The University of Osaka
Institutional Knowledge Archive

Title	観測可能ノードが制限される無線メッシュネットワークに対するグラフ彩色法による適応的リンクスケジューリング
Author(s)	倉掛, 正治; 小桐, 康博; 中野, 博隆
Citation	電子情報通信学会論文誌D. 2011, J94-D(11), p. 1876-1887
Version Type	VoR
URL	https://hdl.handle.net/11094/23098
rights	Copyright © (社) 電子情報通信学会 2011
Note	

The University of Osaka Institutional Knowledge Archive : OUKA

https://ir.library.osaka-u.ac.jp/

The University of Osaka

論　文

観測可能ノードが制限される無線メッシュネットワークに対するグラフ彩色法による適応的リンクスケジューリング

倉掛　正治[†,††a)]　小桐　康博[†,††]　中野　博隆[††]

An Adaptive Link Scheduling by Graph Coloring for Wireless Mesh Networks with Partial Traffic Observation Capability

Shoji KURAKAKE[†,††a)], Yasuhiro OGIRI[†,††], and Hirotaka NAKANO[††]

あらまし　限られた電波資源を有効に使うためにメッシュネットワークの性能向上は重要な課題である．本論文では，重み付きグラフ彩色法によるメッシュネットワークのリンクスケジューリング法を，要求通信量の変動へ適応的に追随できるように拡張する．この拡張により，適応的なスケジューリングを行わない従来手法に比較して，追随できる要求通信量の変動限界が約 2 倍に拡大できることを示した．更に，要求通信量の観測が一部のノード群に制限される場合の影響を評価した．この結果，干渉が多く発生し得るノードより，変動前の要求通信量が大きいノードを観測対象にすることが，変動追随に有効であることを示した．

キーワード　メッシュネットワーク，重み付きグラフ彩色法，適応的リンクスケジューリング，部分観測

1. まえがき

電気通信及びコンピュータネットワークにおける無線ネットワークの多元接続方式を [1] により分類すると，端末へのタイムスロットやコード列などのチャネル確保のための資源（以下，通信資源と称す）の割当方法には，Carrier sense multiple access with collision avoidance (CSMA/CA) 等のランダム割当方式と Time-division multiple access (TDMA)，Code division multiple access (CDMA) 等の固定割当方式がある．いずれも，限られた無線資源を複数の端末に割り当てるための手法である．

ランダム割当方式では，端末からの通信要求を確率的に受け付け，受け付けた端末に全通信資源を割り当てる．このため，端末において発生する転送要求データをネットワークで転送するために必要な通信量（以下，要求通信量と称す）の推定は必要なく，通信要求の事前想定ができないバースト的通信にも対応できるが，通信要求の競合が多くなると効率は低下する [20]．WLAN はランダム割当方式を用いている．

固定割当方式では，端末の要求通信量が推定，あるいは仮定され，この結果に基づき，集中制御または分散制御により通信資源が分配される．通信要求の競合が多い環境においても性能が落ちず，電波資源の有効利用が求められる携帯電話網や WiMAX 網で使用されている．更に，各端末の要求通信量とリンク間の干渉関係が事前に分かれば，グラフ彩色法を用いたリンクスケジューリング手法 [2]～[5] により，一定の条件下では通信スループットを準最大化できることが示されている．

このように，各端末における推定要求通信量の正確さの程度によって適した通信方式が異なり，無線資源の利用効率も変わってくる．したがって，通信要求の発生パターンの違いや要求通信量の変動が無線資源の利用効率やスループットに与える影響を把握する手法の確立は，様々な環境に対して適した通信方式を選定できる統一的なネットワーク設計論の構築のために必要だと考えられる．

本論文では，ネットワークの経済的な展開手法として期待されている TDMA（Time Division Multiple

† NTT docomo 研究開発センター，横須賀市
Research & Development Center, NTT docomo, Yokosuka-shi, 239–0847 Japan
†† 大阪大学サイバーメディアセンター，豊中市
Cybermedia Center, Osaka University, Toyonaka-shi, 560–0043 Japan
a) E-mail: kurakake@nttdocomo.co.jp

 ⓒ（社）電子情報通信学会 2011

Access）方式マルチホップ型無線メッシュネットワーク [6], [7] を対象とする．なお，マルチホップ型無線メッシュネットワークは IEEE802.16 [22] においてはリレーネットワークと称される．TDMA においては，全ての通信リンクが一つのクロックに同期して動作する．各通信リンクに，固定時間長の通信機会（以下，タイムスロットと称す）を単位として，リンクスケジューリングの一周期長（以下，フレームサイズ T と称す）の中に必要数が割り当てられる．無線メッシュネットワークは，無線通信機能をもつ通信ノード同士が相互に多段接続して通信を行う無線通信ネットワークのことである．本論文で対象とするメッシュネットワークの通信ノードには，固定網と接続される少数の Gateway（GW）とそれ以外の Mesh Router（MR）の 2 種類がある．無線メッシュネットワークの伝送性能は，各 MR をどの GW に接続させるかというクラスタ分割 [8]～[10] と，各 MR と GW の間でのデータ伝送のリンクスケジューリング [11]～[13] とに依存する．本論文では，クラスタ分割が済んでいるネットワークに対するリンクスケジューリング問題を対象とし，リンクスケジューリングに隣接クラスタからの影響がないことを仮定した．シミュレーションにおいては，各 MR が最小のホップ数で接続できる GW に接続するとしてクラスタ分割を行った．まず，1 ホップで GW と通信できる MR を最も距離が近い GW のクラスタに属するとする．次に，それ以外の MR の中で，既にクラスタに属する MR に通信できる MR は，GW までのホップ数が最も小さくなるクラスタ内 MR へ接続してクラスタに属することにする．これを繰り返して新たに接続する MR が存在しなければ処理を終了する．より一般的にクラスタ分割の影響を同時に評価することは今後の課題である．別のクラスタに属するリンクが干渉対象になるのがこの場合に相当する．スループット等の評価関数が改善する場合は，属するクラスタを変更するという処理が必要となる．属するクラスタを変えることはネットワークトポロジーを変えることになり，ネットワークトポロジーを変えながらリンクスケジューリングを行い，何らかの評価指標で比較するという処理が増えることになる．

メッシュネットワークのリンクスケジューリングに，グラフ彩色理論を適用して最適なスケジューリングを決定する試みがこれまで報告されてきた [2]～[4], [13]．グラフ彩色問題は NP 困難であるので，完全解ではなく各種ヒューリスティックが提案されている [4], [13]．これらのヒューリスティックについては，

（1） 最適値との近さの評価や計算量の評価は行われているが，各リンクでの要求通信量が既知でなく，推定された要求通信量が実際の要求通信量と異なった場合の影響は体系的には検討されていない，

（2） 通信リンクごとに要求通信量が異なる場合は重み付き彩色法 [18], [19] を適用する方がネットワーク資源の利用効率が向上するが，変動する要求通信量に基づく重みの導出方法は整備されていない，

