

移動情報ネットワークの制御と 性能評価に関する研究

柄沢 直之

目次

第1章	まえがき	1
1.1	研究の背景	1
1.1.1	移動通信の普及とセルラ移動通信システム	1
1.1.2	端末同士の直接無線通信を利用したネットワーク	10
1.1.3	エビデミック通信から情報フローティングへ	15
1.1.4	IFによる情報配信	19
1.1.5	情報配信以外へのIFの応用	27
1.2	研究目的	28
1.3	本論文の構成	31
第2章	リユースパーティショニングを用いたダイナミックチャネル 割当ての性能解析手法とその応用	43
2.1	まえがき	43
2.2	準備	47
2.2.1	モデルと仮定	47
2.2.2	クリークパッキング	50
2.3	各小セルの呼損率を均一化するための手法	56
2.3.1	チャネル再利用と不均一な呼損率	56
2.3.2	提案手法	57

2.4	結果と考察	63
2.5	あとがき	67
第 3 章	情報フローティングによる進入制限領域情報の配信と交通誘導	73
3.1	まえがき	73
3.2	定義と仮定	80
3.3	IF による交通誘導と混雑の発生	82
3.3.1	TA の設定	82
3.3.2	P_f の解析	83
3.3.3	n_l と L_i の計算	86
3.3.4	交通誘導による混雑	88
3.3.5	TA の段数, 大きさと, 道路区間の混雑状況の計算結果	91
3.4	混雑緩和のための手法	95
3.4.1	複数の RA の提示	95
3.4.2	混雑緩和手法の計算結果	99
3.5	いくつかの要因を考慮した提案手法の評価	100
3.5.1	確率的な無線リンクのモデルの影響について	103
3.5.2	ノードの速度のばらつきの影響	107
3.5.3	ノード密度のばらつきの影響	108
3.6	あとがき	113
第 4 章	プローブエピデミック通信による情報フローティング	120
4.1	まえがき	120

4.2	プローブエピデミック通信による IF	123
4.3	プローブエピデミック通信による IF の手法	125
4.3.1	方法 1：プローブデータを使用しない手法	126
4.3.2	方法 2：プローブデータを使用する手法その 1	126
4.3.3	方法 3：プローブデータを使用する手法その 2	127
4.4	仮定	127
4.5	シミュレーション結果	133
4.6	あとがき	154
第 5 章	災害時における通行可能経路を提供するセンサネットワーク のための情報フローティング	159
5.1	まえがき	159
5.2	提案手法	168
5.2.1	概要	168
5.2.2	FST を達成するための IF の新たな機能	175
5.2.3	詳細な軌跡の表現方法	177
5.2.4	経路探索と蓄積データを増加させる方法	178
5.2.5	関連研究：プローブカーシステムによる情報共有	181
5.3	結果と考察	182
5.3.1	サービスエリアと通信における仮定	182
5.3.2	IF を適用したセンサネットワークにおける仮定	183
5.3.3	移動に関する仮定	186
5.3.4	性能評価における表面上の利点	187
5.3.5	FST の蓄積性能	187

5.3.6 誘導成功率と送信回数	188
5.4 あとがき	195
第 6 章 あとがき	203
謝辞	207
参考論文	208
関係論文	209

第1章 まえがき

1.1 研究の背景

1.1.1 移動通信の普及とセルラ移動通信システム

近年，移動通信が普及し，我々の生活に密着しており，移動通信なしでは生活することも難しくなっている．現在の主要な移動通信システムはセルラシステム [1] が基本となっている．セルラシステムとは，図 1.1 のようにネットワーク化された数多くの基地局群が配置され，そこから送信される電波による通信可能領域であるセルによってサービスエリアがカバーされる．サービスエリア内にいればセルにカバーされ，基地局にアクセスできるので，どこにいても移動通信を行うことができる．図 1.2 のように六角形でセルをモデル化することが多い．このようなシステムが広く普及し，現在非常に多くの加入者がおり，電話，メールやウェブ閲覧に留まらない様々なサービスが提供されている．

セルラシステムにおいては，周波数を有効に使用しつつ，多くの利用者にサービスを提供することが重要である．そのため，多元接続方式として，周波数分割多元接続（Frequency Division Multiple Access: FDMA），時分割多元接続（Time Division Multiple Access: TDMA），符号分割多元接続（Code Division Multiple Access: CDMA）等，様々なものが用い

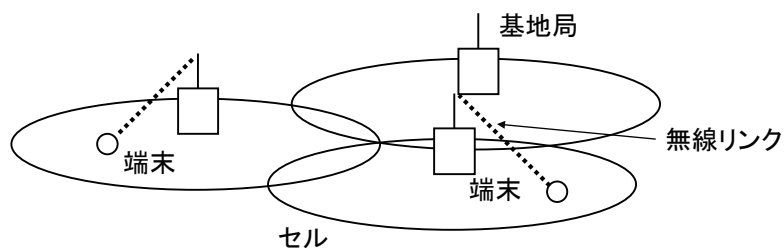


図 1.1: セラシステム

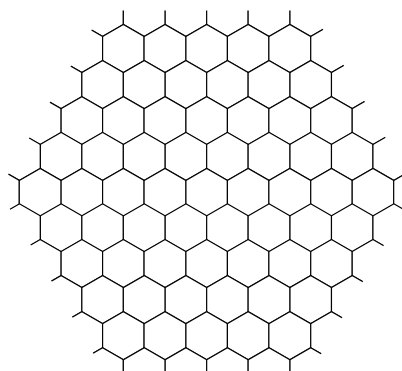


図 1.2: サービスエリア

られてきた．これらの多元接続方式を用いたとき，それぞれの場合で様々なネットワーク問題がある．FDMA を用いた場合，分割された周波数帯がチャンネルとなり，これを有効に活用するため，チャンネルの空間的再利用が行われている．この空間的再利用を行う際には，干渉を避けるため，同一チャンネルは距離をおいてセルに割り当てられる．このチャンネル割当てを効率的に行うことがFDMA を行う際の代表的なネットワーク問題となっていた [2]．

セル v で使用しているチャンネルの同一チャンネル間干渉が無視できないセルを，セル v の干渉セルと呼び，同一のチャンネルを割り当てることができない．ここで，所定のセルから p セル離れたセルまでが干渉セルと

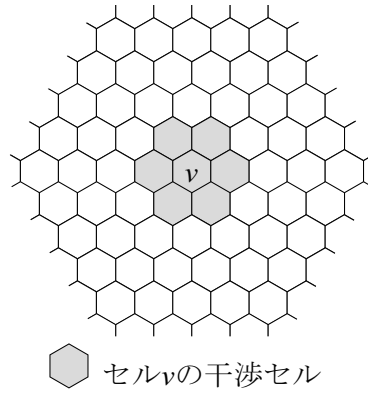


図 1.3: 1 段バッファシステムにおける干渉セル

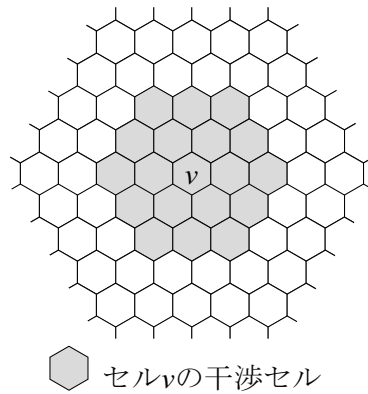


図 1.4: 2 段バッファシステムにおける干渉セル

なる場合，そのシステムを p 段バッファシステムと呼ぶ．例として，1 段バッファシステムと 2 段バッファシステムにおけるセル v の干渉セルを，それぞれ図 1.3，図 1.4 に示す．

チャンネル割当てには，固定チャンネル割当て（Fixed Channel Assignment: 以下 FCA）とダイナミックチャンネル割当て（Dynamic Channel Assignment: 以下 DCA）の二つの代表的なチャンネル割当て法がある．FCA では，各セルで使用するチャンネルを干渉が生じないようにあらかじめ決定し

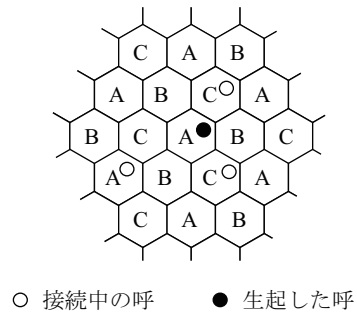
ておき、各セルにおいて独立的にチャンネルの割当てを行う。一方、DCAでは、システムに対するチャンネルの割当てを時間的に積極的に変化させることで、高い周波数利用効率を実現する方法である。

1 段バッファシステムにおける FCA と DCA のチャンネル割当ての例を図 1.5 と図 1.6 に示す。システムは三つのチャンネルを使用することができることとし、A, B, C で表す。FCA では、各セルに対して、A, B, C を図 1.5 のように割り当てることができる。この場合、各セルに一つまでの通信要求（呼）を接続することができる。図 1.5(a) では、すべての呼にチャンネルが割り当てられるが、図 1.5(b) では生起呼に割り当てるチャンネルがない。一方、DCA では、図 1.6 のように割り当てることができる。

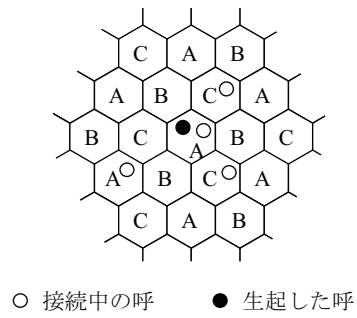
DCA では、呼が発生するたびに、チャンネルを割り当てる必要があり、そのたびにチャンネル割当て問題を解く必要がある。チャンネル割当て問題は、グラフの彩色問題と等価であり、一般に厳密解を短時間で得ることが難しい問題である [2]。そのため、実用的な時間内でチャンネル割当てを行うために近似的なチャンネル割当て法が必要とされ、多くのアルゴリズムが提案されている [2]。また、図 1.6 のように、DCA は FCA よりも効率よくチャンネル割当てを行うことができる場合もあるが、近似アルゴリズムを用いた場合、FCA のほうがよくなることもある [2]。

移動通信以前の電話ネットワークにおいて、通信トラヒック理論はその設計のために重要な役割を果たしており、多くの知見が蓄積されているが [3,4]、セルラ移動通信の出現で、新たな課題に対処することが必要とされた。一つは通信トラヒック特性への移動の影響である。もう一つは、DCA を用いた場合の通信トラヒック特性の理論的評価である。

移動の影響については、簡単化のため比較的シンプルな移動を仮定し、



(a)



(b)

図 1.5: FCA のチャネル割当ての例

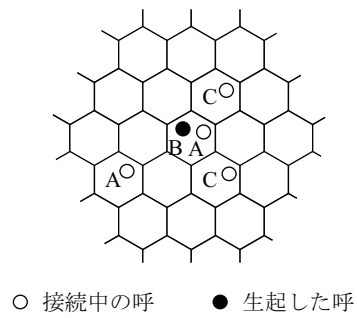


図 1.6: DCA のチャネル割当ての例

理論的な解析が行われた [5–8]。その後も多くの研究がなされている。

DCA を用いた場合の通信トラヒック特性の解析も厳密に行うことが難しい課題である。FCA を用いる場合、各セルのチャネル群は完全線群とみなせるので、アーラン B 式 [3] のような従来の通信トラヒック理論の公式を用いることができる。しかし、図 1.6 で示したとおり、DCA を用いたセルラ移動通信システムでは、基本的にどのチャネルもすべてのセルで使用できるため、各セルで使用可能な最大チャネル数が一定にならず、時間毎に変動する状況が起こる。そのため、このようなシステムの通信トラヒック特性を解析する場合、完全線群ではなく不完全線群 [3] として考える必要がある。このとき、システムにおけるチャネルの割当ての状態は組み合わせ的になり、その組み合わせの数は膨大な数になる。そのため、通信トラヒック特性を厳密に解析的に求めることが難しくなっている [9]。

DCA の理論的近似解析手法や単純モデル化が議論され、多くの研究がなされており、First Available 法のような単純な手法の近似解析手法の解析 [9, 10] や理想的な状況を想定した解析 [11–14] 等が行われてきた。その中で、理論的近似解析において、常に完全な最適化が行える理想的な DCA のモデルであるクリークパッキング (Clique Packing) [15] を用いる手法が検討されている。

