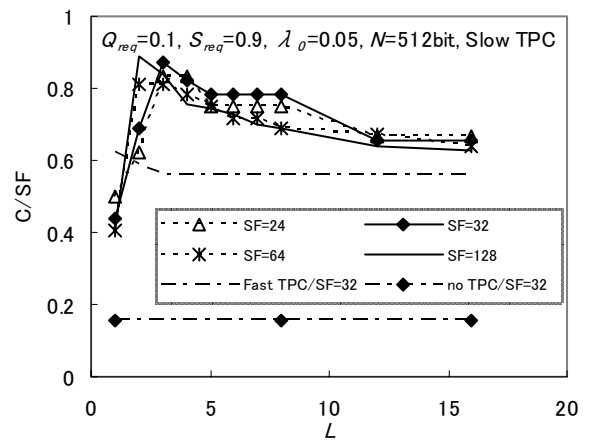


図5 低速 TPC のときの拡散率対リンク容量 .

7. 結び

受信電力変動幅の抑圧とキャプチャ効果とはトレードオフの関係にある。本論文では、受信電力変動を抑圧する Rake 受信と TPC という 2 つの技術を対象に、DS-SS パケット移動通信の上りリンク容量を計算機シミュレーションにより求め、Rake 受信と TPC の効果を明らかにした。本論文で得られた結果をまとめると以下ようになる。

遠近問題のみを解決してフェージングの抑圧を Rake 受信に任せる低速 TPC がリンク容量を最大にできる。これは、キャプチャ効果が得られる程度に適度な受信電力変動を残すことができるからである。

高速 TPC では受信電力を一定にしてしまうのでキャプチャ効果が得られない。高速 TPC の場合と TPC を用いない場合のリンク容量はパス数にかかわらずほぼ一定である。TPC を用いないときのリンク容量は、高速 TPC および低速 TPC に比べ著しく低下する。

参考文献

- [1] D. K. Kim and F. Adachi. "Performance analysis of closed-loop link power control for packet transmission over DS-CDMA in a multipath fading environment" IEICE Trans. Commun., vol. E84-B, pp. 2635-2643, Sept., 2001.
- [2] J. C. Arnbak and W. van Blitterswijk, "Capacity of a slotted ALOHA in Rayleigh fading channels," IEEE J. Selected Areas Comm., Vol. SAC-5, pp. 261-299, Feb. 1987.
- [3] R. Prasad, "Performance analysis of mobile packet radio network in real channels with inhibit multiple access," IEE Proceedings-I, Vol. 138, No.5, pp. 458-464, Oct. 1991.

正規化リンク容量を近似計算で求めてみる。同時送信ユーザ数を k とすると、拡散率が大きいのでパス間干渉を無視して式(15)より受信 SINR を求めると、 $\gamma \approx SF/k$ となる。 $SF=32$ 、 $N=512$ ビット、 $S_{req}=0.9$ の時の所要 SINR は $\gamma_{req}=6.89$ であるので、同時送信ユーザ数は $k=5$ となる。

- [1] N. Abramson. "Wideband random access for the last mile" IEEE Personal communication, Vol. 3, No. 6, pp. 29-33, Dec. 1996.
- [5] W. C. Jakes, Jr., Ed, *Microwave mobile communications*, John Wiley & Sons, 1974.