

IEEE 802.11 MAC プロトコルを用いたマルチホップアドホックネットワークにおける時刻同期過程とその障害の解析

田中 久陽[†] 太田 大輔[†] 増形 惣[†] 長谷川 晃朗^{††}
デイビス ピーター^{††}

Analysis of Timing Synchronization Process and Its Bottleneck in Multi-Hop Ad Hoc Networks Using IEEE 802.11 MAC Protocol

Hisa-Aki TANAKA[†], Daisuke OHTA[†], Osamu MASUGATA[†], Akio HASEGAWA^{††},
and Peter DAVIS^{††}

あらまし IEEE802.11 を用いたアドホックネットワークの基本的構成要素の一つとして時刻同期が知られている。従来、時刻同期の問題において一つの閉じたネットワークの定常状態が想定されてきた。これに対し、本研究は他のセルから一つのノードがネットワークに参入する動的な状態を想定して、その同期過程に対し系統的なシミュレーション解析を行う。その結果、ある同期障害がしばしば生じ、同期完了までに長時間が必要となることが指摘される。以上の解析の結果、その同期障害の発生要因は、ネットワークのサイズと通信可能範囲の兼ね合いにより固有のビーコン伝搬の空間パターンが生成するためであることが示される。またこの発生要因の理解を手掛りに、この同期障害を解消する糸口も与えられる。

キーワード IEEE 802.11, アドホックネットワーク, 時刻同期, 同期障害, TSF

1. ま え が き

移動可能な端末からなり自律分散制御により端末間の通信を行う通信ネットワークとして無線アドホックネットワークが注目されている。そこでは端末（以下では、ノードと呼ぶ）の小型化に伴い電力消費の制約が重要となっている。そのためノードを常に受信可能（awake）状態にしておくのではなく、周期的にスリープ（power save）状態にすることなどの工夫が行われる（例えば[1]の p.138, [2]を参照）。また従来の少数のノードからなるアドホックネットワークから発展して、最近では70ノードからなるアドホックネットワークの屋外実験が行われ[3]、大規模、高密度のアドホッ

クネットワークとセンサネットは一つの活発なトピックとなっている（例えば[2]~[9]）。

アドホックネットワークを構成する際に無線 LAN の標準規格である IEEE 802.11 のアドホックモードがよく用いられている。この IEEE 802.11（以降、802.11と略記する）のアドホックモードにおいて、アクセスポイント（AP）を必要としないノードの集団からなる独立基本サービスセット（IBSS: independent basic service set）が定義されている。一つの IBSS は他の IBSS との融合や新しいノードの追加を可能としているので、これらにより一つのアドホックネットワークの構成/維持が自律的に行われる。

ところが上記のように、より大規模なアドホックネットワークで自律分散通信を行おうとする際に様々な問題が生じている。例えば、より大規模なネットワークにおいては、必然的に複数のノードを経由する多段階のマルチホップ通信が必要となり、そのためにメディアアクセス制御（MAC: media access control）[10]とルーティング制御の効率的な方法を検討する必要が生じる。このメディアアクセス制御の問題の一つとし

[†] 電気通信大学電気通信学部電子工学科，調布市
Department of Electronic Engineering, The University
of Electro-Communications, 1-5-1 Chofugaoka, Chofu-shi,
182-8585 Japan

^{††} (株) 国際電気通信基礎技術研究所，京都府
ATR Adaptive Communications Research Laboratories, 2-
2-2 Hikaridai, Seika-cho, Soraku-gun, Kyoto-fu, 619-0288
Japan

て、時刻同期すなわち TSF (timing synchronization function) によるノード間の時刻同期が知られている。この TSF は例えば電源管理のタイミング同期等において必要であり、安定した通信を支える重要なネットワークの構成要素の一つである。

802.11 を用いるアドホックネットワークにおいては、TSF によりノード同士が定期的にビーコンを送信して、各ノードの時刻と IBSS の識別子などの情報を互いに参照し合う。その結果、時刻同期した一つのネットワークが維持/更新されている。ここで一つのノードに同時に複数のビーコンが到来する場合、ビーコン同士が衝突 (コリジョン) を生じるためいずれも受信されず、このとき時刻等の更新は行われぬ。また電力消費の観点からも、特定のノードのビーコン送信が頻発することを避けることが望ましい。以上の理由により、802.11 においては互いに通信可能な複数のノード間で競合 (コンテンション) を行うことによりすべてのノードが公平なビーコン送信を行うよう意図されている。

802.11 の TSF による時刻同期は以上のように自律分散的に達成される。したがって、どのような過程を経て全体の同期が達成され、また同期時にどれほどの精度の時刻同期が得られるかを明確にすることが必要である。これらについて、従来研究として例えばシングルホップの場合として [2]、更にマルチホップの場合として [11] が知られている。以上の [2]、[11] を含む時刻同期の研究においては、通常以下の 2 点が暗黙に仮定されている。

(1) 対象とするネットワークは一つの固定された IBSS であり、そこに他の IBSS から新たにノードが参入することは考えない。

(2) この閉じたネットワークにおいて、各ノードのタイマにははじめからわずかな周期誤差はあるが、その時間的揺らぎはなく全体として準定常的な状態となっている。

ところが実際にアドホックネットワークのおかれる環境においては、例えば新たなノードの参入や複数の IBSS の融合が生じる過渡状態は無視できない。このような動的な環境下での時刻同期の性能を評価することは、我々の知る限り、長谷川、デビスによる指摘 [12] を除けば、これまで看過されてきたようである。本論文の目的は上記のような動的な環境下での時刻同期に対し、その同期過程を明らかにし、そこで生じる障害を解明することである。現在端末はより小さく

なっていく傾向があり、より効率的な電源管理が必要となっている。そのために端末 (ノード) の通信可能範囲を可能な限り制限することも検討されている (例えば [13] 及びその文献を参照のこと)。以上を考慮して、本論文では各ノードが周期的に power save 状態になるもとの、各ノードの通信可能範囲を系統的に狭い場合から広い場合までを想定して、そこでの同期過程を解析する。

以下ではまず、2. で時刻同期の機構と問題設定、3. でこれに対するシミュレーション及びその結果について述べ、4. で観測された同期過程について解析を行う。最後に 5. で結論及び同期障害の解消方法について検討を行う。