クリーク (Clique) とは、セルの集合の中で、それに含まれる二つのセルのすべての組み合わせにおいて互いに干渉セルであるようなものである。他のどのクリークにも真に含まれないクリークを極大クリーク (Maximal Clique) と呼び、集合の大きさが最大のクリークを最大クリーク (Maximum Clique) と呼ぶ。1 段バッファシステムと 2 段バッファシステムに

おけるクリーク，極大クリーク，最大クリークの例を図 1.7 と図 1.8 に示す．クリークの定義から，どのような DCA を用いてもチャンネル数以上の呼を接続することはできない．つまり，クリークパッキングを用いたシステムでは，呼が生起したとき，その呼が生起したセルを含む極大クリークの中で，既にチャンネル数と等しい数の呼を接続している極大クリークが存在する場合だけ，その呼を接続することができない．このように，クリークパッキングでは，常に極大クリークにチャンネル数と等しい数の呼を接続することができる理想的な DCA として定義される．図 1.9 は 1 段バッファシステムにおける例である．セルの数字は接続中の呼の数を表す．今，セル u で呼が新たに生起したとき，クリーク c で接続中の呼の合計が $3 + 2 + 2 = 7$ になっている．チャンネル数が 7 のとき，既にクリーク内にチャンネル数と同じ数の呼を接続しているので，生起呼は受け付けられない．

クリークパッキングは比較的単純なモデルであるので，解析しやすくなる．この性質を利用して，クリークパッキングを用いた DCA のモデル化とそのモデル化を利用した DCA の解析手法が提案されている [15–17]．これらの解析手法では，クリークパッキングの呼損率を比較的簡単に求めることができる近似式が提案されている．更に，通常の DCA のアルゴリズムをクリークパッキングで置き換え，クリークパッキングの解析式を利用して DCA を解析できることが示されている [16, 17]．

一方，チャンネル割当て以外の周波数の利用効率を高める技術として，セル内のノードと基地局の位置関係を考慮し，チャンネルの再利用距離を短くするというリユースパーティショニング [18] が検討されている．リユースパーティショニングでは，図 1.10 に示すように，セルをいくつかの更に

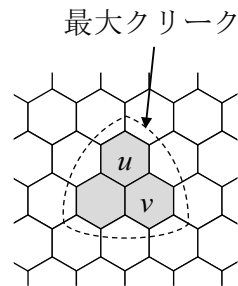


図 1.7: 1 段バッファシステムにおける最大クリークの例

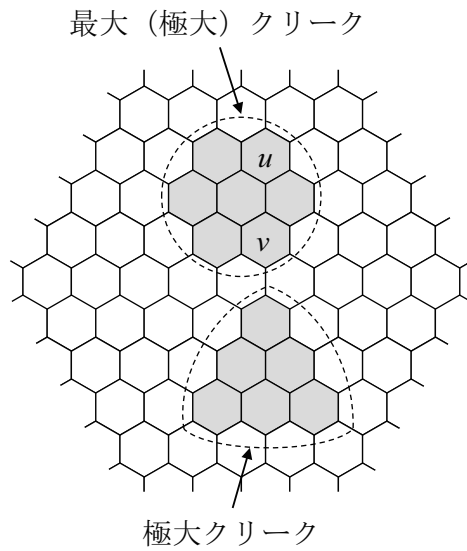


図 1.8: 2 段バッファシステムにおける最大クリークの例

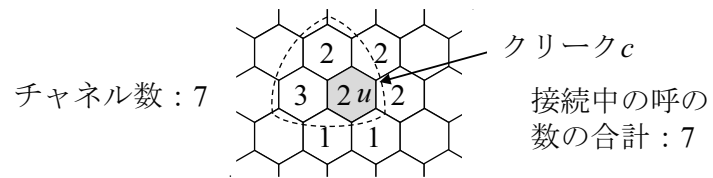


図 1.9: クリークパッキングの例 (1 段バッファシステム)

小さなセルに分割し，基地局はその小セル毎にチャンネルの割当てを行う．

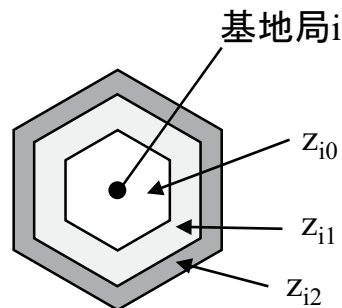


図 1.10: リユースパーティショニングを適用したセルの例

リユースパーティショニングを用いたセルラシステムでは，基地局から分割されたそれぞれの小セルまでの距離が異なるため，内側の小セルで生じた呼は，外側の小セルで生じた呼よりも強い搬送波を受信することができる．搬送波対干渉波比によって再利用距離が決まることから，内側の小セルでの再利用距離は外側の小セルでの再利用距離よりも小さくなる．このように，リユースパーティショニングを適用することでより多くの呼に対してチャンネルを割り当てることができる．このリユースパーティショニングを，前述の DCA と併用することで，周波数の利用効率を更に高めることが可能となる．

しかしながら，リユースパーティショニングの適用により，場所的なサービス品質（呼損率）のばらつきが生じてしまう可能性がある．例として，図 1.10 のように，三つの小セルに分割した場合，それぞれの小セルの干渉セルを考える．それぞれの小セル毎に使用するチャンネルを分割した場合，その分割したチャンネル数によっては呼損率のばらつきが生じる可能性がある．これは，この場合の干渉セルが図 1.11，図 1.12，図 1.13

となるため、やはり内側の小セルのほうが干渉セルが少ないためである。

このように、リユースパーティショニングと DCA を併用したシステムでは、呼損率のばらつきが生じてしまう可能性がある。この問題を解決するためには、呼損率と場所的なリソース配分（分割したチャネル数）の関係が得られれば、呼損率を均一化するようなチャネルの分割が可能となる。しかし、従来そのような関係式は得られておらず、その関係式の導出は重要な課題となっており、そのためにはリユースパーティショニングを適用したセルラシステムにおける DCA の新たな解析手法が必要となっていた。本論文では、この問題に対してクリークパッキングによる DCA のモデル化を適用することを試みる。

1.1.2 端末同士の直接無線通信を利用したネットワーク

前節で説明したセルラ移動通信システムでは、各端末は基地局等の通信インフラを経由して通信を行う。これに対し、通信インフラを用いずに、端末（ノード）だけで構築されるネットワークとしてマルチホップ無線ネットワークがある [19–26]。マルチホップ無線ネットワークでは、近くに存在するノード同士による無線直接通信を利用して接続する。また、各ノードは中継機能を有し、パケットを転送していくことで宛先に情報を伝達する。

パケット通信を利用したコンピュータネットワーク [19,20] の代表例がインターネットであるが、インターネットではルータと呼ばれる専用の機器がパケットを受け取り、他のルータに転送することを繰り返し、パケットを宛先に届ける。このように、インターネットではルータだけが

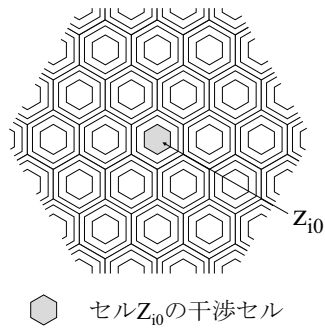


図 1.11: z_{i0} の干渉セル（それぞれの小セル毎に使用するチャネルを分割した場合）

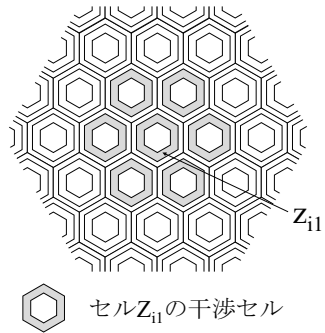


図 1.12: z_{i1} の干渉セル（それぞれの小セル毎に使用するチャネルを分割した場合）

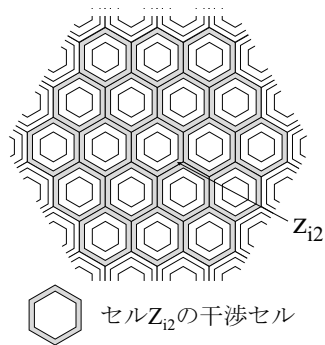


図 1.13: z_{i2} の干渉セル（それぞれの小セル毎に使用するチャネルを分割した場合）

経路制御を行うが、マルチホップ無線ネットワークでは、すべてのノードが経路制御を行う。また、すべてのリンクが無線である点もインターネットと異なる。更に、経路制御を行うノードが移動する点もインターネットと異なる点である。

このようなことからインターネットとは異なり、ネットワークのトポロジが頻繁に変化することやバッテリー残量等、新しい観点から経路制御を行う必要が生じ、多くの研究が行われた。標準化されたプロトコルも整備されており、その代表的なプロトコルとして、AODV (Ad hoc On-Demand Distance Vector) [27] や、OLSR (Optimized Link State Routing) [28] がある。

マルチホップ無線ネットワークは、近隣のノード同士の情報交換に適しているので、一時的に形成されるネットワークである MANET (Mobile Ad Hoc Network) [23,24] や自動車のネットワークである VANET (Vehicular Ad Hoc Network) [26] への応用が考えられている。また、センサ群をつないで情報を集めるというセンサネットワークの通信手段としても応用できる [29]。そのため、災害時で通信インフラが利用できない場合のセルラシステムの代替手段としても利用できる [25]。

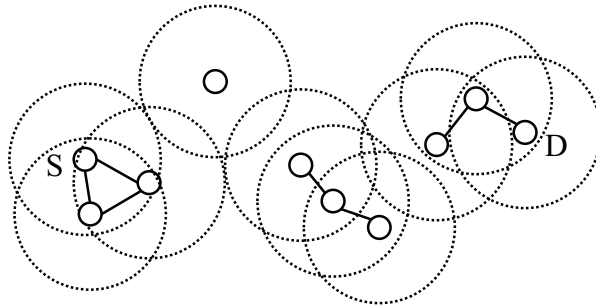
マルチホップ無線ネットワークの基本的な通信形態は以下ようになる。始点ノードと宛先ノードがあるが、これらのノードは、互いの間にある連結なマルチホップ経路を適当な通信プロトコルを用いて探し、その経路に沿ってパケットを送る。ここで、連結なマルチホップ経路があればよいが、そもそも連結なマルチホップ経路が存在しない場合には、宛先ノードに情報を送ることができない。例として、図 1.14 を考える。図中の白丸はノードを表し、その周囲の点線は電波の到達範囲を表している。

電波が互いに到達するノード同士を線でつないでいる。このようにしてできるグラフをランダムジオメトリックグラフ [30] と呼ぶ。図 1.14(a) において、S から D にパケットを送ることを考える。S は何らかのプロトコルに従って、D への経路を探し、経路が見つければパケットを届けることができるが、この例では S と D が非連結になっており、連結な経路に沿ったパケット伝送を行うことができない。

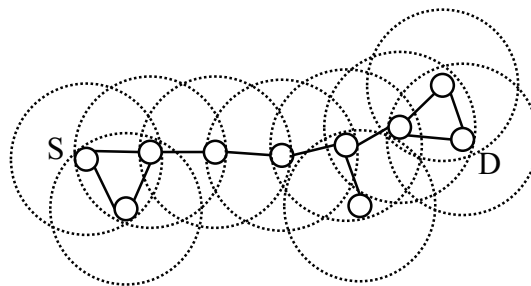
時間が経過した後、ノードの移動によりネットワーク構造が変化して図 1.14(b) のようになり、S と D が連結になることもありうる。このような場合、S から D へのパケット送信が行えるが、S から D への連結な経路が形成される時間は、ノードの密度、移動に依存するので、場合によっては大変長い時間になることもありうる。

このようにマルチホップ無線ネットワークをノードだけで構築する場合、ノード同士の通信可能距離、ノードの空間的な密度やノードの移動によってネットワークのつながり方が影響を受ける。そのため、マルチホップ無線ネットワークの研究として、連結性に着目した性能評価が重要であり、多くの研究がなされている [31]。密度が小さい場合や通信可能距離が短い場合にはネットワークがつながりにくく、非連結となりやすい。逆に密度が大きい、あるいは通信可能距離が長い場合はネットワークは連結になりやすい。

ここで、マルチホップ無線ネットワークの応用として、例えば災害時における利用を考えると、ノードの密度が小さい場所での利用も想定される。例えば、復旧作業現場や孤立した地域とその他の地域の間等、それほど人が多くないことも想定できる。このような場合、上の例で述べたようなネットワークが非連結になることも想定される。このような状



(a)



(b)