（3） 全てのノードの通信量に基づいてスケジューリング制御を行おうとするとき，観測のための各ノードでの処理負荷の上昇，または処理負荷を抑えるためのトラヒック計数器の追加設置のコスト，スケジューリング制御するノードに観測結果を集めるための通信量増大などの問題の発生する可能性がある．観測の範囲が部分に制限できればこのような問題は緩和されるが，観測範囲の制限がネットワーク性能に与える影響を把握する方法は確立されていない，

という問題が残っていた．

トラヒック変動に適応的なメッシュネットワークのリンクスケジューリングにはグラフ彩色理論を用いない先行研究もある．[14] では，タイムスロット予約などの制御モードをトラヒックによって適応的に処理する方式が提案されているが，トラヒック限界の拡大は図られていない．トラヒックが増えた場合を含めた要求通信量の変動への対応のために，フレームサイズを動的に変更する方式が提案されているが [15]～[17]，タイムスロット割当の最適化による性能向上は図られていない．

本論文では，データ観測範囲が限られている条件下で，要求通信量の変動に適応的に追随するスケジューリング方式を提案する．提案方式は重み付き彩色法によるリンクスケジューリング手法を拡張して得ている．シミュレーションにより，適応的なスケジューリングを行わない従来手法に比較して提案方式は追随できる要求通信量の変動限界が約 2 倍に拡大できることを示した．要求通信量推定の不確かさの影響を調べるために，要求通信量推定のもととなる転送要求データ量の観測の範囲が一部のノード群に制限される場合の影響を評価した．4 種類の観測対象ノード制限方法について，観測できるノードの割合を変化させて平均伝送速度の違いをシミュレーションで確認した．その結果，多くのリンクが集まり干渉が発生しやすいと思われるノードではなく，変動前の要求通信量が大きいノード

を観測できる方が，性能低下が少ないことを示した．

以下，**2.** では，重み付き彩色法によるメッシュネットワークのリンクスケジューリング手法を説明する．**3.** で，要求通信量の変動へ追随する適応的な手法への拡張を述べ，**4.** で部分観測による影響を比較評価し，**5.** でまとめる．

2. 重み付き彩色法によるメッシュネットワークリンクスケジューリング

2.1 対象メッシュネットワークとリンクスケジューリングの前提

通信ノードには，GW と MR の 2 種類があり，GW と各 MR の間にリンクが設定され通信が行われる．通信は，転送要求データが発生した MR から GW への上りと，GW から指定された MR までの下りの 2 種類を考え，それぞれ別の通信チャネルが割り当てられているとする．GW と MR が直接通信できない場合は，他の MR を経由してマルチホップ通信を行う．例えば，環境中に配置されたセンサで計測されるデータを収集するメッシュネットワークで，各センサが最近隣の MR に収容されている場合，収容されたセンサで計測されるデータがその MR で発生したデータとして転送要求データとなり，当該 MR から GW まで伝送される．

TDMA 方式リンクスケジューリングとは，フレームサイズの中に各リンクが通信を行うタイムスロットを割り当てることである．各リンクに割り当てられるタイムスロットの数をリンクの重みと称す．このリンクスケジューリングに基づき通信を行ったとき，全ての通信が衝突しない場合，このリンクスケジューリングを無干渉 (interference-free) と呼ぶ．ネットワーク実装においては，ユーザデータのフレームサイズに加えて，物理レイヤのヘッダサイズ，MAC レイヤのヘッダサイズ，無線区間でのビット誤り率，更にはネットワーク機器のフレーム処理能力などがスループットに影響する．本論文では，設計方針を示すのが目的であるので，従来のグラフ彩色法応用の研究と同様に，各リンクのトラヒック量が同じ場合フレームサイズ最小化がスループット最大化とみなす [4]．また，フレームサイズが小さいほど転送遅延は小さくなる．以下，無干渉でフレームサイズ最小のリンクスケジューリングを設計の目標とする．

本論文でのリンクスケジュール決定は，集中制御方式をとり，一つの制御ノードが，各リンクでの要求通信量と全てのリンク間の干渉関係を把握しており，これらに基づき各リンクのリンクスケジュールを決定し，決定されたリンクスケジュールを各リンクに通知する．リンクの要求通信量は，上りトラヒックの場合は，そのリンクの下位ノードである MR で発生した要求通信量とその MR が上位ノードとして接続する下位リンクの要求通信量の和となり，下りトラヒックの場合は，そのリンクの上位ノードに接続する上位リンクの要求通信量の中で当該リンクの下位に存在する MR にむけた要求通信量の分が当該リンクの要求通信量となる．各リンクの要求通信量はネットワークの設定時に何らかの方法で想定するものとする．また，設定後，適切なタイミングで，各 MR で発生する要求通信量を観測し，リンクスケジューリングを修正することができるものとする．上記のセンサデータの上りトラヒックへの伝送の場合，各センサで想定される計測データ量が転送要求データ量であり，それから当該センサが収容される MR で発生する要求通信量を想定する．末端の MR の場合は，当該 MR で発生する要求通信量のみが，その MR を下位ノードとして接続するリンクの要求通信量となる．末端でない MR の場合，その MR で発生する要求通信量に，その MR が上位ノードとして接続しているリンクの要求通信量を加えて当該リンクの要求通信量とする．MR での要求通信量の観測は，各 MR に収容されるセンサの計測データ量を観測することで行われる．リンクスケジュールを修正する場合は，観測された新たな要求通信量を制御ノードに通知し，制御ノードで各リンクスケジュールを修正し，その結果を各 MR に通知することで行う．その際，一定期間は同じリンクスケジュールで通信を行い，その期間の観測結果をもとにリンクスケジュールを修正することとする．計測結果の収集目的に大きな支障を来さない範囲で，通信量を観測する MR の数を減らして観測機器の設置コストや観測結果の通信コストの削減を図る場合など，全ての MR を観測対象としない場合があり得る．このような場合を，観測対象が一部のノード群に制限される場合と呼び，**4.** での性能評価の対象とする．

従来，全てのリンクの重みが一定の場合に，与えられたフレームサイズ中に無干渉でタイムスロットが割当可能か否かの判定は，リンクスケジューリングの実現可能 (feasible) 性の評価として行われてきた．また，各リンクの要求通信量に応じた重みに対して無干渉なリンクスケジューリングを与える最小のフレームサイ

ズを求めることは，重みを相対的な要求通信量とみなした場合の最大通信性能を評価することに相当していた．両評価はこのように異なるが，本論文では，これらを組み合わせることにより，実現可能性の評価と最大通信性能の向上及び転送時間の短縮を同時に実現したものである．

2.2 グラフ彩色法によるリンクスケジューリング

フレームサイズ T を最小にするスケジューリングの理論的解析は，グラフ理論の彩色問題として行われてきた [2]～[4].