2. 時刻同期の機構と問題設定

802.11 の時刻同期のプロセスは TSF により直接に規定される部分と、電源管理やノードの配置等により間接的に影響を受ける部分からなる。以下では、まず TSF の機構について述べ、更に問題設定として、ノードの電源管理と空間配置について説明する。

2.1 802.11 アドホックモードにおける時刻同期の機構

各ノードの TSF は 64 bit のカウンタ (一つのカウンタは $1 [\mu\text{s}]$) を管理しており、この値が各ノードの時刻 (すなわち、TSF タイマ) に相当する。基地局モードの場合、基地局から周期的に送信されるビーコンに含まれる時刻情報に従い各ノードは時刻を更新する。これに対しアドホックモードにおいては、基地局が存在しないため、ノード同士でビーコンを送受信してそれぞれの時刻を更新していく必要が生じる。その際、ビーコンをむやみに送信するオーバーヘッドを避ける工夫も必要となる。このために 802.11 アドホックモードの TSF はノード同士で競合を行い、その結果ビーコンを送信するノードを選出する方法を採用している。以上の機構は具体的には次の (1) - (5) のように規定されている。

(1) 各ノードは周期的にある時刻で次のビーコンを送信するまでの待機時間 (すなわち、バックオフタイマ) を設定する。このバックオフタイマの初期値は 0 からコンテンションウインドウ (CW) の 2 倍の値までの $2 \cdot CW + 1$ 個の整数からランダムに選ばれる。

(2) 各ノードは自身のバックオフタイマの値をカウントダウンしていき、これが 0 になった時点で、送信範囲内にあるすべてのノードに向けてビーコンを送

信する．

(3) バックオフタイマ値が0になる前に他のノードからビーコンを受信すると、その時点で予定していたビーコン送信をキャンセルする．

(4) ビーコンを受信されると、ノードは自身のTSF タイマと受信したビーコン内の時刻情報(タイムスタンプ)を比較し、受信したタイムスタンプの方が進んでいるときには自身のタイマを受信したビーコンのタイムスタンプの値に更新する．

(5) ビーコン送信を行ったノードのみ、その後次の awake 状態まで1 ビーコン周期間 awake 状態を継続し、power save 状態にならない．他のビーコンを送信しないノードは、その後 power save 状態となり、1 ビーコン周期の後再び awake 状態となる．ここで、1 ビーコン周期とは awake 状態と power save 状態の一つのサイクルに相当し、例えば 100 [ms] の長さをもつ．

2.2 問題設定

最も簡単な構成例として、図 1 のように縦横 L [m] \times L [m] の正方形領域内に多数のノードがランダムに配置されているケースを考える．ここでは十分広い空間を想定し、壁、天井等での電波の反射はないものとする．今、初期状態として各ノードは相互にTSF タイマを同期し全体の時刻同期が安定して得られているとする．ここで領域外部の他の隣接する IBSS からノード(図 1(a) のノード D) が速やかに領域内のある位置に参入したとする．この参入の仕方として、実際にノードが移動してくる場合、あるいは参入するノードのビーコン送信可能な範囲が時間的に変動したためにノードの位置は不変でありながら想定する領域内に影響が及んでくる場合の両者が考えられる．ここでは、問題の本質を損なわないことを考慮して両者を同一視して扱う．

以上のノード A, B, C の awake/power save 状態のサイクルの位相を ● で、ノード D のそれを ○ で表示している。

(2) ノード A, B, C はそれぞれ awake 状態のもとでビーコンの送信競合を行う。この例ではノード C が最小のバックオフタイムをもち、ビーコンを送信する。他のノード A, B はこれを受信し、それぞれのビーコン送信予定をキャンセルする。またノード C からのビーコンはノード D にも送信されるが、この例ではノード D は power save 状態であるため受信されない。以上のようにビーコン送信を行ったノード C は前述の TSF の定義に従い、次の awake 状態まで本来予定される power save 状態 (図 2 のノード C の点線部分に対応) にならず awake 状態を継続しようとする。

(3) 次に、ノード D が awake 状態となりビーコン送信を行う。このときノード D のビーコン送信可能範囲内においてノード C は awake 状態であるので、ビーコンを受信する。受信した結果、ノード C はノード D の時刻に同期し、本来 1 ビーコン周期の間 awake 状態を継続する予定をキャンセルし (図 2 のノード C の破線部分に対応) ノード D に同期した awake/power save 状態のサイクルを開始する。またノード D はビーコン送信を行ったので、その後 1 ビーコン周期の間 awake 状態を継続している。

以上の過程 (1) (2) (3) を経て、1 ビーコン周期の間にノード D の近傍でノード C が時刻の更新を完了する (図 1 (b))。次のビーコン周期において、ノード D の近傍 (ビーコン送信可能範囲) に加えノード C の近傍においても上記の過程が繰り返され、徐々に時刻の更新が領域内ノードに伝搬することになる。以上の説明から明らかに、この再同期の過程の遅速は参入したノードのもつ時刻、すなわち、awake/power save 状態のタイミングに依存する。もし参入したノードの awake/power save 状態のタイミングが領域内のノードのそれに十分近ければ、参入したノードの awake/power save 状態は領域内のノードのそれに近くなり、同時に awake 状態となる時間が存在する。このような場合には、参入したノードの近傍で複数のノードに再同期が進行し、短時間で全体の再同期が完了することが期待される。ところが、図 2 で示した例のように、参入したノードの awake/power save 状態のタイミングが領域内のノードのそれと異なり、互いに awake 状態となる時間をもたない場合には、再同期の過程は上で説明したとおり徐々に進行し、短時間で

は終了しないことが想像される^(注1)。

以上の再同期に必要な時間は上位のレイヤから通常たかだか数秒に収まることが要求される。そのために上記のような最悪のケースを検討することは、802.11 に基づいたマルチホップアドホックネットワークを構築する際に時刻同期からくる制約条件を明らかにすることになる。この目的から、以下では参入してくるノードの awake/power save サイクルの位相は他のノードのそれに対し逆相 (180 度の位相差) と設定する (図 2 のノード A, B とノード D の awake/power save サイクルを参照のこと)。そのもとで系統的に領域内のノード数と各ノードのビーコン送信可能半径 (R) を変化して、それぞれの場合においてどのような過程で同期に至り、またこれにどれほど時間を要するかをシミュレーションにより解析する。