図 1.14: マルチホップ無線ネットワーク

況が頻発すると，マルチホップ無線ネットワークがうまく機能しないことも起こりうる．

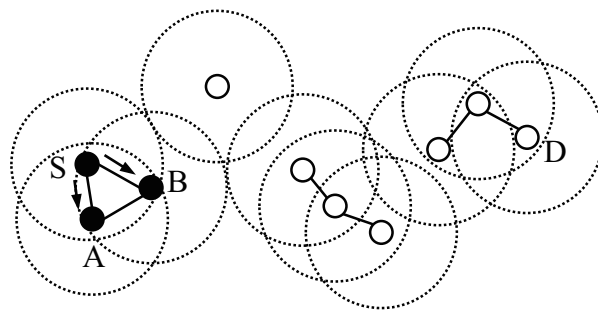
このような状況を考えた上で，マルチホップ無線通信を更に柔軟にした方法がある．これは始点ノードと宛先ノードの間に連結な経路を構築するのではなく，周囲にノードがいれば即座に情報を転送するというものである．例として，図 1.15 を考える．これは図 1.14 と同様にランダムジオメトリックグラフであり，送信可能範囲を点線の円で表している．

(a), (b), (c), (d) は時間の経過に伴うこのランダムジオメトリックグラフの時間変化を表している。今, S は D に情報を送ろうとしているが, 連結な経路が見つからないという状況に置かれている。そのため, S は周辺で直接通信が可能な A と B に情報を送る。その後, 時間が経過し, A と C が直接通信可能になり, 図 1.15(b) で B から C に情報が送られる。更に時間が経過し, B は E と, C は F と直接通信可能になり, B から E, C から F に情報が送られる。そして, 図 1.15(d) において, E から G に情報が送られ, 更に G から最終的な宛先の D に情報が送られる。この間, S と D は連結な経路でつながることはなかったが, 情報は伝送される。

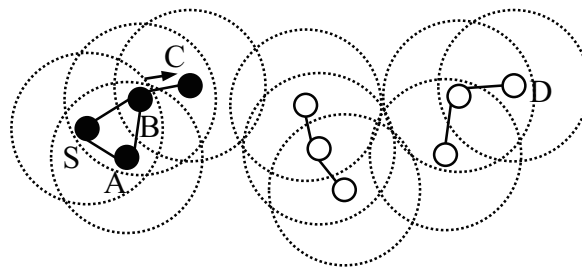
このように, 直接無線通信による情報伝達と情報をもつノードの移動により, 情報が空間的に拡散し, それにより宛先ノードに情報を伝達する手法を, 伝染させるように伝えることから, エピデミック通信と呼ぶことにする [32–37]。これらは, 遅延耐性ネットワーク (Delay Tolerant Network: DTN) と呼ばれる遅延よりも情報伝達を優先するようなネットワークにおける情報伝達手法として研究されており, 様々な手法が提案されている [34–36]。マルチホップ無線ネットワークとは異なり, 始点ノードと宛先ノードの間に連結な経路が構築されることがなくとも情報伝達が可能であるので, 災害時の通信等に有効であると考えられている。

1.1.3 エピデミック通信から情報フローティングへ

エピデミック通信では, 始点ノードと宛先ノードの間に連結な経路が作れなくとも情報を伝達できるという利点がある一方で, 情報を宛先ノードに届けるために関係のない多くのノードに情報を拡散してしまうとい

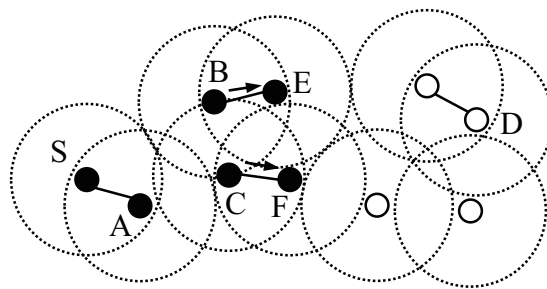


(a)

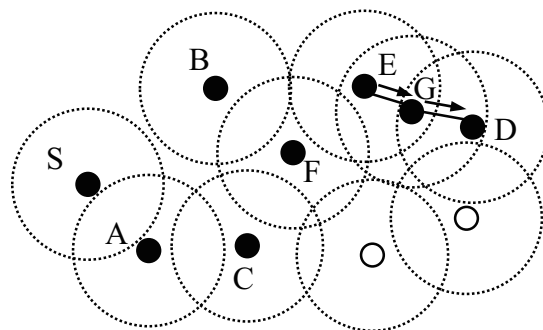


(b)

図 1.15: エピデミック通信



(c)



(d)

図 1.15: エピデミック通信

う欠点がある．そのため，不要な拡散を抑えつつ効率的に情報を届けるための手法が研究されている [37–48]．これらは，過去の履歴情報等を利用して，できるだけ不要な拡散を抑えようとしている．

また，今までは始点ノードから宛先ノードへの情報伝達を考えたが，エピデミック通信を用いることで特定の領域の不特定のノードへの情報配信を考えることもできる．例えば，ある地域の人々への避難情報等の緊急地域情報配信，事故現場周辺への情報配信，広告情報配信等が考えられる．

エピデミック通信で特定の領域の不特定のノードに情報配信を行う場合，上述のようなプロトコルの工夫ではなく，そもそも情報送信を行う地域を限定し，情報の空間的な拡散を抑制するという手法がある．これは情報フローティング（Information Floating: 以下 IF）等と呼ばれ研究が行われている [37, 49–62]．ノードが GPS 等により自身の位置を把握することと，配信すべき情報と一緒にその情報の送信を行ってもよい領域である送信可能エリア（Transmittable Area: 以下 TA）の情報を送ることによって実現する．

IF を説明する前に，図 1.16 のようなエピデミック通信による特定の領域の不特定のノードへの情報配信を考える．図 1.16 は時間経過に伴う S からの情報の拡散を表している．点線の領域が宛先エリアであり，ここに存在するノードや進入してくるノードに情報を渡すことを目的とする．情報を持つノードを黒，情報を持たないノードを白で表している．

図 1.16(a) において，S は周辺の A, B, C に情報を伝送している．その後，A, B, C は移動し，図 1.16(b) において，A は H に，B は G に，C は E と F にそれぞれ情報を伝達している．ここで，情報を受信したノードは

宛先エリアには存在しないので、目的外の伝達ということになる。その後情報も拡散され、図 1.16(c) では、宛先エリアとは反対側の領域で、E, F, G, P, Q といったノードに情報が伝達されており、無秩序に情報が拡散されていることがわかる。図 1.16(d) では宛先エリア内のノードへ情報が行き渡り始めているが、無関係な場所への拡散は広がり続けている。

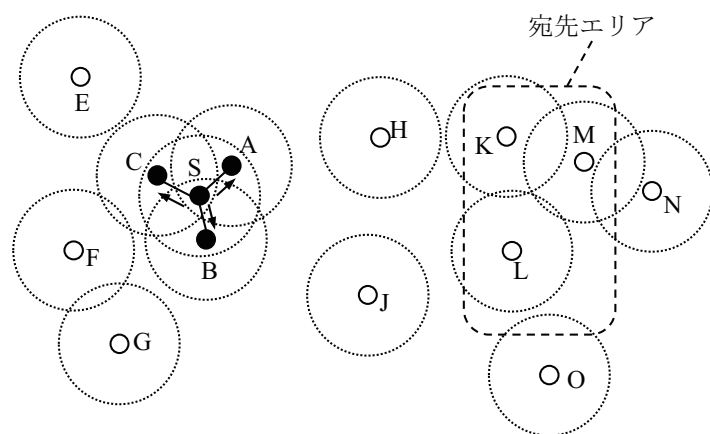
一方、図 1.16 のノードの位置や移動と全く同じ状況を考えて、IF を行ったのが、図 1.17 である。ここで、宛先エリアの内側に TA を定めている。図 1.17 においては、A, B, C が S から情報を受け取るが、A が TA に入るまで他のノードには伝達されない。S の左側では全く情報が拡散しない。A が TA に入り、図 1.17(d) で A から K に情報が伝達され、K から O, O から T にそれぞれ伝達されていく。その後も、図 1.17(e) では、宛先エリアに入ってきた R に伝達される。

ここでは、IF の仕組みを、ある地域への情報配信を例にして説明したが、情報配信を行う際にも様々な考慮すべきこと、異なる応用がある。また、情報配信以外にも IF を用いることができる。これらについて以下に述べる。

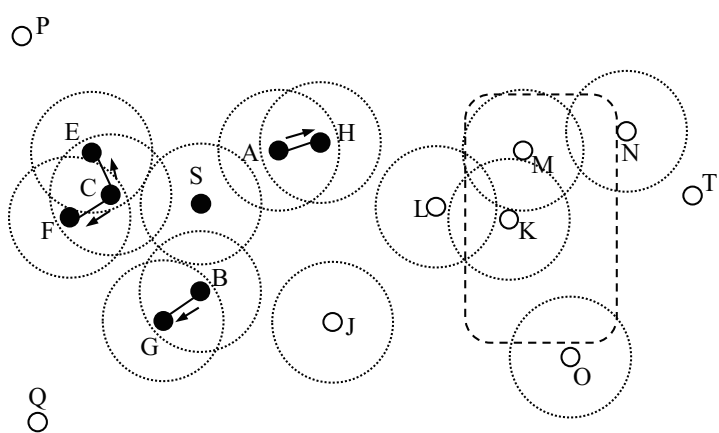
1.1.4 IF による情報配信

前節で述べたように、IF では、エピデミック通信の問題点を緩和しつつ、情報配信を行うことができる。そのため、災害時にセルラシステムのような通信インフラが使えない場合においても使用することができる移動通信手段となっている。

IF の応用の一つとして、緊急情報配信が考えられている [52, 61]。文

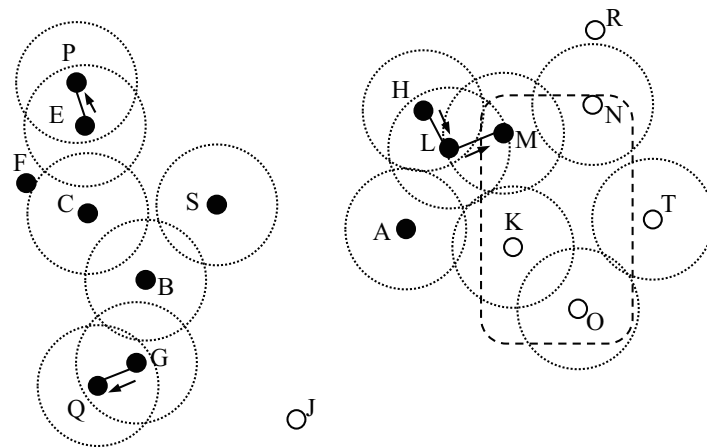


(a)

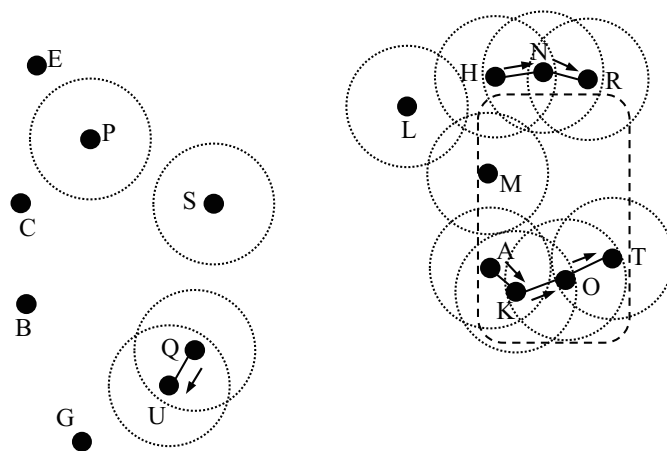


(b)

図 1.16: エピデミック通信（特定の領域への配信）

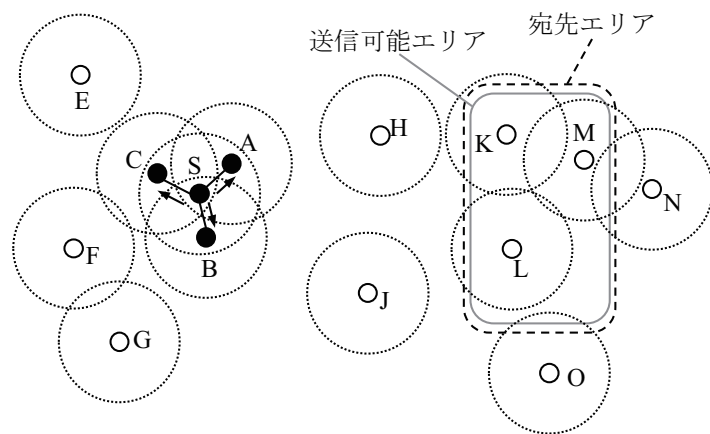


(c)