グラフ $G = (V, E)$ が与えられたとき，隣接する頂点同士が異なる値となるように頂点へ自然数を割り当てることを G の頂点彩色 (vertex coloring) といい，割り当てられた自然数を色と呼ぶ．使われている色数が最小の頂点彩色を見つける問題を G の頂点彩色問題 (vertex coloring problem) という．

通信ネットワークは，通信ノードをグラフの頂点とみなし，その集合を V，通信リンクをグラフの辺とみなし，その集合を E としてグラフ表現する．干渉グラフは，通信リンクを頂点とし，干渉し合う通信リンクに対応する頂点同士を辺で結合させることで作成する．リンクスケジューリングの問題は，この干渉グラフの頂点彩色問題に帰着させることができる．

彩色問題は NP 困難であり，様々なヒューリスティックが提案されてリンクスケジューリングへ適用されている．その中でも, [4] は多くの場合に最適な結果を与えることが実験的に確認されている．この手法は，以下のようなアルゴリズムとなる．

【アルゴリズム 1】

Step 1：通信リンク数を m としたとき，頂点数 m からなる干渉グラフ F を構築し，グラフ $G = F$ とおく．

Step 2：G が空集合でない限り，Step 3 へ進む．G が空集合なら Step 4 へ進む．

Step 3：G に含まれる頂点の中で，辺の数が最小の頂点とその頂点に接続している辺を全て取り除いたグラフを改めて G として Step 2 へ戻る．k 番目に取り除かれた頂点 l_k に $m - k + 1$ のラベルを付ける．

Step 4：頂点のラベル順に干渉を避けてタイムスロットを割り当てる．すなわち，当該頂点と接続している全ての頂点に既に割り当てられているタイムスロットを除き，残った空のタイムスロットの中から最小番号のものを割り当てる．

アルゴリズム 1 において，Step 4 で割り当てられるタイムスロット番号の最大値がフレームサイズとなる．これは，Step 4 でラベル順に干渉グラフの頂点を並べたときに，各頂点と，自身より前の順の頂点との干渉関係だけに限定したとき，最も多くの頂点と干渉する場合の頂点数（自身を含む）になっている．多くの場合，この値は頂点の次数の最大値より小さい値となり，このアルゴリズムは最大次数より小さいフレームサイズを実現していることとなる．

2.3 重み付きグラフ彩色法を用いたリンクスケジューリング

重み付きグラフ彩色法は，各リンクのトラヒックに差がある場合に，トラヒック量に応じたタイムスロット数を割り当てるスケジューリングを導く. [4] では，重み付き彩色問題を重みなし彩色問題に置き換えて解く手法が以下のように提案されている．ここで重みは自然数である．

【アルゴリズム 2】

Step 1：通信ネットワークのグラフにおいて，あるリンクの重みが 2 以上の場合，干渉グラフにおいて，このリンクに対応する頂点として重み数分のノードを重複配置する．干渉関係にあるリンクに対応する頂点同士は辺で接続する．重みは全て 1 とする．

Step 2：この干渉グラフに対し，アルゴリズム 1 を適用し，各頂点に割り当てられた色を決定する．重複配置された頂点の色に対応するタイムスロットを，まとめて元の通信リンクに割り当てる．

アルゴリズム 2 により，各リンクの重みの数だけ 1 フレームサイズ中にタイムスロットが割り当てられる．このアルゴリズムは，実行時に扱う頂点数が増大する問題があるため，アルゴリズム 1 の step4 において重みの数のタイムスロットを確保する方法が，簡易な重みつきタイムスロット割当法として紹介されている [4].

3. 要求通信量の変動に追随する適応的リンクスケジューリング

3.1 重みの導出

本節では，各リンクの要求通信量と重みの関係を示し，要求通信量の変動に追随するための重みの条件を導く．フレームサイズを T[s]，リンク j の 1 タイムスロット当りのデータ転送容量を $c(j)$[bits/slot]，1 フレームサイズ内でリンク j に割り当てられたタイムスロット数を $d(j)$ とすると，リンク j で時間単位当りに転送可能なデータ量 $e(j)$[bits/s] は，

$$e(j) = c(j)\frac{d(j)}{T} \tag{1}$$

と表現できる．適応変調符号化 [23] の場合も，SNR（signal to noise ratio）に依存して $c(j)$ を決める場合に相当するとして式 (1) で表現することができる．リンク j に発生する転送要求データを転送するための要求通信量を $\alpha(j)$[bits/s] とすると，$e(j) \geq \alpha(j)$ が成立することが発生したデータを転送できるための必要条件となる．アルゴリズム 2 で求まるタイムスロットの割当では，重みの大きさがタイムスロット数になることを踏まえると，リンク j の重み $w(j)$ に対する必要条件は，

$$w(j) \geq \left\lceil \frac{T}{c(j)}\alpha(j) \right\rceil \tag{2}$$

となる．ここで，$\lceil \bullet \rceil$ は天井関数（ceiling function）である．

各リンクの重みが式 (2) を満たす場合，各リンクで発生するデータは，1 フレームサイズ以内に次のリンクへ転送される．したがって，$\varepsilon(i)$ をノード i から GW までのホップ数，$n(i)$ をノード i で発生した転送要求データの数，m を転送要求データのネットワーク全体での総数とすると，平均転送時間 t_{ave} は，

$$t_{ave} \leq \frac{1}{m}\sum_{i} n(i)\varepsilon(i)T \tag{3}$$

となる．すなわち，フレームサイズ T で平均転送時間の上限が決まることになる．

転送要求データ量が変化する場合，変動した要求通信量 $\alpha(j)$ に対して，式 (2) を満たす重みの中でフレームサイズ T を最小にする重みを求め，その重みに基づいてリンクスケジューリングを行えば，要求通信量の変動に追随でき，式 (3) の平均転送時間の上限が最も小さいリンクスケジュールとなる．

次に，リンク j での要求通信量が変動後に一定値をとるのではなく，確率分布に従って変化する場合を考える．あるタイムフレームでの要求通信量を $p(j)$[bits/s] とした場合，このデータを次のリンクへ転送するのに，バッファーでの待ち合わせ時間を除いても，時間 $\left\lceil \frac{p(j)}{w(j)c(j)} \right\rceil T$ を要する．ここで，$w(j)$，T は要求通信量を $\alpha(j)$ として計算して得られたものとする．式 (2) を満たさない要求通信量 $p(j) > \alpha(j)$ が発生した場合は，フレームサイズの整数倍の余分な転送時間がかかることになる．$p(j)$ が $\alpha(j)$ より大きい値をとる場合は，重みを $w(j) + \Delta w(j)$ に増やした場合の値 $(T + \Delta T)\left\lceil \frac{p(j)}{(w(j) + \Delta w(j))c(j)} \right\rceil$ の方が小さい場合もある．ここで，$\Delta T \geq 0, \Delta w(j) \geq 0$ として，$T + \Delta T$ は，重みを $w(j) + \Delta w(j)$ へ増加させたときのフレームサイズとする．このようにネットワーク全体としての平均転送時間は，要求通信量 $p(j)$ の確率分布に依存することになる．実際の多くの場面では，確率分布が既知とは考えられないので，リンク j の一定期間の転送要求データ量の観測データの平均値を中心に複数の要求通信量を仮定し，それぞれに対して次節で述べるアルゴリズム 3 で重みを求め，その中で $\sum_{t=t_{start}}^{t_{end}} \left\lceil \frac{p_t(j)}{w(j)c(j)} \right\rceil T$ が最小となる場合の重みを導出された重みとする．$p_t(j)$ は，番号 t のタイムフレームにおけるリンク j での要求通信量で，t_{start} が評価開始タイムフレーム番号，t_{end} が評価終了タイムフレーム番号とする．