3. 時刻同期過程のシミュレーションとその結果

ここではノード配置例として図 3 (a), (b), (c), (d) の 4 通りの場合を対象とする。図 3 (a) は図 1 (a) と同じく縦横 L [m] \times L [m] の正方形領域内に一様乱数に従ってランダムにノードを配置した場合である。図 3 (b), (c) はノードの存在密度がほぼ均一の一様分布に近い場合であり、それぞれノード間距離を (エリア面積/ノード数)^{1/2} \times 0.2, (エリア面積/ノード数)^{1/2} \times 0.8 以上とする条件下でランダムに配置している (このような配置方法については [8] を参照のこと)。図 3 (d) は図 3 (b), (c) の場合の理想化であり、一様分布のアレー状配置であり、(エリア面積/ノード数)^{1/2} \times 1.0 の等間隔で配置している。ここでエリア面積はいずれの場合も L^2 であり、これに対しノード数 N を一定と設定する。これにより以上のいずれの場合も空間平均したノード存在密度は等しくなる。以下のシミュレーションでは $L = 100, 120, 140, 160, 180, 200, 220$ [m] の場合につき、それぞれ $N = 6^2, 7^2, 8^2, 9^2, 10^2, 11^2, 12^2$ と設定する。すなわち、密度をほぼ一定 (~ 0.025 [1/m²])

(注1): 一つの IBSS 内では ATIM (announcement traffic indication message) ウィンドウの期間内に power save 状態のノードを含むすべてのノードを awake 状態にすることが可能である ([11], p.130)。この ATIM ウィンドウを十分長く設定 (最大 1 ビーコン周期) すれば、上記のような問題は回避されると考えられる。ところが ATIM ウィンドウを十分長く設定するということは、ネットワークの運用上、データを送ることができる時間が著しく制限されてしまうため困難である。また、これは常時すべてのノードが高い頻度で awake 状態となることであり冒頭で述べたように電力消費の制約の観点からも現実的とはいえない。

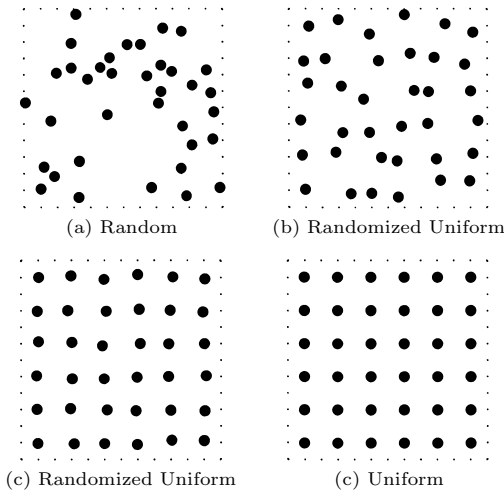


図3 ノード配置例

Fig. 3 Examples of node positioning.

としてシステムサイズを増加している。

シミュレーションの目的はこれらの場合の結果を比較することにより、システムサイズ(すなわちネットワークのマルチホップ性)あるいはノード配置が同期過程の詳細及び同期に要する時間にどのような影響を与えるかを明らかにすることである。

シミュレーションの初期条件として、上記のいずれの場合も参入する一つのノードを除くすべてのノードは時刻同期していて、したがって awake/power save サイクルの位相も同期しているとする。これに対し新たに参入するノードのみ他のノードより進んだ時刻をもち、これに対応する awake/power save サイクルの位相は他のノードのそれに対し逆相と設定する。また参入するノードの位置は図 3(a), (b), (c) の場合、領域内のノードの一つをランダムに選び、そのノードが参入したノードに相当するものとする。図 3(d) のアレー状の場合は以下で行う解析のためにその位置を領域の右端の特定の位置にあらかじめ固定した。

シミュレーションの終了条件は、各試行ごとに初期の二つの IBSS が一つに融合し、すべてのノードの時刻が一つに同期した時点とした。以下ではこのすべてのノードの時刻同期が完了した状態を完全同期と呼び、完全同期を達成するまでに要した時間を再同期時間と呼ぶことにする。

またシミュレーションではすべてのノードは移動しないと設定した。この設定は車々間通信等の高速移動ノードの場合には制約となるが、たかだか数秒オーダ

表 1 シミュレーションパラメータの設定
Table 1 Specifications of simulation parameters.

	シミュレーション1	シミュレーション2
Parameter	Value	Value
Channel Rate	1 Mbit/s	1 Mbit/s
Data	550 bit	550 bit
CW	15	15
Slot Time	50 μ s	50 μ s
Beacon Period	100 ms	100 ms
Transmission Delay	0 μ s	1 μ s, 50 μ s, 100 μ s
Clock Accuracy	$\pm 0\%$	$\pm 0.01\%$

の時刻同期のタイムスケールに比べ十分ゆっくりとした移動については第一近似として妥当であると考えられる。すなわち、まずノードの移動を無視できる単純な場合を想定し、そこでの時刻同期の過程の本質を明確にすることを当初の目標とする。また同様に、このシミュレーションにおいて、まず次の三つの簡略化を行った。

(1) ノードの通信可能範囲はすべてのノードで同様であり、IBSS 内で時間変化しないとする。したがってリンク特性は対称かつ定常的である。

(2) ビーコンの送受信における遅延は 1 ビーコンスロット長(今の場合 50 [μ s]) に比べ十分小さく、0 と近似できる。

(3) ノードの TSF タイマは時間的に一定の周期をもち、すべてのノードで同一の周期をもつとする。

以上のシミュレーション(これをシミュレーション 1 とする)に対し、上記の簡略化(2),(3)が成立しない場合のシミュレーションも別に行う(これをシミュレーション 2 とする)。これら両者の結果の比較を行い、シミュレーションの詳細に依存する部分と依存しない部分を明確にする。以上のシミュレーション 1 及びシミュレーション 2 に用いたパラメータは表 1 のとおりである。