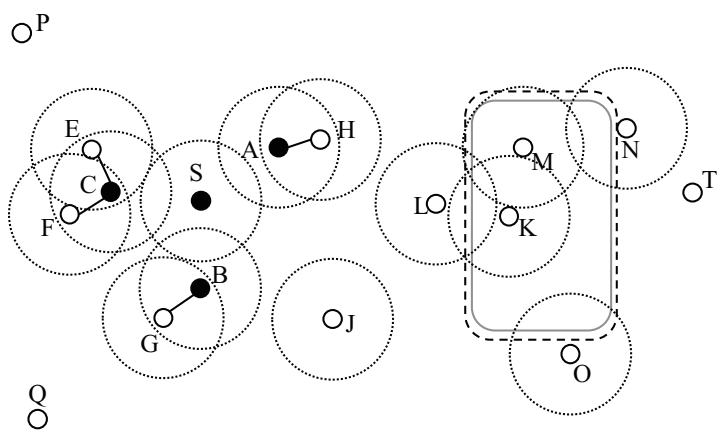


(d)

図 1.16: エピデミック通信（特定の領域への配信）

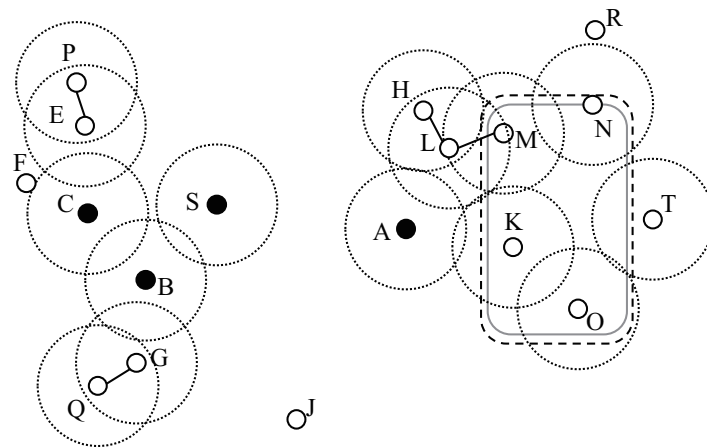


(a)

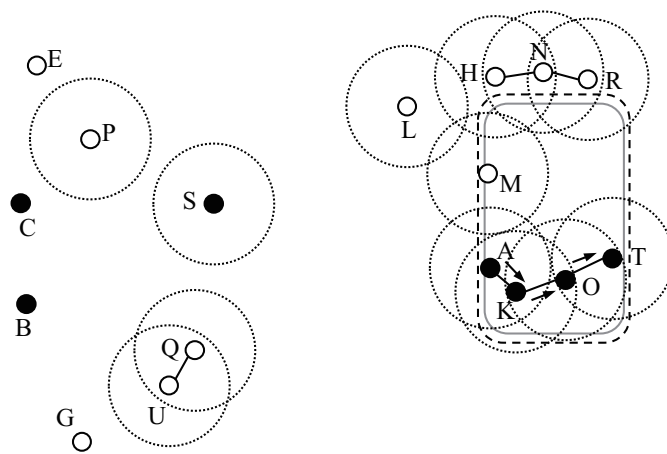


(b)

図 1.17: 情報フローティング



(c)



(d)

図 1.17: 情報フローティング

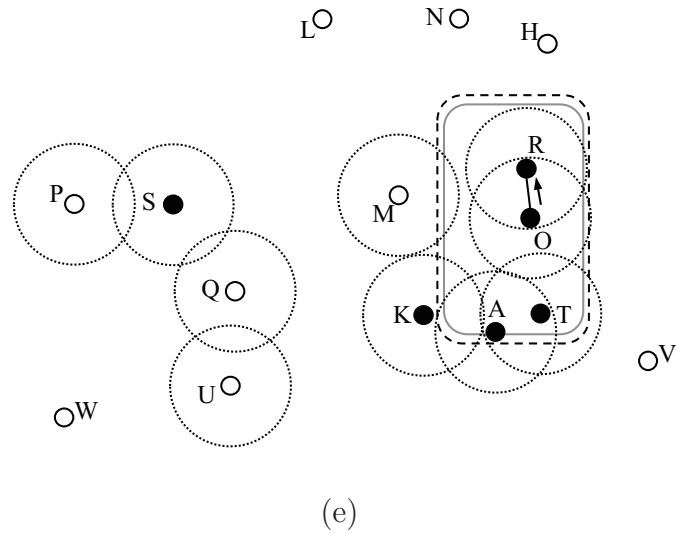


図 1.17: 情報フローティング

文献 [61] では、交通事故が発生したときに事故現場に向かう車両に対して事故現場への進入を防ぐために、交差点の手前で情報伝達を行うことを考えている。災害時において、通信インフラが使えない場合でも、交通整理、事故防止は平時同様に重要であり、そのための IF が考えられている。

文献 [61] では、図 1.18 のような比較的単純なモデルにおいて、IF を考えている。事故現場には事故車両の運転手がいる、あるいは、交差点に向かう運転者がそれを見ることで、事故現場から交差点に向かう自動車が情報を運び、交差点の手前の TA で IF を行うという方法である。これにより、TA で情報を受け取れる確率の所要値を定めたときに、与えられた車両の密度、通信可能距離に対して、TA の大きさをどのくらいにすればよいのかを理論的に与えている。近年、シミュレーションにより性能評価を行うことが一般的になっているが、文献 [61] では、TA で情報を受け取る確率と車両密度、通信可能距離の間の関係を式で導いて、その方

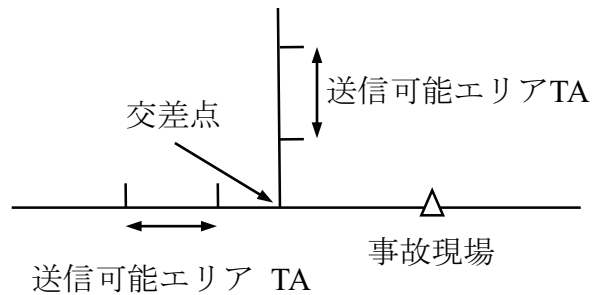


図 1.18: 事故情報を配信する IF

程式を解くことで、TA の大きさを定めることができる。

ここでは、理論式で考察しているが、その際に IF による情報配信によりノードが行動変化を起こし、その行動変化による密度の変化が起こり、最終的に必要な TA の大きさに影響を与えている。つまり、ネットワークが情報配信し、その情報により、ノードが行動変化を起こし、その行動変化によりネットワーク自体も影響を受けるというネットワーク問題の新しい観点を取り入れている。同様の応用をより複雑な状況において評価することが課題として残っており、例えば、格子状の道路網はその典型例の一つである。

ここまで IF の応用として、進入を制限したい領域に近づくノードに対して、それらが通過する場所に設定された TA において進入制限を促す情報を配信することを述べ、このような応用において、TA の大きさを定めるための理論解析手法が必要であり、研究がなされてきたことを述べた。IF による情報配信を行う際には、TA の大きさを決めるだけでなく、その数や場所を決めることも必要となる場合がある。例えば、IF の応用とし

て、ある地域への誘導を行うための情報（例えば、セール等で店舗へ誘導するための広告情報やクーポン等）の配信を考える。このとき、元々広告情報によって誘導する店舗がある領域（目的領域）方面を目指して移動するノードに対してはクーポン等を渡すことに意味があり、目的領域方面を目指していなかったノードに対しては、行動変化を促して店舗へ誘導するためにセール等の情報を伝える必要がある。

このような目的とする領域への誘導を考える場合、目的領域方面に向かうノードの多くはどこを通るか、目的領域方面に向かわないノードの多くはどこを通るのか等の情報がわかると、その周辺において IF を行うことで効率的な配信を行うことができると考えられる。

ここで、広告情報であれば平時の通信インフラを経由して配信すればよいという考え方もあるが、IF を災害時に使う場合を考えたとき、アプリケーションの開発、普及に向けた取組み等、平時から準備しておくことが必要である。そのためにも、IF を平時に使用するアプリケーションも重要であると考えられる。この場合、IF を通信インフラと連携させることも考えられる。

近年、カーナビゲーションシステムの分野ではプローブカーシステム [63] という概念が導入され、大きな成果を挙げている。これは、自動車自身が GPS を装備していることによりセンサとなることができるので、各自動車が行経路を記録できるようになったことと、移動通信により、このような情報を集め、そして配信できるようになったことから、各道路区間で、ある時間帯にどのような速度でどのくらいの数の自動車が走行したのかを把握することを可能にした。そして、このような情報を用いることで、ナビゲーションが高度化されている。IF もノードが位置を把

握できることを前提としており、プローブカーシステムと同様に過去の通行実績を利用することができると考えられるため、収集した通行実績を使用できるという前提で、どこで IF を行うと効率的に情報配信を行えるのかを明らかにする必要がある。

以上のとおり、IF による情報配信においては、その配信目的に適し、要求に応じた配信性能を満足するように、TA の場所や大きさ、数をどのように決定するかは重要な課題である。

1.1.5 情報配信以外への IF の応用

前節でも述べたとおり、近年のカーナビゲーションシステムの分野におけるプローブカーシステムに関する研究が行われている [63–66]。プローブカーシステムでは、自動車自身がセンサとなり、自身の走行経路を記録して、セルラシステム等の通信インフラを介して、データセンターに情報を送信する。移動中の自動車が実際に通過した道路の情報を記録するため、情報は連続的にアップデートされている。また、データセンターに収集された走行実績から、通行可能な道路や平均速度等の状況を把握することができる。

また、セルラシステムを適用したプローブカーシステムを、カーナビゲーションシステムの代わりに、災害時の通行可能経路を提供する地図生成として使用することができる。実際に、このシステムは東日本大震災で有効であったと考えられている [64–66]。

ここで、災害が発生してセルラシステム等の通信インフラが使用できない地域を考える。当然、この地域では情報収集のための通信手段がな

くなるため、前述のようなプローブカーシステムは動作しないことになる。このような状況において、通行実績を収集するためにエピデミック通信を用いて分散的な情報共有を行う分散プローブカーシステムも検討されている [67]。しかしながら、分散プローブカーシステムでも事前に道路網のトポロジ情報を知っていることを仮定しており、更に、エピデミック通信では関係のない地域で広く情報が拡散されてしまい、情報交換の数が多くなる傾向になる。

そこで、災害時に通行可能な経路情報を蓄積し、配信するためのシステムとして、IF を適用したセンサネットワークを考える。これは、IF が新たな機能として情報蓄積機能を持つことを示し、それを応用しようというものである。

1.2 研究目的

前節で述べたように、セルラシステム、マルチホップ通信、エピデミック通信、情報フローティングには多くのネットワーク問題があり、解決すべき課題がある。本論文では、これらのうち、四つのネットワーク問題について考えていく。

一つ目は、リユースパーティショニングを用いた DCA の性能評価手法とその応用である。前述のとおり、DCA の理論性能評価を厳密に行うことは難しいが、クリークパッキングにより DCA をモデル化し、DCA の性能評価を行う手法をリユースパーティショニングを用いた場合に適用できることを示す。これを用いて、様々なチャネル再利用距離が混在するような状況における DCA の性能評価を行い、空間的な通信品質の均一

化を行えることを示す．このような観点でDCAの性能評価手法の研究は行われておらず，新たな知見を与えるものである．

二つ目は，情報フローティングにより，災害時の進入制限領域情報配信と交通制御を同時に行うことの提案である．災害時で通信インフラが使えないとき，事故現場，工事作業現場を避けて通行してもらうため，情報配信を情報フローティングで行うことを提案する．このとき，進入制限領域を迂回する際に多くのノードが同じ道路を通ることになり，混雑が発生する可能性がある．これを緩和するため，複数の迂回経路を提示することを提案する．この制御を理論的な手法を用いて行い，交通制御の情報フローティングへの影響を考慮しながら，情報配信と交通制御を同時に行えることを示す．このように，通信の制御と交通の制御を同時に行うという境界分野の新しい研究であり，分野の開拓という意味でも新しさがあるといえる．