なお，各データをフレームの中のどのタイムスロットに割り当てるかは手法によって異なるが，ここではフレーム内に一様に割り当てられるとして式を導いている．また，連続するリンクの間で転送されるデータに割り当てるスロットを連携させて調整することが可能な場合は，転送時間を更に減少させることができるが [24]，ここでは異なるリンクにおけるスケジューリングは独立に行われる場合を取り扱う．また，特性評価の対象となる区間においては，ネットワークのトポロジー，干渉関係，データ発生頻度は変わらないことを仮定する．

3.2 適応的リンクスケジューリング設計手順

アルゴリズム 2 の性質から，フレームサイズの大きさには，複数の頂点の重みが影響を与え，しかも影響を与える頂点は重みの値によって変わることが分かっている．したがって，あるリンク j だけで式 (2) を満たすように重みを求めても，別のリンクの重みを変動させた場合，フレームサイズが変動して，リンク j について式 (2) の条件が満たされたままでいるのかどうかは保証されない．

筆者らは，フレームサイズが重みの増加に対して非減少関数であることを利用することで，各ノードの重みを同時に変化させながら全体最適化を図る計算を必要とせず，ノードごとに重みの局所最適化を図る計算を繰り返すことで最小のフレームサイズとなる重みを決定できる方法を提案する．以下のアルゴリズム 3 に

おける重み付きグラフ彩色法としてアルゴリズム 2 あるいはアルゴリズム 1 を修正した簡易的手法を利用することができる．

【アルゴリズム 3】

Step 1：各リンクの重みを 1 として，干渉グラフに対してグラフ彩色を行い，フレーム長を求め T_0 とする．

Step 2：各リンク j において，一定期間観測後の要求通信量 $\alpha(j)$ に対し，${w(j)}/{T_0} > {\alpha(j)}/{c(j)}$ を満たす最小の重みを求める．求めた重みに基づき干渉グラフに対して重み付きグラフ彩色を行い，そのときのフレームサイズを T_1 とする．

Step 3：全てのリンク j に対して，${w(j)}/{T_1} > {\alpha(j)}/{c(j)}$ が成立するかどうかを確認する．一つのリンクででも成立しない場合は，Step 2 を，T_0 の値を T_1 へ置き換えて繰り返す．全てのリンクに対して上記の式が成立すれば，Step 4 へ進む．

Step 4：$\beta(j) = w(j) - T\dfrac{\alpha(j)}{c(j)}$ の値が小さいリンクから順に重みを 1 増加させてフレームサイズを計算し，フレームサイズが増加しなければ重みの増加を受け入れる．重みを増加できるリンクがなくなるまでこの処理を繰り返し，重みが確定したら Step 5 へ進む．

Step 5：確定した重みで重み付きグラフ彩色を行い，リンクスケジュールを決定する．

アルゴリズム 3 の説明として，まず，Step 1 から Step 3 の処理で，アルゴリズム 2 を用いて得られるリンクスケジュールの中で最小のフレームサイズをもつスケジュールが得られる重みが決定されることを示す．重みの組 $w_1(i)(i = 1, \cdots, m)$ が式 (2) を満たし，そのフレームサイズが T_1 であるとする．式 (2) を満たす別の重みの組 $w_2(i)(i = 1, \cdots, m)$ が，ある $j(1 \leq j \leq m)$ に対し $w_2(j) > w_1(j)$ で，その他のノードは同じ重みだとし，そのフレームサイズを T_2 とする．フレームサイズは，アルゴリズム 2 を用いる場合，重みの増加に対して非減少関数なので，$T_2 \geq T_1$ となる．したがって，式 (2) を満たす重みの組が見つかった場合は，重みの値をそれ以上増やしてもフレームサイズが大きくなり最適な重みの組にはならないことが示された．

Step 2 で $w(j)$ は，${w(j)}/{T_0} > {\alpha(j)}/{c(j)}$ を満たす最小の整数である．Step 3 で得られるフレームサイズ T_1 は重みの増加に対して非減少関数であるので $T_0 \leq T_1$ となり，${w(j)}/{T_0} \geq {w(j)}/{T_1}$．したがってもし ${w(j)}/{T_1} > {\alpha(j)}/{c(j)}$ が成立すると，この $w(j)$ はこの式を満たす最小の整数となる．以上により，Step 3 終了時に得られる重みの組は，アルゴリズム 2 において最小のフレームサイズとなるスケジューリングを与えることが示された．

フレームサイズに影響しないリンクの重みを決めるために，Step 4 では，Step 3 までに得られたフレームサイズを変えない範囲で $\beta(j)$ を大きくすることを試みる．式 (2) は統計的に平均をとった際に成立する式であり，個々の時点で式 (2) が成立しない場合には，各ノードでバッファにデータを格納する．$\beta(j)$ の値を大きくすることは，このバッファの量を減らすことを意味する．

要求通信量がネットワークの容量に比べて大きすぎる場合は，式 (2) を満たす重みを見つけることはできず，アルゴリズム 3 は収束しない．重み $w(j)$ を $\Delta w(j)$ だけ増加させた場合にフレームサイズが ΔT 変動したとする．

$$\Delta w(j) - \Delta T\frac{\alpha(j)}{c(j)} > 0 \tag{4}$$

であれば，$\beta(j)$ が増加する変動なので，式 (2) が成立する重みを発見する可能性がある．しかし，式 (4) が成立しない場合は，アルゴリズム 3 では，収束しないとして処理を中止する．

3.3 提案方式の追随性能評価

要求通信量の増加に対してアルゴリズム 3 で得られたスケジューリングを用いる方法（提案方式）を，要求通信量の変動に追随せず初期値の要求通信量に基づいてアルゴリズム 2 で求めたスケジューリングを用いる方法（固定方式）と平均転送時間と転送データ量で比較した．全ノード数は 40，GW 数は 1，ネットワークトポロジーは，各 MR から GW までのホップ数が最小となるように構築した．シミュレーションにおけるノード間の干渉関係はプロトコル干渉モデル [20] を用いている．送信ノードからの送信範囲と干渉範囲は同心円となり，干渉範囲は送信範囲の 1.3 倍の半径とした．なお，プロトコル干渉モデルを，干渉関係をより細かく表す SIR モデル（signal to noise interference model）[20] で比較評価する研究も行っているが [21]，本研究への反映については今後の課題である．シミュレーションで用いたトポロジーにおいて，各ノードの送信範囲に存在するノード数の平均は 2.3 個，干渉範囲に存在するノード数は平均 3.1 個，MR から GW ま