以上のシミュレーションは C 言語によるプログラムを自作し行った。これらのプログラムは下記の URL [15] で公開されている。なお、理論値の得られている場合の種々のケースで理論値とシミュレーション結果の比較を行いプログラムの信頼性を確認しており、その範囲で問題は認められない。

3.1 同期時間の通信範囲依存性

以上に述べた設定のもとで領域の大きさ L を固定し、ノードの通信可能範囲 R を狭い場合から広い場合までのそれぞれの場合に対し 10000 回シミュレーションを行った。その結果、完全同期までに要した時

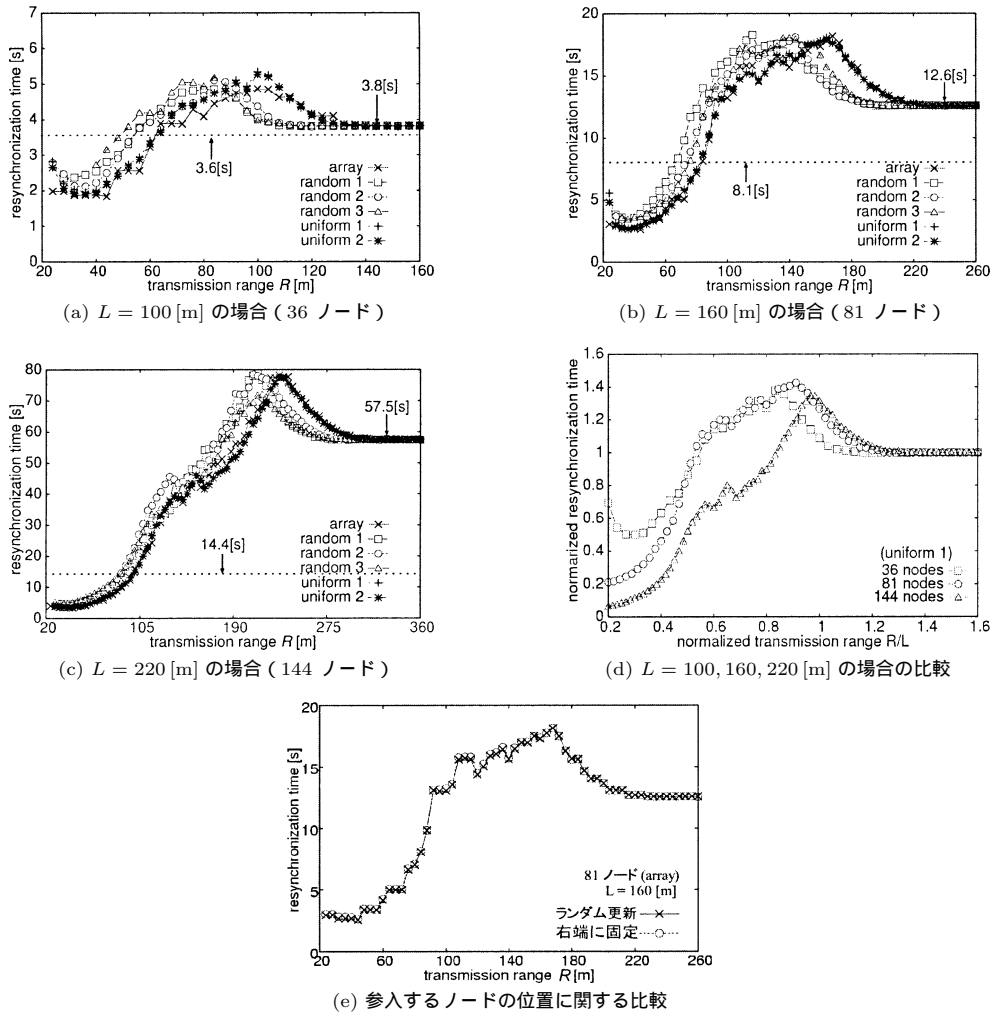


図 4 平均再同期時間の通信可能範囲依存性

Fig. 4 Dependency of averaged resynchronization times to transmission ranges.

間の平均値 (平均再同期時間) を図 4(a), (b), (c), (d) に示す. なお, シミュレーションは上記の 7 通りの L に対し行っているが, 紙面の制約のため, ここでは $L = 100, 160, 220$ [m] の場合のみを示す. このほかの L の場合も同様の傾向を示している.

図 4(a), (b), (c) はそれぞれ $L = 100, 160, 220$ [m] の場合を示し, 図 4(d) はこれらの比較のため, グラフのスケールを調整して重ねて表示したものである. このスケールの設定は, 横軸を R/L として正規化し, 縦軸を各データの右端での一定値 (図 4(a), (b), (c) 内に記載) を 1 となるように正規化している. 図 4(a), (b), (c) のデータにおいて array は図 3(d) に, random 1, 2, 3 は図 3(a) の異なる 3 パターン, uniform

1, 2 は図 3(b), (c) のノード配置にそれぞれ対応している. 図 4(d) のデータはいずれも上記の uniform 1 の場合に対して得られたものである.

また各データの比較の対象として, ネットワークがシングルホップであり, かつビーコンのコリジョンが生じない極限を想定し, その場合の同期時間のラフな見積りを図 4(a), (b), (c) のそれぞれに点線で与えた. この見積りは, 以上の設定において 1 ビーコン周期の間に平均して一つのノードが同期されていくために, すべてのノードの同期が完了するまでに, 総ノード数 \times 1 ビーコン周期 (100 [ms]) の時間が必要となることから得られる.