三つ目は，プローブエピデミック通信を用いた情報フローティングである．前述のとおり，情報フローティングは災害時に有効な手法であるが，アプリケーションの開発，普及を行うためには平時からの利用が重要であり，その場合には，既存の通信インフラと情報フローティングの併用も視野に入れることができる．そのような前提で，既存の通信インフラにより，交通情報を収集し，これをエピデミック通信，情報フローティングで利用するというものである．上記のとおり，プローブカーシステム [63] とは，現在のカーナビゲーションシステムで使用されるシステムであり，走行する自動車がGPS等のセンサを用いて自身の環境情報を収集し，これを移動通信システム経由でアップロードし，データ処理を行い，更にその情報を自動車にフィードバックしてカーナビゲーション

ンを高度化するものである。このようなことから、ここでは、プローブデータを用いたエピデミック通信のことをプローブエピデミック通信と呼んでいる。プローブエピデミック通信により収集した交通情報を用いて、情報フローティングのための送信可能エリアの大きさや数を制限しながら、適切な場所に配置するための手法を明らかにする。

四つ目は、センサネットワークに情報フローティングを適用し、通信インフラが使用できない災害時において、実際に通行できた道路の情報をノード同士で共有しあうことで通行実績情報を蓄積する手法の提案である。一般的なセンサネットワークは、情報を測定するためのセンサ端末と、その情報を収集するためのゲートウェイと呼ばれる端末によって構成されており、センサ端末とゲートウェイの間で情報送信が行われている。前述のプローブカーシステムも、データセンターに各自動車から送信された走行実績が収集・蓄積されていくことに着目すると、一種のセンサネットワークとして考えることができる。このように、ゲートウェイに収集された情報が蓄積されていくが、情報フローティングを適用したセンサネットワークでは、ゲートウェイのような特定の端末ではなく、情報フローティングによって空間的に情報を蓄積させることが可能である。

1.1.4 節では、交通規制のための緊急情報配信や広告情報配信のための情報フローティングについて述べたが、これらの情報フローティングでは、基本的には一種類の情報を配信することを考えている。それに対して、通行可能経路を提供するための情報フローティングを適用したセンサネットワークでは、各自動車で測定された複数の通行実績情報が共有すべき情報となる。

このように情報フローティングによって特定の端末にではなく空間的

に情報を蓄積することをフローティングストレージと呼ぶこととする。各ノードは送信可能エリアを通過すると、フローティングストレージによって蓄積された情報である通行実績情報を取得することができるので、この情報を用いて目的地までの通行可能な経路を算出し、その経路に従って移動することで目的地に確実に到着することができる。提案手法の蓄積性能や、通行可能経路による誘導性能を計算機シミュレーションにより評価し、その有効性を示す。

このように、情報フローティングには情報蓄積機能があるが、そのような観点から情報フローティングを捉えた研究は存在せず、新しい概念である。

1.3 本論文の構成

本論文は図 1.19 のように 6 章からなり、第 1 章はまえがきである。第 2 章では、リユースパーティショニングを用いたダイナミックチャネル割当ての性能解析手法について述べる。第 3 章では、情報フローティングによる進入制限領域情報の配信と交通誘導について述べる。第 4 章で、プローブエピデミック通信による情報フローティングについて述べる。第 5 章で、フローティングストレージについて述べる。ここでは、災害時に通行可能経路を提供するための手法について述べる。第 6 章で本論文をまとめる。

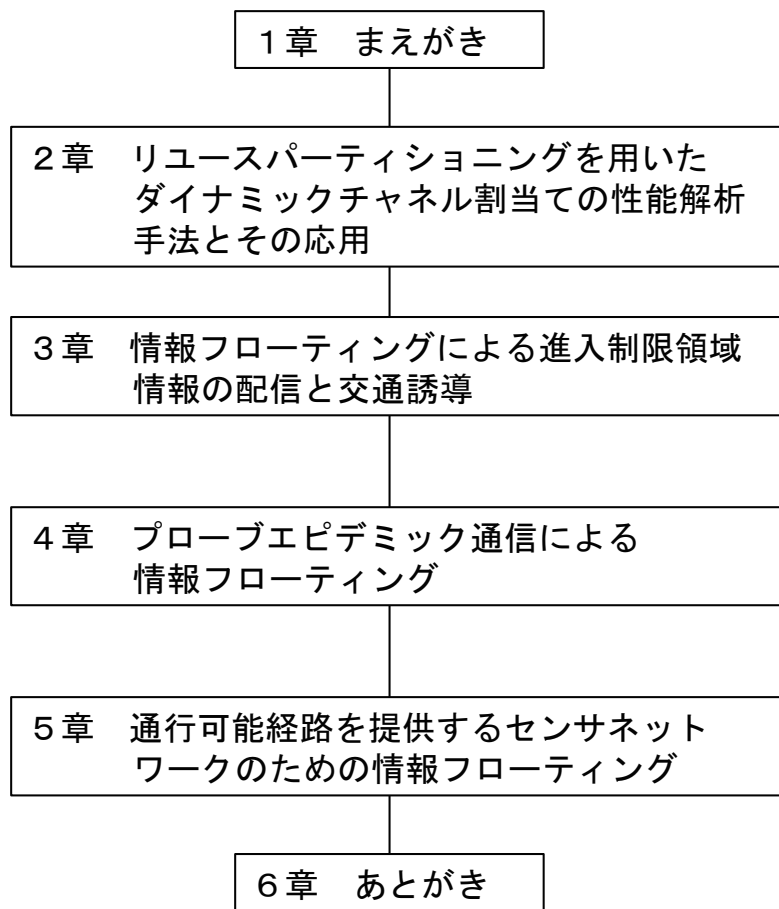


図 1.19: 論文の構成

参考文献

- [1] W. C. Y. Lee, Mobile Communications Engineering: Theory and Applications, McGraw-Hill, Oct. 1997.
- [2] 仙石正和, “自動車電話の周波数有効利用-チャネルの割当アルゴリズム-,” 電子情報通信学会誌, vol. 69, no. 4, pp. 350–356, Apr. 1986.
- [3] 秋丸春夫, ロバート B. クーパー, “通信トラヒック工学,” オーム社, 1985.
- [4] H. Akimaru, K. Kawashima, “Teletraffic : theory and applications,” Springer, 1999.
- [5] D Hong, S. S. Rappaport, “Traffic model and performance analysis for cellular mobile radio telephone systems with prioritized and nonprioritized handoff procedures,” IEEE Transactions on Vehicular Technology, vol. 35, no. 3, pp. 77–92, Sept. 1986.
- [6] 大塚晃, 仙石正和, 山口芳雄, 阿部武雄, “セルラ移動通信系と通信トラヒックに関する基礎研究,” 電子情報通信学会技術研究報告, CAS86-249, pp. 81–88, March 1987.
- [7] G. Montenegro, M. Sengoku, Y. Yamaguchi, T. Abe, “Time-Dependent Analysis of Mobile Communication Traffic in a Ring-

- Shaped Service Area with Nonuniform Vehicle Distribution,” IEEE Transactions on Vehicular Technology, vol. 41, no. 3, pp. 243–254, Aug. 1992.
- [8] K. Nakano, K. Saita, M. Sengoku, Y. Yamada, Shoji Shinoda, “Mobile Communication Traffic Analysis on a Road Systems Model,” Performance and Management of Complex Communication Networks, Published by International Federation for Information Processing (IFIP), Chapman & Hall, pp. 1–20, May 1998.
- [9] M. Sengoku, “Telephone Traffic in a Mobile Radio Communication System Using Dynamic Frequency Assignment,” IEEE Transactions on Vehicular Technology. Vol.VT-29, No.2, pp. 270–278, May 1980.
- [10] L. Schiff, “Traffic capacity of three types of common-user mobile radio communication systems,” IEEE Transactions on Communications, vol. COM-18, no. 1, pp. 12–21, Feb. 1970.
- [11] D.E. Everitt, N.W. Macfadyen, “Analysis of multicellular mobile radio telephone systems with loss,” Brit. Telecommun. Technol.J., vol.1, no.2, pp. 37–45, Oct. 1983.
- [12] F.P. Kelly, “Blocking probabilities in large circuit-switched networks,” Adv.Appl.Prob.,18, pp. 473–505, 1986.
- [13] D.E. Everitt, D.Manfield, “Performance analysis of cellular mobile communication systems with dynamic channel assignment,” IEEE

- Journal on Selected Areas in Communications, vol. 7, pp. 1172–1180, Oct. 1989.
- [14] S. Jordan, A. Khan, “A performance bound on dynamic channel allocation in cellular systems: equal load,” IEEE Transactions on Vehicular Technology, vol. VT-43, no. 2, pp. 333–344, May 1994.
- [15] P. Raymond, “Performance analysis of cellular networks,” IEEE Transactions on Communications, vol. 39, no.12, pp.1787–1793, Dec. 1991.
- [16] 中野敬介, 仙石正和, 篠田庄司, 阿部武雄, “セルラ移動通信系におけるクリークパッキングとダイナミックチャネル割当て,” 電子情報通信学会論文誌 (B-I) , vol. J78-B-I, no. 10, pp. 471–484, Oct. 1995.
- [17] K. Nakano, M. Sengoku, S. Shinoda, T. Abe, “Clique Pcking in cellular mobile communications systems,” IEEE ICUPC Record, pp. 71–75, Nov. 1995.
- [18] S. W. Halpern, “Reuse Partitioning in cellular systems,” Proceedings of IEEE VTC, pp. 322–327, May 1983.
- [19] L. L. Peterson, B. S. Davie, Computer Networks: A Systems Approach, Fifth Edition, Morgan Kaufmann Publishers Inc., 2012.
- [20] A・S・タネンバウム, コンピュータネットワーク 第4版, 日経BP社, 2003.

- [21] L. Kleinrock, J. Silvester, “Optimum transmission radii for packet radio networks or why six is a magic number,” Proc. of the IEEE National Telecommunications Conference, Vol. 4, pp. 4.3.1–4.3.5, Dec. 1978.
- [22] H. Takagi, L. Kleinrock, “Optimal Transmission Ranges for Randomly Distributed Packet Radio Terminals,” IEEE Trans. Commun., Vol. 32, No. 3, pp. 246–257, Mar. 1984.
- [23] C. E. Perkins, Ad Hoc Networking, Addison-Wesley, 2001.
- [24] 間瀬憲一, 中野敬介, 仙石正和, 篠田庄司, “アドホックネットワーク,” 電子情報通信学会誌, Vol. 84, No. 2, pp.127–134, Feb. 2001.
- [25] 間瀬憲一, “大規模災害時の通信確保を支援するアドホックネットワーク,” 電子情報通信学会誌, Vol. 89, No. 9, pp. 796–800, Sept. 2006.
- [26] H. Hartenstein, et al., “A tutorial survey on vehicular Ad Hoc Networks,” IEEE Communication Magazine, vol. 46, issue 6, pp. 164–171, June 2008.
- [27] <https://www.ietf.org/rfc/rfc3561.txt>
- [28] <https://www.ietf.org/rfc/rfc3626.txt>
- [29] I.F. Akyildiz, W. Su, Y. Sankarasubramaniam, E. Cayirci, “Wireless sensor networks: a survey,” Computer Networks 38 (2002) pp. 393–422

- [30] M. Penrose, “Random Geometric Graphs,” Oxford University Press, 2003.
- [31] P. Santi, “Topology control in wireless ad hoc and sensor networks,” ACM Computing Surveys, June 2005.
- [32] A. Vahdat, D. Becker, “Epidemic routing for partially connected ad hoc networks,” Technical Report, Duke University, April 2000.
- [33] Z. Zhang, “Routing in intermittently connected mobile ad hoc networks and delay tolerant networks: Overview and challenges,” IEEE Communications Surveys, vol.8, no.1, pp. 24–37, 2006.
- [34] K. Fall, “A delay-tolerant network architecture for challenged internets,” Intel Research Technical Report, IRB-TR-03-003 (2003)
- [35] F. Warthman, “Delay tolerant networks (DTNs): A tutorial,” DTN Research Group, Internet Draft (2003)
- [36] 鶴正人, 内田真人, 滝根哲哉, 永田晃, 松田崇弘, 巳波弘佳, 山村新也, “DTN 技術の現状と展望,” 電子情報通信学会通信ソサイエティマガジン, No. 16, pp. 57–68, 2011.
- [37] 中野敬介, “エピソード通信, 情報フローティングと安全・安心,” 電子情報通信学会 Fundamentals Review, Vol.10, No.4, pp. 282–292, April 2017.
- [38] W. Zhao, M. H. Ammar, “Message ferrying: proactive routing in highly-partitioned wireless ad hoc networks,” Proceedings of 9th

- IEEE Workshop on Future Trends of Distributed Computing System (FTDCS '03), pp. 308–314, May 2003.
- [39] A. Lindgren, A. Doria, O. Schelen, “Probabilistic Routing in Intermittently Connected Networks,” Proceedings of First International Workshop on Service Assurance with Partial and Intermittent Resources (SAPIR) 2004, Fortaleza, Brazil, LNCS, vol. 3126, pp. 239–254, August 2004.
- [40] W. Zhao, M. H. Ammar, E. Zegura, “Controlling the Mobility of Multiple Data Transport Ferries in a Delay-Tolerant Network,” Proceedings of the 24th Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies (INFOCOM), pp. 1407–1418, March 2005.
- [41] 落合秀也, 江崎浩, “DTN 環境を想定したトポロジ変化に強いメッセージルーティング,” 情報処理学会論文誌, vol. 50, no. 9, pp. 2312–2326, Sept. 2009.
- [42] 中野敬介, “孤立領域間 DTN におけるマルチホップ・エピデミック伝送に関する基礎検討,” 2011 年電子情報通信学会総合大会講演論文集, ABI-1-3, March 2011.
- [43] Y. P. Kim, K. Nakano, K. Miyakita, M. Sengoku, Y. J. Park, “A routing protocol for considering the time variant mobility model in delay tolerant network,” IEICE Transactions on Information and Systems, Vol. E95-D, No. 2, pp. 451–461, Feb. 2012.