での平均ホップ数は，3.2 であった．

全ノードのうち 20%のノードをランダムに選択し，それらのノードのデータ発生量を増加させた場合の平均転送時間と総転送データ量を図 1 に示す．図 1 の横軸は，データ発生量の変動の程度を示し，左から初期値の 1.0 倍，1.3 倍,,，と右にいくに従い選択されたノードのデータ発生量は増加する．最初の 3000 スロットまでの転送までは立上りの影響があるとして無視し，3000 スロット目から 8000 スロット目を経過したときまでの平均転送時間と総データ転送量を求めた．データ発生量を変動させる対象ノードは 5 回変えてその平均をグラフにプロットした．図 1 のグラフから，提案方式（Adaptive method）は，データ発生量の変動が 3.1 倍程度までは平均転送時間が低いままに維持されていることが分かる．一方，固定方式（Fixed method）では，データ発生量の増加とほぼ比例するように平均転送時間が増加し，上りと下り双方とも，データ発生量の増加が 1.9 倍で，バッファオーバフローにより転送ができなくなった．提案方式は，データ発生量が 3.4 倍以上に増加すると平均転送時間は増大するが，上りは 4.9 倍まで，下りは 4.0 倍まではバッファオーバフローが発生することなくデータ転送を行うことができた．一方，バッファオーバフローするまで，両方式ともデータ発生量の増加に比例した総データ転送量が得られた．他のネットワークトポロジーにおいても図 1 と同様の結果が得られた．

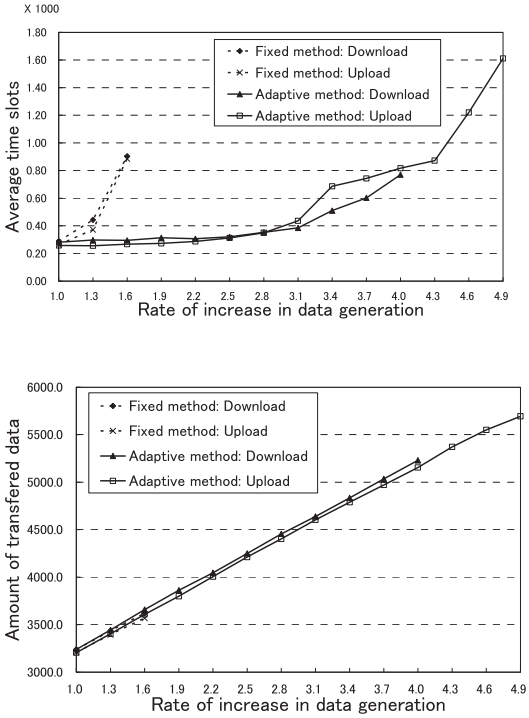

図 1　データ発生量変動に対する提案適応手法と固定手法とによる平均転送時間とデータ転送量比較

Fig. 1　Comparison between a proposed adaptive method and a fixed method in average data transfer time and amount of transferred data against generated data increase.

シミュレーションにおいては，ノードを一様に配置した．ノード配置のバリエーションとして，単位面積当りのノードの数を増減すること，配置に偏りをもたせることが考えられる．単位面積当りのノード数が増えると干渉するノードが増えることを意味する．これは，少ないデータ発生量の増加でバッファオーバフローが起こることにつながる．したがって，提案手法で追随できるデータ発生の増加量の限界値は低下する．しかし，固定方式での追随限界も低下するので，固定方式に対する相対的追随性能には影響はない．

4. 観測対象ノードの制限方法と観測対象ノード数の追随性能への影響

4.1 観測対象ノードの制限方法

経済的理由や通信性能の制約により，一部のノードの要求通信量しか制御ノードに収集できない場合が想定される．そこで，スケジューリングの導出に用いる要求通信量を観測するノード（以下，観測対象ノードと称す）が制限されるものとし，その制限方法と観測対象の数を変えて，要求通信量の増加に対するアルゴリズム 3 の追随性能を調べた．

観測対象ノードの制限方法，すなわち部分観測方法として，以下の四つを設定した．

観測方法 1：次数が大きいノードを観測

観測方法 2：要求通信量変動前の要求通信量が大きいノードを観測

観測方法 3：GW に接続しているノードを観測

観測方法 4：要求通信量変動後の要求通信量が大きいノードを観測

観測方法 1 は，電波干渉の影響が大きな，次数の大きいノードを観測する観測方法である．観測方法 3 で観測するノードは，GW に接続しているためトラヒックが大きく，また干渉するノードも多いと考えられる．観測方法 1 から観測方法 3 は，事前に観測対象のノードを決めることができるので実現性は高い．しかし観測方法 4 は全てのノードの観測が必要なので，実質的

には部分観測方法として実現できない観測方法であり，比較のためにだけ取り上げた方法である．全てのノードを観測して適応させる方法を Full observation 方法と呼ぶ．

各観測方法での観測対象ノードに対して，一定時間の要求通信量を観測し，アルゴリズム 3 を適用して重みを求める．観測対象以外のノードについては，各観測対象ノードの重みに応じて重みを変える．下りの場合は，観測対象ノードの下位ノードの重みの合計が，観測対象ノードの重みと等しいか，大きくなる最小の重みになるように，各下位ノードを均等に増減させる．この処理で重みが変わったノードの下位ノードについては，同様な考えで重みを変化させて末端ノードまでいく．上りの場合は，観測対象ノードの上位ノードの重みが，その下位ノードの重みの和に等しいか，大きくなる最小の重みになるように，観測ノードの上位の重みを増減させる．更にその上位ノードについても同様の処理を行い，GW に到達するまで続ける．得られた重みに基づいてアルゴリズム 3 の残りの処理を行ってリンクスケジュールを決定する．

4.2 追随性能の評価

データ発生量を増加させるノードの割合を 20%，40%，60%と変化させ，それぞれの場合について観測対象ノードの数を全体ノードの 15%，25%，35%と変えて，固定方式，Full observation 方法，及び上記部分観測方法 1 から方法 4 によって観測対象ノードを制限する方法に対して，データ転送を行ってデータ発生から目的地到達までの平均転送時間を調べた．なお，部分観測方法 3 において，観測対象ノードの数が GW に接続するノード数より大きくなっても，対象は増やさない．データ発生量を増加させるノードと観測対象ノードは，乱数により独立に選択した．位置を乱数で決定してノードを配置した 100 種類の異なるトポロジーの無線メッシュネットワークに対してデータ転送シミュレーションを行った．各トポロジーにおけるノード数等は **3.3** の場合と同様である．

異なるトポロジー間での評価を行うために，固定方式（Fixed method）と各部分観測方法（Partial1, Partial2, Partial3, Partial4）の平均転送時間を Full observation 方法の平均転送時間で割って正規化した値を比較に用いた．これは，各トポロジーに対して最も適応性能が高い Full observation 方法に比較して各部分観測方法がどの程度多くデータ転送に時間がかかったかを示すものである．データ発生量の増加に対する各観測方法の平均転送時間の変化を比較するために，データ発生量を増加するノードの割合が 20%の場合について，あるトポロジーの下りのトラヒックでの値を図 2 に示す．グラフには，バッファオーバフローでデータ転送ができなくなるデータ増加量の限界までの平均転送時間の比が示されている．すなわち，縦軸の値が 1.00 とは，Full observation 方法と同じ時間でデータ転送が行えたことを意味する．グラフから，観測割合が増えるに従って，転送が行えるデータ増加量の上限が大きくなること，平均転送時間が Full observation 方法の平均転送時間に近づくことが分か