これらのシミュレーション結果には共通して次の三

つの特徴が認められる。

(1) 図 4(d) において、いずれのノードの配置においても $R/L = 0.5 \sim 1.0$ の範囲内において平均再同期時間は最大となる。これより大きい R ($\sim \sqrt{2}L$) においてはネットワークはシングルホップとなり、平均再同期時間は R に依存せず一定値をとる。

(2) 一様乱数に従ってノードを配置した場合とそれ以外のほぼ一様な密度での分布の場合を比較すると、前者の方が最大値をとる R の値が幾分小さくなる。

(3) 別にシミュレーションを行い、新たに参入するノードの位置を右端に固定した場合とランダムに毎回更新する場合の比較を行ったが、いずれの場合においても後者のランダム更新の場合にわずかに平均再同期時間が長くなるのみであり、有意な差は生じない。この特徴は以上で得られたすべてのデータに対し成立するが、ここでは紙面の制約のため、典型例として図 4(e) の一例のみを示す。

3.2 周期分布及び遅延の影響

次に、ノードごとの TSF タイマの周期分布とピーコンの送受信における遅延の影響を検討する。TSF タイマの周期分布については $\pm 0.01\%$ の範囲で一様乱数に従い分布するとした（この設定例としては [2], [11] 参照）。またピーコンの送受信遅延についてはピーコンの伝搬遅延とノードの送受信に要する処理時間をまとめて扱い、ノードによらず一定であるとした。ここでは $1 [\mu\text{s}]$, $50 [\mu\text{s}]$, $100 [\mu\text{s}]$ の 3 通りを想定する。3.1 のシミュレーションと同様の条件でシミュレーションを行った結果、これらの 3 通りの場合に対し得られる平均再同期時間の通信可能半径への依存性をそれぞれ図 5(a), (b), (c) に示す。これらは上記の uniform 1 の場合に対して得られたものであり、スケールの設定も図 4(d) のそれと同様に行った。これらのデータは上記のシミュレーション 1 に対して得られた定性的な特徴 (1) がここでも成立することを示している。また同様に、特徴 (2) (3) も成立することも確認されるが、そのデータは紙面の制約から割愛する。

上記の定性的側面に対し、以下では定量的側面について簡単に説明する。以上の図 5(a), (b), (c) のデータ（遅延等が存在する場合）とこれに対応する図 4(d)（遅延等の存在しない理想状態）を比較すると、両者の間には有意な値の差が生じていることが分かる。この差が生じる主な要因の一つとして、遅延とタイマ周期誤差が存在する場合は、遅延がそれほど大きくない場合これらの存在しない理想状態と比べて、実質ピー

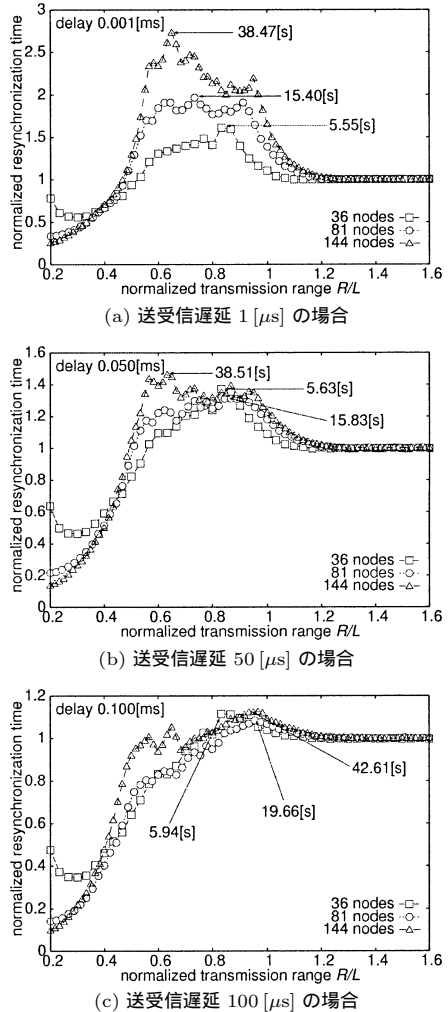


図 5 平均再同期時間の通信可能範囲依存性（送信遅延を考慮した場合）

Fig.5 Dependency of averaged resynchronization times to transmission ranges in the presence of transmission delays.

コンコリジョンの頻度が低くなるためであることが詳細な解析から判明している。紙面の制約から、その詳細については [14] の pp.47-54 に譲る。

4. 同期過程の解析

以上二つのシミュレーションの結果から、平均再同期時間が增大するボトルネックを生じる要因は、通信可能半径 R とネットワークのサイズ L の比によるところが大きく、以上で想定したノード配置の差や参入するノードの位置、更に比較的小さい遅延にはあまり

影響を受けないことが分かる．そこで以下では通信可能半径をパラメータとして平均再同期時間が決定されるメカニズムを明らかにするため解析を行う．

4.1 同期過程の通信可能範囲依存性

以上のシミュレーションにおいて平均再同期時間に関して次の三つの特徴が認められる (図 6 参照)．

(1) 通信可能半径 R が小さい場合 ($0.2 < R/L < 0.4$) にはネットワークのマルチホップ性が高いにもかかわらず、平均再同期時間が最小となる．

(2) 一方、通信可能半径が大きい場合 ($\sqrt{2} < R/L$) には平均再同期時間は R に依存せず一定値をとる．

(3) 以上の二つの場合の中間領域で、ネットワークはマルチホップであるが通信可能半径もある程度大きい場合 ($0.5 < R/L < 1.0$) において、平均再同期時間は最大となり、この例では最大値が約 5 [s] となる．

また、以上の特徴 (1) (2) (3) のそれぞれの R/L の範囲での再同期時間の分布の様子を表示したものが図 7 であるが、特徴 (1) (2) のケース (それぞれ $R = 40, 140$ [m] のデータに対応) に比べ特徴 (3) のケース ($R = 80$ [m] のデータに対応) では分布の幅は有意に広くなり、この場合には再同期時間の最大例は約 9 [s] にもなることが認められる．

これらの特徴のうち、特徴 (2) の理由は容易に理

解される．このとき R は想定している領域の対角線の長さである $\sqrt{2}L$ より大きいゆえに、領域内のすべてのノードが他のすべてのノードと直接通信可能で全体が一つのシングルホップネットワークとなっている．そのため再同期時間が通信可能半径に依存せず一定値となる．

これに比べ、特徴 (1) (3) はそれぞれビーコンの送受信が領域内でいかに伝搬していくかという空間パターンの問題に帰着する．これらの空間パターンは上記のシミュレーション 1, 2 の両者いずれにおいても認められ、これらを模式的に表したものがそれぞれ図 6 (a), (b) である．この図において矢印 (\Leftarrow) は時刻の同期が徐々に伝搬していく方向を示している．これらのパターンに対しそれぞれシミュレーション 1 でノード数 36 の場合に得られる時刻同期の経過の様子を図 8 (a), (b) に示す．ここで得られた結果をまとめると、