- [44] Z. Feng, K.W. Chin, “A unified study of epidemic routing protocols and their enhancements,” Proceedings of the 2012 IEEE 26th International Parallel and Distributed Processing Symposium Workshops, pp. 1484–1493, May 2012.
- [45] A. Martin-Campillo, J. Crowcroft, E. Yoneki, R. Marti, “Evaluating opportunistic networks in disaster scenarios,” Journal of Network and Computer Applications, vol. 36, issue 2, pp. 870–880, March 2013.
- [46] H. Yao, H. Huang, D. Zeng, B. Li, S. Guo, “An energy-aware deadline-constrained message delivery in delay-tolerant networks,” Wireless Networks, vol. 20, issue 7, pp. 1981–1993, Oct. 2014.
- [47] S. Eshghi, M. H. R. Khouzani, S. Sarkar, N. B. Shroff, S. S. Venkatesh, “Optimal energy-aware epidemic routing in DTNs,” IEEE Transactions on Automatic Control, vol. 60, issue 6, pp. 1554–1569, June 2015.
- [48] K. Miyakita, K. Nakano, M. Yamashita, H. Tamura, “Simulation study of relief goods delivery and information sharing by epidemic transmission in disaster areas,” Journal of Advanced Simulation in Science and Engineering, Vol. 3, No. 1, pp. 114–135, Aug. 2016.
- [49] A. V. Castro, G. D. M. Serugendo, D. Konstantas, “Hovering Information-Self-Organising Information that Finds its Own Stor-

- age,” BBKCS-07-07, Technical Report, School of Computer Science and Information Systems, Birkbeck College, London, UK, Nov. 2007.
- [50] E. Hyytiä, J. Virtamo, P. Lassila, J. Kangasharju, J. Ott, “When Does Content Float? Characterizing Availability of Anchored Information in Opportunistic Content Sharing,” IEEE INFOCOM, pp. 3123–3131, April 2011.
 - [51] J. Ott, E. Hyytiä, P. Lassila, J. Kangasharju, S. Santra, “Floating Content for Probabilistic Information Sharing,” *Pervasive and Mobile Computing*, vol. 7, no. 6, pp. 671–689, 2011.
 - [52] B. Liu, B. Khorashadi, D. Ghosal, C. N. Chuah, H.M. Zhang, “Analysis of the information storage capability of VANET for highway and city traffic,” *Transportation Research Part C: Emerging Technologies*, vol. 23, pp. 68–84, 2012.
 - [53] E. Hyytiä, P. Lassila, J. Ott, J. Kangasharju, “Floating information with stationary nodes,” *Eighth Workshop on Spatial Stochastic Models for Wireless Networks (SpaSWin)*, pp. 361–366, 2012.
 - [54] J. Virtamo, E. Hyytiä, P. Lassila, “Criticality condition for information floating with random walk of nodes,” *Performance Evaluation*, Volume 70, Issue 2, pp. 114–123, Feb. 2013.
 - [55] B. Xie, Y. W. Chen, M. Xu, Y. G. Wang, “Mathematical Modeling of Locally Information Storage Capability of VANET for Highway

- Traffic,” *Applied Mechanics and Materials*, vols. 373–375, pp. 1914–1919, 2013.
- [56] M. S. Desta, E. Hyytiä, J. Ott, J. Kangasharju, “Characterizing Content Sharing Properties for Mobile Users in Open City Squares,” 10th Annual IEEE/IFIP Conference on Wireless On-Demand Network Systems and Services (WONS), pp. 147–154, 2013.
- [57] 早津峻佑, 中野敬介, 宮北和之, “DTN における情報滞留制御の解析,” 電子情報通信学会技術研究報告, Vol. 113, No. 118, CAS2013-30, pp. 165–170, July 2013.
- [58] M. Ciocan, C. Dobre, C.X. Mavromoustakis, G. Mastorakis, “Analysis of Vehicular Storage and Dissemination Services based on Floating Content,” Proceedings of International Workshop on Enhanced Living Environments (ELEMENT 2014), 6th International Conference on Mobile Networks and Management (MONAMI 2014), Sept. 2014.
- [59] 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提案および安定性解析,” 電子情報通信学会技術研究報告, vol. 115, CQ2015-21, pp. 7–12, July 2015.
- [60] K. Nakano, K. Miyakita, “Information floating on a road with different traffic volumes between opposite lanes,” *Journal of Advanced Simulation in Science and Engineering*, Vol.3, No.1, pp.97-113, Aug. 2016.

- [61] K. Nakano, K. Miyakita, “Analysis of information floating with a fixed source of information considering behavior changes of mobile nodes,” IEICE Transactions on Fundamentals of Electronics, Communications and Computer Sciences, Vol.E99-A, No.8, pp.1529–1538, Aug. 2016.
- [62] 宮北和之, 中野敬介, “情報フローティングの基本性質に関する一考察,” 電子情報通信学会技術研究報告, Vol. 116, No. 250, ICTSSL2016-22, pp. 13–18, Oct. 2016.
- [63] 横田孝義, “次世代交通情報通信システムを担うプローブ技術,” 電子情報通信学会誌, Vol. 95, No. 8, pp. 718–723, Aug. 2012.
- [64] 須藤三十三, 浦川豪, 福重新一郎, 濱本両太, 林春男, “広域的な災害発生後のプローブ情報の活用 -東日本大震災での事例を通して-,” 情報システム学会誌, Vol.8, no.1, pp.30–41, 2012.
- [65] ITS Japan, <http://www.its-jp.org/saigai/>, accessed May 12. 2019.
- [66] ITS Japan, “ITS Japan: Probe Helps Traffic Information in Disaster Area,” http://www.its-jp.org/english/its_asia/553/, accessed May 12. 2019.
- [67] L. Wischhof, A. Ebner, H. Rohling, “Information Dissemination in Self-organizing Intervehicle Networks,” IEEE Trans. Intelligent Transportation Systems, vol. 6, no. 1, pp. 90–101, March 2005.

第2章 リュースパーティショニングを用いたダイナミックチャネル割当ての性能解析手法とその応用

2.1 まえがき

前述のとおり，現在の主要な移動通信システムでは，多くの加入者を収容するために，セルラ方式 [1] の概念を適用している．さらに，多元接続方式として，周波数分割多元接続（Frequency Division Multiple Access: FDMA），時分割多元接続（Time Division Multiple Access: TDMA），符号分割多元接続（Code Division Multiple Access: CDMA）等，様々なものが用いられてきたが，本章ではFDMAについて考える．

FDMAを用いた場合，周波数帯（チャネル）を有効に利用するために，同一のチャネルを干渉が十分小さいセル間で繰り返し再利用する．このチャネルの空間的再利用はチャネルの割当てを行う方法（チャネル割当て法）に関係するため，チャネル割当てを効率的に行うことが周波数帯の利用効率を高めることになる．チャネル割当ての主な手法として，固定

チャンネル割当て (Fixed Channel Assignment: 以下 FCA) とダイナミックチャンネル割当て (Dynamic Channel Assignment: 以下 DCA) がある.

FCA では, 各セルへのチャンネルの割当ては時間的に変化しない. そのため, 一つのセルで使用できるチャンネル数は常に一定であり, あらかじめセルに対して割り当てられているチャンネルがすべて使用されている場合にだけ生起呼は接続されない. よって, 一つのセルに割り当てられるチャンネル群は完全線群として考えることができる. 呼が通話中に移動しないことを仮定すれば, ポアソン呼に対する呼損率 B をアールン B 式 [2] を用いて計算することができる.

$$B = E_S(a) = \frac{\frac{a^S}{S!}}{\sum_{r=0}^S \frac{a^r}{r!}}. \quad (2.1)$$

また, 移動を考慮したセルラシステムにおける通信トラヒック特性として, ハンドオフを考慮した呼損率の近似計算がアールン B 式を用いて検討されている [5,6].

一方, DCA とは, システムに対するチャンネルの割当てを時間的に積極的に変化させることで, 高い周波数利用効率を実現する方法であり, 既に様々な割当てアルゴリズムが提案され検討されている [3,4]. DCA を用いたセルラ移動通信システムでは, 基本的にどのチャンネルもすべてのセルで使用できる. そのため, 各セルで使用可能な最大チャンネル数が一定にならず, 時間毎に変動する状況が起こる. このようなシステムの通信トラヒック特性を解析する場合, 不完全線群として考える必要がある [2]. このとき, システムにおけるチャンネルの割当ての状態は組み合わせ的になり, その組み合わせの数は膨大な数になる. そのため, 通信トラヒック

特性を厳密に解析的に求めることは難しい [7].

このようなことから, First-Available 法 [3] のような単純な DCA の呼損率の近似解析 [7,8] や, 理想的な最適化を行った場合の DCA の呼損率の近似解析 [9–12], 最適な DCA の呼損率をクリークパッキングと呼ばれるチャネル割当法でモデル化した場合の解析も行われている [13–15]. しかし, 近似手法自体も簡単でなく, 多くの場合, DCA の通信トラヒック特性は, 計算機シミュレーションによって求めることが多い.

また, チャネル割当て以外の多くの加入者を収容するための方式として, リユースパーティショニングという概念が提案されている [16]. リユースパーティショニングではセルをいくつかの更に小さなセルに分割し, 基地局がその小セル群の通信を制御する. リユースパーティショニングを用いたセルラシステムでは, 基地局から分割されたそれぞれの小セルまでの距離が異なるため, 内側の小セルで生じた呼は, 外側の小セルで生じた呼よりも強い搬送波を受信することができる. 搬送波対干渉波比によって再利用距離が決まることから, 内側の小セルでの再利用距離は外側の小セルでの再利用距離よりも小さくなる. このように, リユースパーティショニングを適用することでより多くの利用者にチャネルを割り当てることができる.