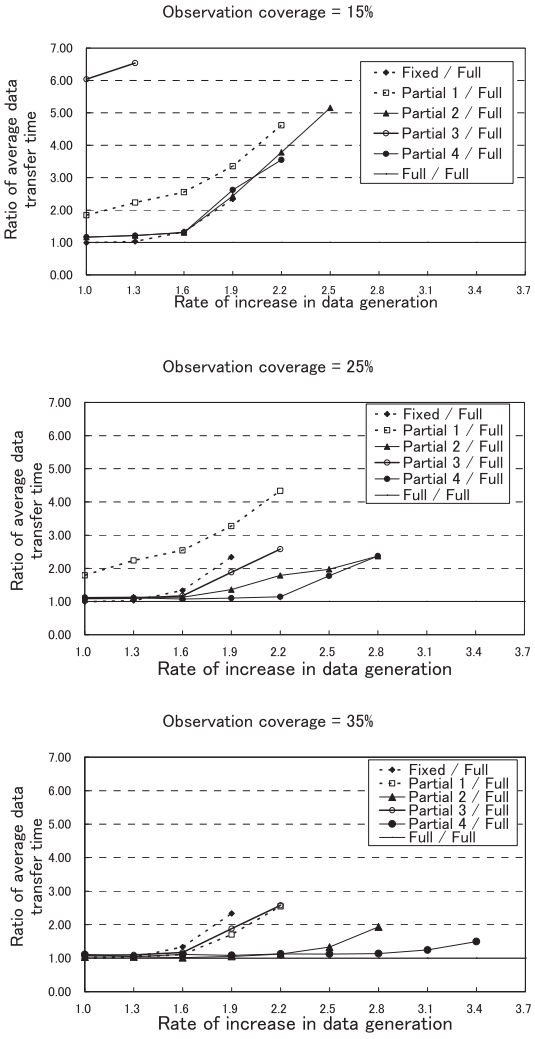

図 2　部分観測方法の違いによる平均転送時間比較
Fig. 2　Average data transfer time comparison among different partial observation method.

る．また，観測割合が 15%の場合は観測方法 4，方法 2 と方法 1 との違いは大きくないが，観測割合が 25%，35%と増えるに従い，観測方法 4，方法 2 の優位性が顕著になる．観測方法 1，方法 3 は，観測範囲が 15%では固定方式より平均転送時間が大きいが，観測割合が増えると急激に性能が改善されることが分かる．

バッファオーバフローを起こさない限界のデータ増加量は，適応方法のデータ発生変動への追随性能によって，データ転送限界がどの程度向上するのかを示すものである．ネットワークトポロジーの違いによる性能のばらつきを見るために，実験に用いた 100 個のトポロジーのうち最初の 10 個のトポロジーにおいて，各観測方法でデータ転送が行えた限界のデータ増加量を図 3 に示す．これは，データ発生量が増加するノードの割合が 20%の場合の結果である．図 3 の縦軸は，初期状態のデータ発生量に対して，データ量増加対象ノードのデータ量が何倍になったかを示している．Full observation 方法の値は，そのネットワークトポロジーでのアルゴリズム 3 による最大限界を示すと考えられる．Full observation 方法での限界データ増加量が大きいトポロジーから順に横軸に並べた．

全般的な傾向としては，観測割合が増大することで，各部分観測方法のデータ転送限界が向上していることが分かる．部分観測方法 2 と部分観測方法 4 は類似の性質を示しており，観測対象が 15%では，固定方式とほぼ同じ性能をもち，観測対象が広がるに従って全てのトポロジーに対して徐々に性能が向上して Full observation 方法の性能に近づく．部分観測方法 1 は，トポロジーによって性能が異なり，観測対象が 15%，25%では特定のトポロジーに対して性能が非常に悪く，観測対象が 35%になると急激に性能が向上している．部分観測方法 3 は，全般に性能が悪く，特に 15%では全く性能がでていない．25%を超えると少し改善するが，改善の程度はトポロジーに依存するところが多く，35%の観測割合でも固定方式より悪いトポロジーも存在する．部分観測方法 1 と方法 3 は，ネットワークのトポロジーの影響が強く，性能に大きく影響を与えるクリティカルなノードが存在し，それらのノードが観測対象になるかどうかで性能が極端に変わると考えられる．したがって，観測対象の数を徐々に増やしていけば，それに応じて徐々に性能が向上する性質の観測方法ではない．

シミュレーションを行った 100 種類のトポロジーについての結果をまとめる．データ量増加ノード割合が 20%, 40%, 60% のそれぞれにおいて，追随できるデータ量の限界は，固定方式での平均値で，発生データ量の初期値の 1.81 倍，1.57 倍，1.42 倍，Full observation 方法での平均値で，発生データ量の初期値の 3.58 倍，3.31 倍，2.74 倍となった．データ量増加ノードが増えるに従い，ネットワーク全体でのデータ量が増加するため，追随限界が低下するのは当然である．固定方式に対する提案方式による追随限界の相対的拡大量をみるために，Full observation 方法及び各部分観測方法の限界データ増加量と固定方式の限界

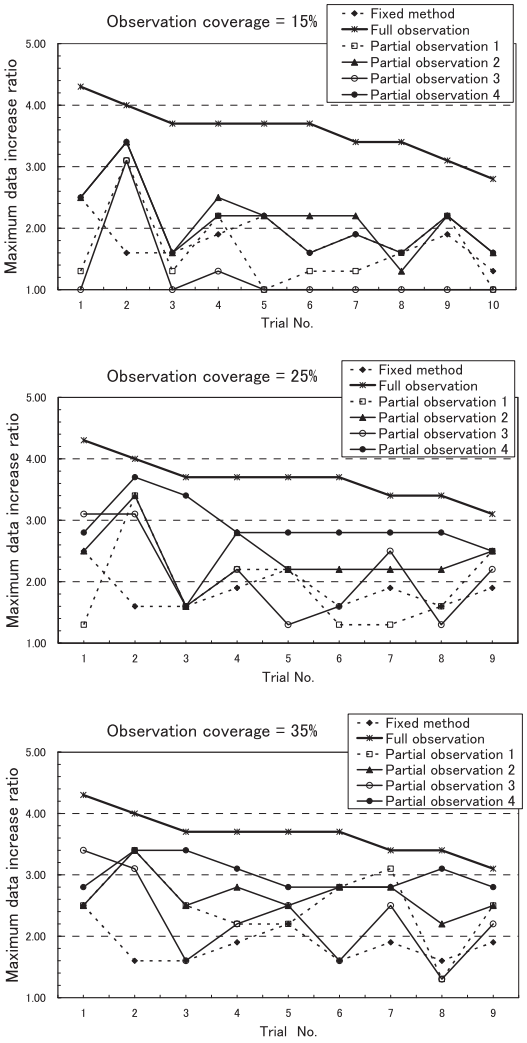

図 3　部分観測方法による追随可能データ増加量比較
Fig. 3　Comparison in upper bound of data generation increase ratio among different partial observation method.