(i) 図 8 (a) のように通信可能範囲が狭い場合には時刻同期は参加したノードの周りから放射状に進展し、比較的短時間で終了する．

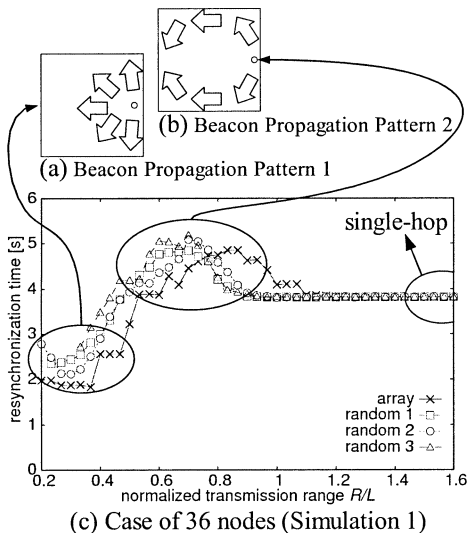


図 6 平均再同期時間とビーコン伝搬パターンの通信可能範囲依存性

Fig. 6 Dependency of averaged resynchronization times and beacon propagation patterns to the transmission range.

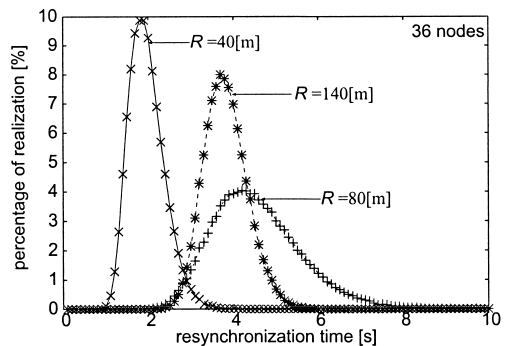


図 7 再同期時間の分布

Fig. 7 Distribution of resynchronization time.

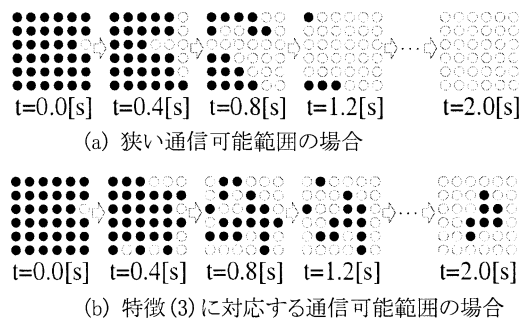


図 8 同期過程の例

Fig. 8 Examples of synchronization process.

(ii) 一方、図 8(b) のように通信可能範囲がある程度の広さをもつ場合には参入したノードから出発して領域の端を巻き込むような方向に時刻同期が進展し、領域の中央部のノードにはなかなか同期が及ばないことが判明した。

4.2 ノードの空間分布密度の影響

以上の解析から、4.1 の特徴(1)(3)においてはそれぞれ固有の時刻更新の空間パターンが対応していることが分かった。問題は、どのようにしてこれらの空間パターンが生成され、これがいかに平均再同期時間を決定するかというメカニズムの解明に帰着する。このメカニズムを説明するかぎとなるのは 802.11 のビーコン送信競合の仕方である。2.1 に述べたように、802.11 のビーコン送信競合はノードごとにランダムに割り当てられたバックオフタイマ値の大小により互いに通信可能なノード間で決定されるものである。この競合において、領域内で各ノードの通信可能範囲内に存在する他のノードの数が場所によらず一様であるならば、すべてのノードは場所によらず公平なビーコン送信を行うはずである。ところが現実には、ノードが配置される領域は有限であり端が存在する。その端の近くに置かれるノードと領域の中心部分に置かれるノードに対し、例えば 4.1 の(3)のように通信可能範囲が領域全体をカバーできるほどには広くない場合を考えよう。このとき明らかに端のノードの周りでは中央部のノードの周りに比べノードの数はより少なくなる(図 9(a) 参照)。すなわち端のノードのビーコン送信はより少数のノード間の競合により行われ、一方、中心部のノードのそれは多数のノードの競合により行われている(図 9(b) 参照)。

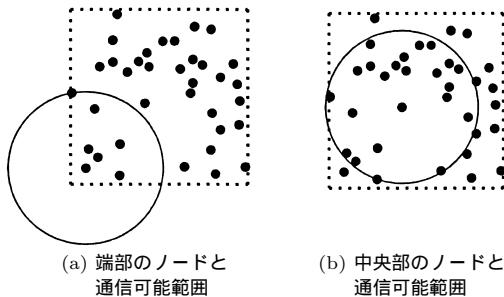


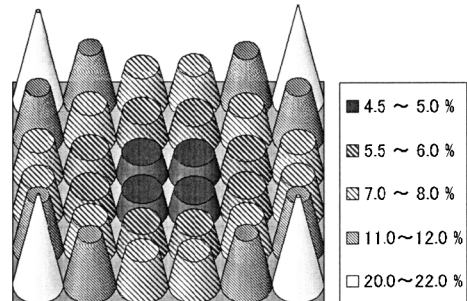
図 9 端部のノードと中央部のノードの通信可能範囲の比較

Fig. 9 A comparison between transmission ranges of a node on the edges and a node in the center of the network.