文献 [16] において, リユースパーティショニングを適用したセルラシステムにおける FCA の特性が評価されており, そのほかの文献ではリユースパーティショニングを適用したセルラシステムにおける DCA の特性が評価されている [17–24]. その中のいくつかの文献では自動的にリユースパーティショニングを実現する分散型 DCA のアルゴリズムを述べてられている [18–23]. ここで, リユースパーティショニングと DCA を併用し

たセルラシステムでは，すべてのチャンネルがすべてセルで使用できるため，外側の小セルの呼損率は内側の小セルの呼損率よりも高くなるという呼損率が不均一となる問題が生じる [17]．これは加入者に対して異なる品質のサービスを提供することになり，不公平なサービス品質の問題を引き起こす．

この不公平なサービス品質の問題は，外側の小セルにおけるチャンネルの再利用距離が内側の小セルの再利用距離よりも長いために生じる．例えば，あるチャンネルが外側の小セルで使用できる場合，このチャンネルは内側の小セルでも使用できるが，この逆は必ず成り立つとは限らない．よって，内側の小セルは外側の小セルでも使用できるチャンネルを多く確保するような状況になるため，外側の小セルで使用できるチャンネルが少なくなり，結果的に外側の小セルの呼損率は内側の小セルの呼損率よりも高くなる．しかしながら，移動通信システムとしては，公平な加入者へのサービス品質を提供することは重要な目的である．

本章では，リユースパーティショニングと DCA を併用したセルラシステムにおいて，それぞれの小セルの呼損率を均一化することを目的とする．各小セルの呼損率の均一化のために，システム全体のチャンネルをいくつかのグループに分割する場合を考える．ただし，この分割した各チャンネルグループは，それぞれの小セルだけで使用できるように予約しておき，ほかの小セルでは使用できないこととする．つまり，チャンネルの使用を制限することで，内側の小セルが外側の小セルのために予約されたチャンネルを使用することができないようにする．このように各セルで使用するチャンネルを分割した場合に，各小セルの呼損率が空間的に不均一になることを防ぐ手法を考える．

このチャンネルの使用に制限を設けることは文献 [17] で最初に提案され、文献 [23] では完全な分散システムにおけるチャンネルの使用制限による影響を議論している。ここで、内側の小セルと外側の小セルそれぞれの予約チャンネルの数を正確に決定するためには、それぞれの小セルにおける呼損率と予約されたチャンネルの数の関係を知らなければならない。しかしながら、文献 [17,23] では予約チャンネル数を大まかに決めており、この予約チャンネル数を決定するための手続きを詳細に議論していない。

そこで、本論文では、各セルの予約チャンネル数を決定するために、クリークパッキング [13] による DCA の呼損率の計算手法 [14,15] を用いる。このクリークパッキングによる DCA の呼損率の計算手法を用いて、リユースパーティショニングを適用したシステムでの各セルの予約チャンネル数を算出する手法を提案する。この提案手法を用いて、システムのチャンネルの数とトラフィック量により、それぞれの小セルで使用するチャンネル数を決定することができる。

2.2 節ではシステムのモデルと仮定、クリークパッキングについて説明する。2.3 節で提案手法を説明し、2.4 節で提案手法の結果を示し、議論する。そして、2.5 節で本章をまとめる。

2.2 準備

2.2.1 モデルと仮定

本章では、前述のとおり、リユースパーティショニングと DCA を併用したセルラシステムについて検討する。リユースパーティショニングとは

セルをいくつかのさらに小さなセルに分割し、基地局がその小セル群の通信を制御する。ここで、サービスエリアは図 2.1 に示すように正六角形セルによって構成されているものとし、図 2.2 に、リユースパーティショニングを適用したシステムにおける基地局 i のセルを示す。図 2.2 では、一つのセルを三つの小セルに分割した例である。ここで、 z_{i0} を基地局 i に最も近い小セルとする。 z_{i1} を z_{i0} に接した小セルとする。残った小セルを z_{i2} とする。基地局 i は z_{i0}, z_{i1}, z_{i2} の通信を制御する。リユースパーティショニングを用いたセルラシステムでは、基地局から分割されたそれぞれの小セルまでの距離がそれぞれ異なるため、内側の小セルで生じた呼は、外側の小セルで生じた呼よりも強い搬送波を受信することができる。搬送波対干渉波比によって再利用距離が決まることから、内側の小セルでの再利用距離は外側の小セルでの再利用距離よりも小さくなる。つまり、 z_{i0} でのチャネルの再利用距離が最も小さくなり、 z_{i1}, z_{i2} の順に大きくなる。なお、本論文では、 z_{i0} の干渉セルは自身のセルだけが干渉セルとし、 z_{i1} の干渉セルは一つ離れたセル、 z_{i2} の干渉セルは二つ離れたセルまでとする。

以下に、本章におけるシステムのモデルと仮定を示す。

1. サービスエリアは正六角形セルによって構成され、図 2.1 に示すように境界がないものとする。図中の番号はセルの番号を示している。この仮定は境界によるトラヒック特性への影響を無視するためのものである。
2. 基地局はセルの中心に設置されており、セルは三つの小セルに分割されている（図 2.2）。

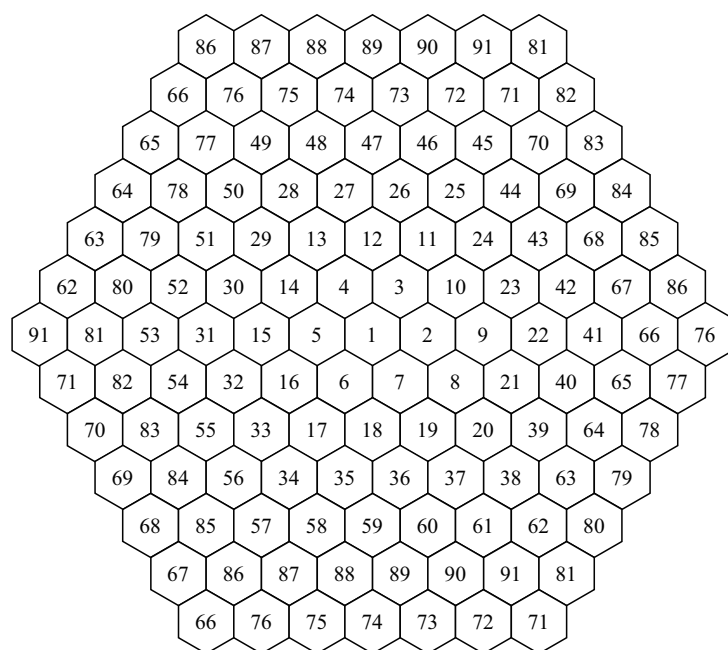


図 2.1: サービスエリア

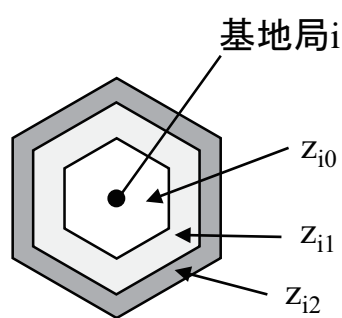


図 2.2: 分割されたセル

3. 三つの小セルは同じ大きさである.
4. $Z_j = z_{1j}, z_{2j}, \dots, z_{n_zj}$ とし, n_z はシステム全体の基地局数とする. また, Z_0, Z_1, Z_2 の呼損率をそれぞれ B_0, B_1, B_2 とする.
5. それぞれの三つの小セルの平均呼量は a である.
6. 即時式システムとする. 呼の生起はポアソン分布に従うものとする.
7. 呼の保留時間は平均 1.5 分の指数分布に従うものとする.
8. ユーザは生起したセルから出て行かないこととする.
9. システム全体のチャネル数を n_d とする.

2.2.2 クリークパッキング

DCA の呼損率を推定するために, クリークパッキング (Clique Packing) [13] による DCA の呼損率の計算手法 [14, 15] を用いるため, 本節ではクリークパッキングについて説明する. まず, クリーク (Clique) とは, セルの集合の中で, それに含まれる二つのセルが, すべての組み合わせにおいて互いに干渉セルであるようなものである. クリークパッキングの例として, 図 2.3 と図 2.4 を考える. これらは 1 段バッファシステムである. 図 2.3 において, セル v を考える. 1 段バッファシステムでは, 図 2.3 に示している三つのセルからなるクリークが最大クリークとなる. よって, 図 2.4 に示すとおり, セル v を含む最大クリークは 6 個になる. クリークパッキングでは, この 6 個の最大クリークで全チャネル数と同じ数の呼を収容できる. つまり, セル v で呼が生起したとき, この 6 個の最大ク

リークのうち、どこかの最大クリークで生起呼を除いて全チャンネル数と同じ数の呼を収容していると、生起呼を収容できないということになる。同様に、2段バッファシステムの場合は図 2.5 と図 2.6 であるが、図 2.5 に示すとおり、七つのセルからなるクリークが最大クリークとなり、セル v を含む最大クリークは、図 2.6 に示すとおり、7 個となる。よって、この 7 個の最大クリークのうち、どこかで全チャンネル数と同じ数の呼を収容していると、セル v の生起呼を収容できないということになる。このように、クリークパッキングは理想的な DCA のモデル化として用いることができる [14,15]。

文献 [14,15] で提案された方法は、 p 段バッファシステムにおける DCA の呼損率の計算に用いることができる。クリークの定義から、クリーク内ではチャンネルを再利用することはできないため、どのような DCA でもクリーク内のチャンネル数よりも多くの呼を受け入れることはできない。さらに、クリーク内のチャンネル数と同じ数の呼を受け入れるためには、DCA はチャンネルの配置を最適化しなければならない。しかしながら、ほとんど多くの DCA は完全な最適化能力を持ってはいない。

一方、クリークパッキングは、一般的な DCA とは異なり、常にチャンネル数と同じ数まで呼を受け入れることができる。つまり、クリークパッキングは理想的な DCA と考えることができる。呼が生起したとき、クリークパッキングのチャンネル割当ての処理は、以下のように行う。

- (1) 新しく生起した呼が存在するそれぞれのクリークにおいて、その呼を含まずに呼の数を計測する。
- (2) チャンネル数と同じだけの呼が存在するクリークが存在していた場

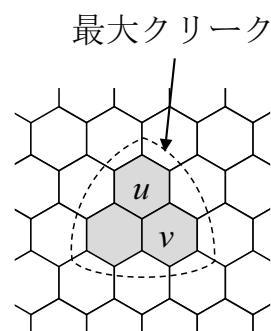


図 2.3: 1 段バッファシステムにおける最大クリークの例

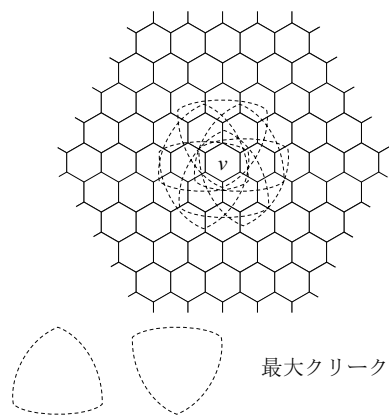


図 2.4: 1 段バッファシステムにおけるセル v を含む最大クリーク

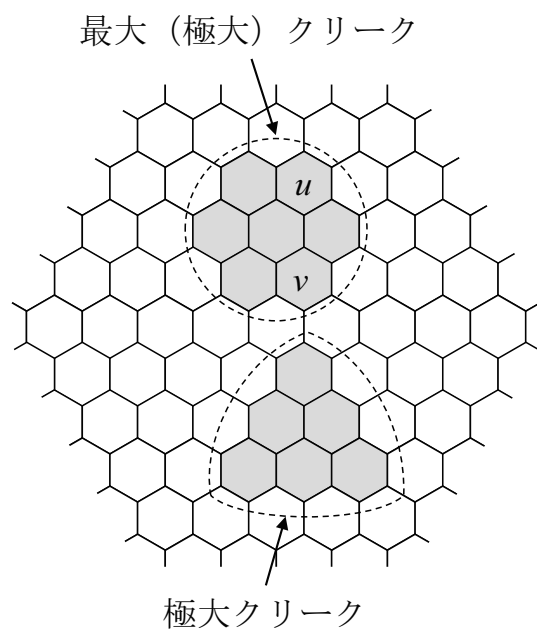


図 2.5: 2 段バッファシステムにおける最大クリークの例

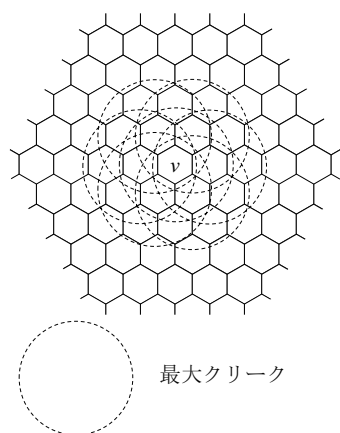


図 2.6: 2 段バッファシステムにおけるセル v を含む最大クリーク

合，その新しく生起した呼は呼損となる．それ以外の場合はその呼を受け入れる．

このクリークパッキングの呼損率を算出するための近似式が文献 [14,15] で提案されており，その計算結果は計算機シミュレーション結果とよく一致していることが知られている．また，文献 [14,15] の結果から，均一なトラヒック分布の場合では，クリークパッキングのトラヒック特性は最大クリークにだけ依存していることも示されている．

さらに，文献 [14,15] では，いくつかの一般的な DCA が最大クリークに収容できる呼の数の上限値を推定している．この値は βn_d で表され， β はそれぞれの一般的な DCA が持つ特性値である．この推定結果を用いてクリークパッキングによる一般的な DCA を特徴付けており，その結果として，チャンネル数 n_d の DCA をチャンネル数 βn_d のクリークパッキングで置き換えができることを示している．また， β はチャンネル数や呼量に依らずほぼ一定の値を示すことから，DCA は最大クリークに平均的に βn_d の数まで呼を受け入れることができることが示されている．このとき，p 段バッファシステムにおけるチャンネル数 n_d の DCA の呼損率を計算する手続きを以下に示す．