データ増加量との比を 100 種類のトポロジーについて平均した値を図 4 に示す．

全般的な傾向として，観測できるノードの割合が高くなるほど，固定方式に対する各方法の追随限界は相対的に増加することが分かる．Full observation 法と固定方式との比較から，提案方式によって転送要求データ量変動への追随限界を固定方式の 2 倍程度に拡大できることが分かる．シミュレーションにおけるデータ量変動は，一定区間は同じ平均値の一様分布に従っている．したがって，データ量変動に適応するために重みを再計算する区間に対して，同じ重みのままでバッファオーバフローを起さない程度のデータ量の変化である相対的に緩やかな変動パターンに対しては提案方法が有効であることが示された．重みを再計算する区間を短くすれば，比較的急激な変動にも対応できるが，あくまでも平均値が同じ確率分布に従うとみなせる程度の性質をもつ変動に対処できるということである．これは，提案方法の基礎となる式 (2) において，要求通信量が一定であることを想定しているためである．

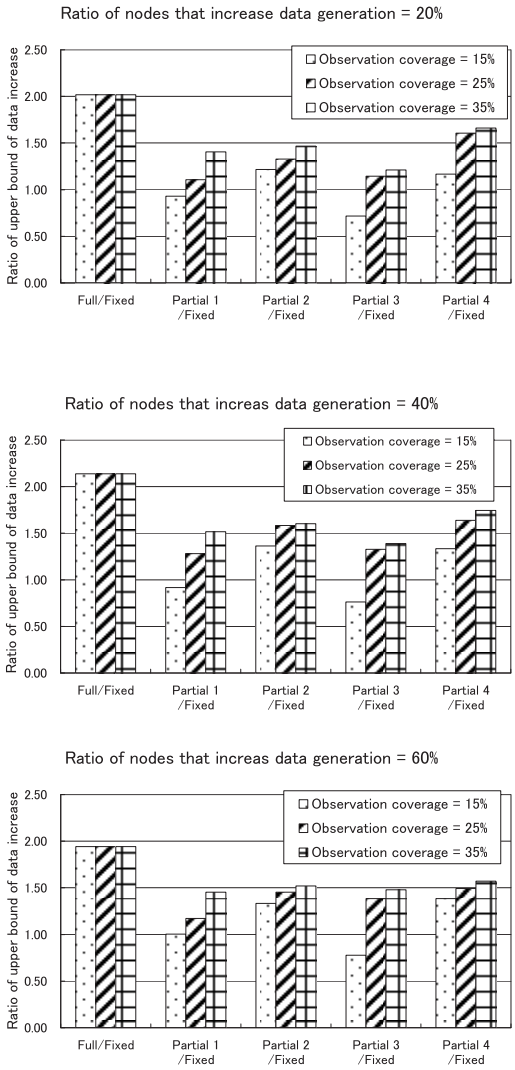

図 4　固定方式に対する Full observation 方法と各部分観測方法の性能比較

Fig. 4　Performance comparison of Full observation method and each Partial observation method to the Fixed method.

各部分観測方法は，観測範囲が 15%では適応性を発揮できていないが，観測対象が拡大するにつれて，部分観測方法 4，2，1 の順に性能がよくなることが分かる．観測範囲が 35%になると，部分観測方法でも 21%から 74%まで固定方式よりデータ量変動への追随限界を相対的に増加できることが分かる．データ量増加ノードの割合の違いによる部分観測方法の間での性能の傾向は変わらない．データ量増加ノード割合が 60%で観測割合が 35%の場合のみ部分観測方法 3 が観測方法 1 より良くなるが，それでも観測方法 4，観測方法 2 よりは追随限界は低い．ただし，データ量増加ノードの割合が増えるに従って，各部分観測方法の間での差は縮小している．

部分観測方法 4 の性能が最も高いことから，トラヒックが大きいノードを観測することが高い追随性能につながることが分かる．観測方法 2 の性能が次に高いことは，部分観測方法 1 から観測方法 3 の中では，観測方法 2 がトラヒックの大きいノードを観測対象に選択していることを示している．部分観測方法 1，3 で観測対象とする次数が大きいノードや GW に接続しているノードは，リンク間の干渉が多く発生しトラヒックも大きいため観測対象として有効だと想定していたが，その他のノードの中にあるトラヒックが大きいノードを観測しないと性能が上がらないことが示された．以上により，観測対象としてネットワークトポロジー上重要と思われる構造をもつノードではなく，転送要求データ量が大きいノードを観測対象に含めることが有効であるといえる．部分観測方法 2 は，ネットワークトポロジーの違いに影響を受けにくいこと，観測割合の増加に応じた性能向上が図れる点でも優れた性質をもつといえる．データ量増加ノードの割合が増えると，次数が多いノードと GW に接続しているノードでのトラヒック量も増加し，各観測方法での観

測対象ノードの影響の程度に差がなくなってきて，観測方法間の差が少なくなったと考えられる．しかし，ランダムに観測対象ノードを選択すると追随限界はほとんど向上しないので，ここで取り上げた観測方法はデータ量増加ノードの割合が増えても有効だといえる．

実際のネットワーク設計に際しては，部分観測方法2による観測ノード選択基準に基づき，変動前の要求通信量が多いノードを優先的に観測対象ノードとして選ぶことが基本方針となる．

5. むすび

要求通信量に基づき重み付きグラフ彩色法の重みを適応させる方法を提案し，要求通信量の変動に追随する適応的リンクスケジューリングを実現した．シミュレーションによって，追随できる要求通信量変動の限界を約2倍に拡大できることを示した．更に，要求通信量の観測が部分的なノード群のみに制限される場合において，観測対象ノードの制限方法を比較し，ネットワークトポロジー上重要と思われる構造をもつノードではなく，変動前の要求通信量が多いノードを観測対象にすることが要求通信量変動の追随に有効であることを示した．これにより，観測可能ノードが制限される場合のネットワークの観測対象ノードの設計指針を示すことができた．これらは，現実的な条件下で競合するリソース分配の最適化問題を解決しようというものであり，今後は一般的なシステム設計の方法論としても拡張していきたい．

本論文では，始点と終点がともにMRである場合は取り扱わなかったが，提案手法であるアルゴリズム3はそのまま適用でき，本論文と同様のシミュレーションを追加することでその特性を調べることができる．①実態に更に適合する物理特性に基づく干渉モデルの採用，②変動の速さと大きさが異なる要求通信量の変動への対応，③アプリケーションレベルでの遅延やスループットを評価指標とするために，ネットワーク層，トランスポート層の上位レイヤの方式設計を含めたトータルなネットワーク設計手法への発展，が今後の課題である．

文　献

[1] K. Terplan, and P. Morreale, ed., The Telecommunications Handbook, CRC Press, Oxford, 1999.