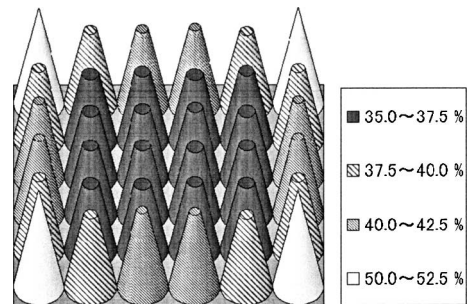
以上の事実から、4.1 の特徴(1)(3)における異なる同期過程が生じる理由が次のように説明される。

(i) 各ノードの通信可能範囲内に存在する他のノードの数(すなわち、局所的なノードの存在密度)は上記のように必ずしも領域内で均一ではなく、その空間的な不均一性が最も強く現れるのは上記の特徴(3)に対応する通信可能範囲の場合である。一方、その局所的なノードの存在密度は上記の特徴(1)に対応する狭い通信可能範囲の場合には領域内の端で幾分不均一となるにすぎず、全体として不均一性は最も小さくなっている(ii)したがって、特徴(3)に対応する通信可能範囲の場合において領域の中央部と端でのビーコン送信の機会是最もその差が大きくなる(図 10(a) 参照)。すなわち、中央部では競合の結果ビーコンを送信して awake 状態を維持するノードの割合は低くなり、逆に端ではその割合は相対的に高くなる。

今、時刻同期の過程は awake 状態にあるノードを介して進展するので、以上の理由(i)(ii)から、4.1 の特徴(3)における領域の端で巻き込むように進展する同期パターンが生じることが説明される。一方、狭い通信可能範囲の場合、領域内でビーコンを送信して



(a) 特徴(3)に対応する通信可能範囲の場合



(b) 狭い通信可能範囲の場合

図 10 ノードごとのビーコン送信頻度の例
Fig. 10 An example of beacon transmission frequency for each node.

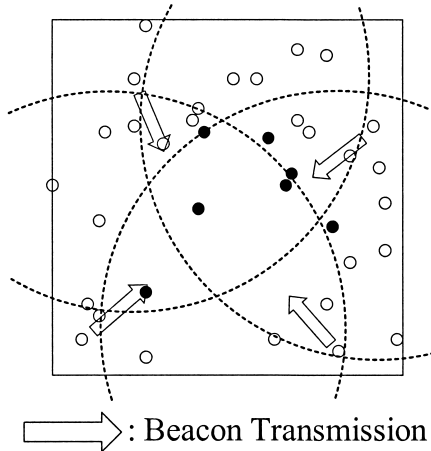


図 11 同期過程の終盤におけるビーコンコリジョンの様子
 Fig. 11 Beacon collisions before timing synchronization is completed.

awake 状態を維持するノードの割合はほぼ均一であり (図 10 (b) 参照), このために参入したノードの周りに放射状に同期が進展する. 図 10 のヒストグラムは 36 ノードのアレイにおいて長時間平均により得られた. 他のノード配置においても以上と同様の傾向が認められる.

また, 特徴 (3) に対応する通信可能範囲の場合においては同期過程の終盤において複数のビーコンのコリジョンが頻繁に生じることが認められる. 図 11 はこの状況の典型的な例である. ここで見られるように, 端部のノードで既に同期が完了した後に, 領域の四隅のノードを中心としてビーコンの送信が頻繁に行われる. これらのノードは同期しており, かつ互いにその通信可能範囲の外にある. したがって独立してビーコン送信を行うためにビーコンのコリジョンが生じやすくなっている. ビーコンのコリジョンが生じると, その時点で同期は進行しないので, 同期が完了するまでに平均して長時間が必要となるのである. このコリジョンのパターンは初期に参入したノードの位置と無関係に生じることが認められ, したがって上記の特徴 (3) が成立する根拠を与えていることがいえる.

4.3 同期障害の解消方法の検討

以上の解析から, マルチホップのアドホックネットワークにおいて 802.11 の MAC プロトコルを用いた場合, 空間的な同期障害が生じる可能性が理解されよう. この障害の本質は図 10 (a) に示されるようにノードごとに公平なビーコン送信が必ずしも保証されない

ことにある. そこで上記の同期障害を解消する方法として, 802.11 の MAC プロトコルの修正により公平なビーコン送信を保証することが考えられる. その一つの案として, 特定のノードにビーコン送信が集中しないようにする方法を検討した. まず, 図 10 (a) のようなケースで特定のノードにビーコン送信が集中している際に, そのノードがどのようなバックオフタイム値においてビーコンを送信しているかを調べた. その結果, 領域の端のノードは相当に大きなバックオフタイム値であってもビーコン送信を行っており, 一方領域中央部のノードはビーコン送信競合が激しいためビーコン送信を行っているときは必ず小さなバックオフタイム値が与えられている場合であることが認められた. したがって自然な発想として, 802.11 MAC プロトコルのビーコン送信基準の従来の競合のメカニズムに加えて, ビーコン送信に際して, そのノードのバックオフタイム値がある基準値より小さい場合のみビーコン送信を行ういわば「足切り」の条件を付加することが考えられる. この修正案を以上で行ったシミュレーションに付加して性能を評価したところ, 特にノード数が多い場合に平均再同期時間が大幅に短縮されることが確認された [16]. 以上の手法の詳細, 改良等については別に報告の予定である.

5. む す び

本論文は, 一つの IBSS に隣接する他の IBSS からノードが参入して再び全体の同期が完了するまでの過程に注目し, そこでの空間的同期障害の生成機構を明らかにした. 802.11 の TSF のメカニズムは本来ノードごとにビーコン送信を公平に行うことを意図しているが, これがネットワークのマルチホップ性のために必ずしも保証されず, 結果として時刻更新の空間パターンの生成とビーコンコリジョンの頻発が生じることが明らかとなった. またこの同期障害の生成機構の理解から, 同期障害を回避する改良案の手掛りが得られた. この同期障害の生じるメカニズムは, ネットワークのサイズと通信可能範囲の大きさの兼ね合いにより生じるという一般的な性質をもつ. したがってビーコンによる時刻同期のみならず power save コントロールのもとでフラディング等の問題を考える際にもその基礎となることが期待される.

本論文のシミュレーションに関する今後の課題として (1) ここで仮定した対称なリンク特性が非対称となる際の効果 (2) ノードごとの通信可能範囲の時間

変動, 移動の効果が挙げられる. また (3) 本研究は一つの IBSS に他の IBSS から一つのノードが参入する場合を対象としたが, より一般には複数の IBSS のグループ移動 (group mobility) (例として [17] 及びその文献を参照) として扱う必要性も考えられる. ここでは時刻同期の過程に注目したが, 同様の設定においてフラッディングを行う際の動特性も重要な課題と考えられる.

本論文のシミュレーションに対応する実機による実験を行うことは, コントロールされた環境設定を必要とするために, 現状では相当に労力が必要と考えられるが, 最近のテストベッドの構築 [18] により今後実験検証が容易となることが期待される.