[2] S. Ramanathan, and E.L. Lloyd, “Scheduling algorithms for multi-hop radio networks,” IEEE/ACM Trans. Networking (TON), vol.1, no.2, pp.166–177, April 1993.

[3] S.O. Krumke, M.V. Marathe, and S.S. Ravi, “Models and approximation algorithms for channel assignment in radio networks,” Wireless Networks, vol.7, no.6, pp.575–584, Nov. 2001.

[4] W. Wang, Y. Wang, X. Li, W. Song, and O. Frieder, “Efficient interference-aware TDMA link scheduling for static wireless networks,” Proc. MobiCom’06, pp.262–273, Sept. 2006.

[5] M.V. Marathe, H. Breu, H.B. Hunt III, S.S. Ravi, and D.J. Rosenkrantz, “Simple heuristics for unit disk graphs,” Networks, vol.25, no.2, pp.59–68, March 1995.

[6] I.F. Akyildiz, X. Wang, and W. Wang, “Wireless mesh network: A survey,” Comput. Netw., vol.4, no.4, pp.445–487, March 2005.

[7] S.Y. Wang, C.C. Lin, K.H. Fang, and T.W. Hsu, “Facilitating the network entry and link establishment processes of IEEE 802.16 mesh networks,” Proc. Wireless Communications and Networking Conference 2007, pp.1842–1847, March 2007.

[8] B. Aoun, R. Boutaba, Y. Iraqi, and G. Kenward, “Gateway placement optimization in wireless mesh networks with QoS constraints,” IEEE J. Sel. Areas Commun., vol.24, no.11, pp.2127–2136, Nov. 2006.

[9] S. Lakshmanan, K. Sundaresan, and R. Sivakumar, “On multi-gateway association in wireless mesh networks,” Proc. 2nd IEEE Workshop on Wireless Mesh Networks, pp.64–73, Sept. 2006.

[10] S. Tajima, N. Funabiki, and T. Higashino, “A WDS clustering algorithm for wireless mesh networks,” IEICE Trans. Inf. & Syst, vol.E93-D, no.4, pp.800–810, April 2010.

[11] M. Alicherry, R. Bhatia, and L.E. Li, “Joint channel assignment and routing for throughput optimization in multi radio wireless mesh networks,” IEEE J. Sel. Areas Commun., vol.24, no.11, pp.1960–1971, Nov. 2006.

[12] N. Funabiki and J. Kitamichi, “A gradual neural-network algorithm for jointly timeslot/code assignment problems in packet radio networks,” IEEE Trans. Neural Netw., vol.9, no.6, pp.1523–1528, Nov. 1998.

[13] 田島滋人，舩曳信生，東野輝夫，“無線ネットワークのリンクスケジューリング問題に対するヒューリスティック解法の提案，” 情報学論，vol.45, no.2, pp.449–458, Feb. 2004.

[14] 関根理敏，竹内彰次郎，瀬崎　薫，“センサーネットワークにおける適応的スロット予約による低消費電力メディアアクセス制御プロトコル，” 信学論（B），vol.J90-B, no.1, pp.25–36, Jan. 2007.

[15] A. Kanzaki, T. Uemukai, T. Hara, and S. Nishio, “Dynamic TDMA slot assignment in ad hoc networks,” 17 th International Conference on Advanced Information Networking and Applications (AINA’03), 2003, pp.330–335, March 2003.

[16] W. Li, J. Wei, and S. Wang, “An evolutionary-dynamic TDMA slot assignment protocol for ad hoc networks,” Wireless Communications and Networking Conference, 2007, pp.138–142, March 2007.

[17] N.D. Wilson, R. Ganesh, K. Joseph, and D. Raychaudhuri, “Packet CDMA versus dynamic TDMA for multiple access in an integrated voice/data PCN,” IEEE J. Sel. Areas Commun., vol.11, no.6, pp.870–884, July 1993.

[18] D. Guan and X. Zhu, “A coloring problem for weighted graphs,” Inf. Process. Lett., vol.61, no.2, pp.77–81, Jan. 1997.

[19] D. de Werra, M. Demange, J. Monnot, and V.T. Paschos, “Weighted node coloring: when stable sets are expensive,” Proc. 28th International Workshop on Graph-Theoretic Concepts in Computer Science, Lect. Notes Comput. Sci., vol.2573, pp.114–125, 2002.

[20] P. Gupta and P.R. Kumar, “The capacity of wireless networks,” IEEE Trans. Inf. Theory, vol.46, no.2, pp.388–404, March 2000.

[21] G. Kang, Y. Taniguchi, G. Hasegawa, and H. Nakano, “Extending the protocol interference model considering SINR for wireless mesh networks,” Proc. 7th Advanced International Conference on Telecommunications (AICT 2011), March 2011.

[22] V. Genc, S. Murphy, Y. Yu, and J. Murphy, “IEEE 802.16j relay-based wireless access networks: An overview,” Wireless Commun., vol.15, pp.56–63, 2008.

[23] K. Song, A. Ekbal, S.T. Chung, and J.M. Cioffi, “Adaptive modulation and coding (AMC) for bit-interleaved coded OFDM (BIC-OFDM),” IEEE Trans. Wireless Commun., vol.5, no.7, pp.1685–1694, July 2006.

[24] R. Ishii, G. Hasegawa, Y. Taniguchi, and H. Nakano, “Time slot assignment algorithms in IEEE 802.16 multi-hop relay networks,” Proc. 6th International Conference on Networking and Services (ICNS 2010), pp.265–270, March 2010.

（平成 23 年 3 月 7 日受付，6 月 20 日再受付）

倉掛　正治　（正員）

1983 東大・工卒．1985 同大大学院修士課程了．同年 NTT 入社．1999 から NTT ドコモ．パターン認識，モバイルアプリケーション分野の研究開発に従事．1989〜1990 に南カルフォルニア大客員研究員．現在大阪大学大学院博士後期課程在籍．情報処理学会，IEEE 各会員．

小桐　康博　（正員）

1988 宮崎大・工卒．同年，NTT 入社．1999 NTT ドコモマルチメディア研究所．2010 同社先進技術研究所．画像通信分野の研究開発に従事．現在，大阪大学大学院博士後期課程在籍．画像電子学会会員．

中野　博隆　（正員）

1972 東大・工・電気卒．1977 同大大学院博士課程了．工博．同年日本電信電話公社（現 NTT）武蔵野通研入所．ビデオテックスシステム，マルチメディア・オン・デマンドシステムなど画像システムの研究開発に従事．1999 NTT 移動通信網（株）（現 NTT ドコモ）マルチメディア研究所所長．2004 大阪大学サイバーメディアセンター教授．以来，ユビキタス環境中におけるネットワーク基盤の研究に従事．映像情報メディア学会，画像電子学会，IEEE 各会員．