謝辞 貴重な御助言を頂きました電通大 AWCC の藤井威生助教授, 並びに御議論を頂きました東大 島田尚氏に感謝します. 本研究の一部は平成 18 年度文科省科研費補助金 (課題番号 18560370) を受けて行われた.

文 献

- [1] 小牧省三, 間瀬憲一, 松江英明, 守倉正博, 無線 LAN とユビキタスネットワーク, 丸善, 2004.
- [2] L. Huang and T.-H. Lai, "On the scalability of IEEE 802.11 ad hoc networks," Proc. third ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing, pp.173-182, Lausanne, Switzerland, 2002.
- [3] 八木啓之, "アドホックネットワーク・テストベッド共同実験速報," アドホックネットワーク・コンソーシアム第 2 回シンポジウム, 2005.
- [4] 間瀬憲一, 佐藤 正, "ブルートゥースを用いたアドホックネットワークにおける自律分散スキヤッタネットオペレーションプロトコル," 信学論 (B), vol. J85-B, no. 12, pp.2015-2024, Dec. 2002.
- [5] 牛島準一, 沖野正宗, 加藤聡彦, 伊藤秀一, "階層的な高密度センサーネットワークのための中継用ランドマークの評価," 2005 信学ソ大 (通信), B-21-36, Sept. 2005.
- [6] 田村陽介, "Ameba: 大規模アドホックネットワークにおける効率的なアドレス割当て方式," 情処学論, vol. 45, no. 5, pp.1376-1387, May 2004.
- [7] 小野良司, 撫中達司, 渡辺 尚, "アドホックルーティングプロトコルの制御メッセージによる無線 LAN リンクスループトへの影響の分析," 信学論 (A), vol. 88-A, no. 12, pp.1422-1431, Dec. 2005.
- [8] 小川将克, 服部 武, 加山英俊, 梅田成視, "アドホックネットワークにおける動的な移動端末の状態変化を用いた MAC プロトコル," 信学論 (B), vol. 88-B, no. 3, pp.643-655, March 2005.
- [9] N. Wakamiya and M. Murata, "Synchronization-based data gathering scheme for sensor networks," IEICE Trans. Commun., vol. E88-B, no. 3, pp.873-881, March 2005.
- [10] IEEE Std. 802.11 Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specification, <http://standards.ieee.org/getieee802/download/802.11-1999.pdf>
- [11] J.-P. Sheu, C.-M. Chao, and C.-W. Sun, "A clock synchronization algorithm for multi-hop wireless ad hoc networks," Proc. 24th International Conference on Distributed Computing Systems, Japan, pp.574-581, 2004.
- [12] A. Hasegawa and P. Davis, "Long coalescencs times for ad hoc cells using 802.11 MAC protocol," 2004 信学ソ大 (通信), B-5-37, Sept. 2004.
- [13] 蓮池和夫, ソンブラカシュ バンディオバダイ, 植田哲郎, "アドホックネットワークの技術的課題," 信学論 (B), vol. J85-B, no. 12, pp.2007-2014, Dec. 2002.
- [14] 太田大輔, IEEE 802.11 MAC プロトコルによるマルチホップネットワークの時刻同期に関する基礎研究, 平成 17 年度修士論文, 電気通信大学電子工学専攻, 2006.
- [15] <http://synchro3.ee.uec.ac.jp/download/IEICE06a/>
- [16] 田中久陽, 太田大輔, 長谷川晃朗, デイビス ピーター, "IEEE802.11 MAC プロトコルによるマルチホップネットワークのタイミング同期 (3) ~ 空間的同期障害の解消方法の提案," 2006 信学総大, B-21-29, March 2006.
- [17] J.-L. Huang and M.-S. Chen, "On the effect of group mobility to data replication in ad hoc networks," IEEE Trans. Mobile Computing, vol. 5, no. 5, pp.492-507, May 2006.
- [18] 三鶯 輝, 岡田辰博, 萬代雅希, 渡辺 尚, "無線通信 MAC プロトコルのテストベッドについて," 2006 信学総大, B-21-28, March 2006.

(平成 18 年 5 月 11 日受付, 9 月 4 日再受付,
11 月 7 日最終原稿受付)



田中 久陽 (正員)

1995 早大大学院博士課程了. 工博. 同年より, 日本学術振興会特別研究員 (PD). 1996 カリフォルニア大バークレー校客員研究員. 1997 よりソニーコンピュータサイエンス研究所研究員. 2001 電気通信大学電気通信学部電子工学科助教授. 通信システム, 数理生物学, 非線形物理等の横断的分野の研究に従事. 日本物理学会, IEEE 各会員.



太田 大輔

2004 電通大・電気通信・電子卒。2006 同大大学院修士課程了。同年、NEC(株)入社、現在に至る。非線形物理、複雑系科学に興味をもつ。在学中はアドホックネットワークにおける時刻同期の研究に従事。



増形 惣

2006 電通大・電気通信・電子卒。現在同大大学院情報システム学研究科情報システム設計学専攻在学中。アドホックネットワークのシミュレーションと実験に従事。



長谷川晃朗

平 7 明大・理工・電子通信卒。平 9 同大大学院博士前期課程了。平 12 同大学院博士後期課程了(工博)。平 12 岐阜大学工学部電気電子工学科助手。平 14(独)通信総合研究所(現(独)情報通信研究機構)専攻研究員。電子回路に発生するカオス現象や同期現象、カオスの応用に関する研究に従事。平 16(株)国際電気通信基礎技術研究所適応コミュニケーション研究所研究員。アドホックネットワークに関する研究に従事。



デイビス ピーター

昭 55 クィーンズランド大・物理卒(First Class Honours)。昭 56 京都大学理学部文部省留学研究員、昭 62 クィーンズランド大学大学院博士課程了(Ph.D.)。同年(株)国際電気通信基礎技術研究所光電波通信研究所研究員。平 8 同環境適応研究所研究員、カオス現象を利用した通信に関する研究に従事。平 13 同適応コミュニケーション研究所主任研究員、自律ネットワークシステムに関する研究に従事。AIP, IEEE 各会員。