(1) DCA の β を推定する．

(2) クリークパッキングの代わりに，数式に βn_d と呼量を用いる．

まず，干渉セルが自身のセルだけで他のセルからの干渉が存在しない場合，呼損率 B_{0-belt} はアラン B 式によって直接求めることができる．つまり，

$$B_{0-belt} = E_{n_d}(a) \quad (2.2)$$

である．なお，アーラン B 式は式 (2.1) で表される．

次に，1 段バッファシステムの呼損率 B_{1-belt} を考える．前述のとおり， B_{1-belt} は呼量 a である 1 段バッファシステムにおけるチャンネル数 βn_d のクリークパッキングの呼損率 $B_{M,1-belt}(a, \beta n_d)$ として考えることができる．このとき， $B_{M,1-belt}(a, \beta n_d)$ は以下のように表される．

$$\begin{aligned} B_{1-belt} = B_{M,1-belt}(a, \beta n_d) &= 6E_{3n_f}(3a) - 6E_{4n_f}(4a) \\ &\quad - 3E_{5n_f}(5a) + 6E_{6n_f}(6a) - 2E_{7n_f}(7a) \end{aligned} \quad (2.3)$$

ここで， $E_S(a)$ は式 (2.1) のアーラン B 式を表し， n_f は最大クリークで収容できる数を最大クリーク内のセル数で除した数である．つまり，この場合，First Available 法が最大クリークに βn_d まで呼を受け入れることができ，1 段バッファシステムでは最大クリーク内のセル数は 3 であるため， $n_f = \frac{\beta n_d}{3}$ となる．

同様に，2 段バッファシステムの呼損率 B_{2-belt} を考えると， B_{2-belt} は呼量 a である 2 段バッファシステムにおけるチャンネル数 βn_d のクリークパッキングの呼損率として考えることができるので，以下のように表される．

$$\begin{aligned} B_{2-belt} = B_{M,2-belt}(a, \beta_2 n_d) &= 7E_{7n_f}(7a) - 12E_{10n_f}(10a) \\ &\quad + 12E_{13n_f}(13a) - 6E_{14n_f}(14a) \end{aligned} \quad (2.4)$$

ここで、First Available 法が最大クリークに βn_d まで呼を受け入れることができ、2 段バッファシステムでは最大クリーク内のセル数は 7 であるため、 $n_f = \frac{\beta n_d}{7}$ となる。

2.3 各小セルの呼損率を均一化するための手法

2.3.1 チャネル再利用と不均一な呼損率

システムにおけるチャネル再利用の制限について説明する。同一チャネルの再利用制限は、小セルからその基地局までの距離と、小セルからほかの小セルまでの距離にだけ基づいていると仮定する。まず、すべてのチャネルがすべてのセルで使用できるとき、 z_{ij} は図 2.7 に示すような干渉セルを持つと仮定する。なお、干渉モデルは基本的に文献 [24] におけるモデルと同じである。このとき、新しく呼が小セルで生起し、その小セルの干渉セルでチャネルが使用されていた場合、その新しく生起した呼にそのチャネルを割り当てることができない。

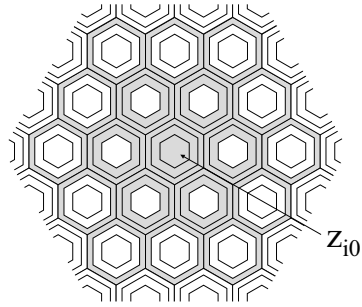
図 2.7 において、内側的小セルの干渉セルの数は、外側的小セルの干渉セルの数よりも少ない。また、基地局が同じ場合には、外側的小セルの干渉セルは内側的小セルの干渉セルを含んでいる。例えば、 z_{i2} の干渉セルは、 z_{i1} の干渉セルと z_{i0} の干渉セルを含んでいる。同様に、例えば、 z_{i1} の干渉セルは z_{i0} の干渉セルを含んでいる。ここで、ある基地局の外側的小セルにおいて干渉がないチャネルがある場合、このチャネルはその基地局での内側的小セルにおいても干渉がない。しかし、この逆は必ずしも真とは限らない。そのため、内側的小セルは、外側的小セルでも

使用したほうがよいチャネルまで使用してしまい，多くのチャネルを確保することになる．これにより，外側の小セルの呼損率が内側の小セルの呼損率よりも高くなるという問題を引き起こしている．図 2.7 に示すシステムの例では， $B_0 < B_1 < B_2$ と推測される．

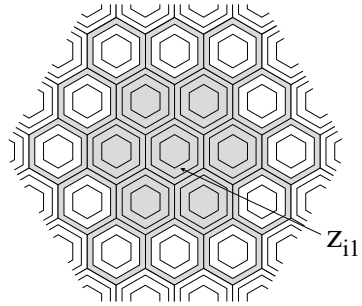
2.3.2 提案手法

前述のように，内側の小セルの呼損率が外側の小セルの呼損率よりも小さくなるという，呼損率が不均一になることを防ぐために，チャネルを小セルの数のグループに分割し，小セルごとで利用できるチャネルを予約することとする．これにより，チャネルの利用に制約を設ける．図 2.2 としたシステムを考えた場合，チャネルは 3 グループに分割することになる．チャネルのグループを n_0, n_1, n_2 としたとき， n_0 のグループのチャネルは Z_0 だけが使用できることとする．また， n_1 のグループのチャネルは Z_1 だけが， n_2 のグループは Z_2 だけがそれぞれ使用できることとする．よって， Z_0 のセルでは， Z_1 や Z_2 のために予約されたチャネルが干渉がない場合でも，使用することはできない．なお，システムのチャネル数は n_d であるので， $n_d = n_0 + n_1 + n_2$ となる．

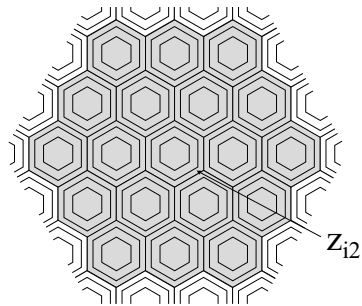
本章では $B_0 = B_1 = B_2$ とすることが目的であるので， $B_0 = B_1 = B_2$ となるような n_0, n_1, n_2 の値を導出することが重要である．ここで，呼量 a ，チャネル数 n_d が与えられた場合， $B_0 = B_1 = B_2$ となるような n_0, n_1, n_2 の値を決定するためには，以下に示す n_0, n_1, n_2 に関する連立方程式を解かなければならない．



(a) z_{i0} の干渉セル



(b) z_{i1} の干渉セル



(c) z_{i2} の干渉セル

図 2.7: 干渉セル

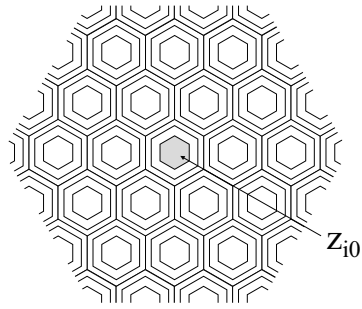
$$n_d = n_0 + n_1 + n_2 \quad (2.5)$$

$$B_0 = B_1 = B_2 \quad (2.6)$$

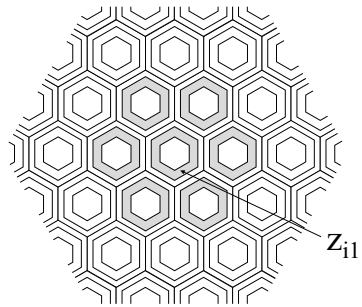
この式 (2.5), 式 (2.6) を解くために, B_0, B_1, B_2 の値を n_0, n_1, n_2 の関数として与えることが必要になる. このとき, 呼損率の正確な値を求めることが必要とされるため, 本論文では以下に示すような解析的に求めることを考える.

まず, 各小セルで利用できるチャンネルに制限を設けたことから, 各小セルでの呼損率は独立して考えることができる. つまり, Z_i のセルの干渉セルは, Z_i のセルだけになると考えることができ, この場合, z_{ij} の干渉セルは図 2.8 のように表される. 図 2.8 に示すように, Z_0 は 0 段バッファシステムと同等であり, Z_0 のセルの干渉セルは自身だけである. 同様に, 図 2.8(b) の Z_1 のセルだけに着目すると, Z_1 は 1 段バッファシステムと等価であることが確認できる. また, Z_2 は 2 段バッファシステムと同等である. ここで, p 段バッファシステムとは, あるセルの干渉セルが p セル離れたセルよりも近いセルで構成されるシステムを表す. つまり, B_i はチャンネル数 n_d の p_i 段バッファシステムの呼損率として表すことができる. なお, 図 2.8 における最大クリークは, 図 2.9 となる.

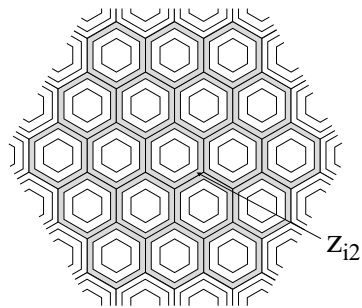
最初に, B_0 について考える. Z_0 のセルでは, 他のセルからの干渉は存在しないため, Z_0 のそれぞれのセルは常に n_0 のチャンネルを使用することができる. これはチャンネルグループによる完全線群を意味している. よって, Z_0 のセルの呼損率は, アーラン B 式によって直接求めることができる. つまり,



(a) z_{i0} の干渉セル

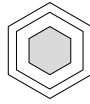


(b) z_{i1} の干渉セル

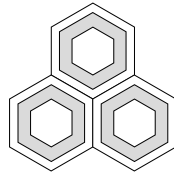


(c) z_{i2} の干渉セル

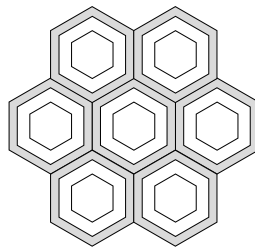
図 2.8: 干渉セル（チャンネルを分割した場合）.



(a) Z_{i0} の最大クリーク



(b) Z_{i1} の最大クリーク



(c) Z_{i2} の最大クリーク

図 2.9: 最大クリーク

$$B_0 = E_{n_0}(a) \quad (2.7)$$

である．なお，アーラン B 式は式 (2.1) で表される．

次に， B_1, B_2 を考える．本論文では， B_1, B_2 を解析的に求めるために，文献 [14, 15] で示されたクリークパッキングを用いた DCA の呼損率を算出するための近似式を適用する．前述のとおり， Z_1 は 1 段バッファシステムであるので， B_1 は呼量 a である 1 段バッファシステムにおけるチャンネル数 $\beta_1 n_1$ のクリークパッキングの呼損率 $B_{M,1-belt}(a, \beta_1 n_1)$ として考えることができる．このとき， $B_{M,1-belt}(a, \beta_1 n_1)$ は以下のように表される．

$$\begin{aligned} B_{M,1-belt}(a, \beta_1 n_1) &= 6E_{3n_f}(3a) - 6E_{4n_f}(4a) \\ &\quad - 3E_{5n_f}(5a) + 6E_{6n_f}(6a) - 2E_{7n_f}(7a) \end{aligned} \quad (2.8)$$

ここで， $E_S(a)$ は前述のアーラン B 式を表し， n_f は最大クリークで収容できる数を最大クリーク内のセル数で除した数である．また， β_1 は，DCA の特性値を示し，1 段バッファシステムでは最大クリーク内のセル数は 3 であるため， $n_f = \frac{\beta_1 n_1}{3}$ となる．

同様に， B_2 は呼量 a である 2 段バッファシステムにおけるチャンネル数 $\beta_2 n_2$ のクリークパッキングの呼損率 $B_{M,2-belt}(a, \beta_2 n_2)$ として考えることができる．このとき， $B_{M,2-belt}(a, \beta_2 n_2)$ は以下のように表される．

$$\begin{aligned} B_{M,2-belt}(a, \beta_2 n_2) &= 7E_{7n_f}(7a) - 12E_{10n_f}(10a) \\ &\quad + 12E_{13n_f}(13a) - 6E_{14n_f}(14a) \end{aligned} \quad (2.9)$$

β_2 は, DCA の特性値を示し, 2 段バッファシステムでは最大クリーク内のセル数は 7 であるため, $n_f = \frac{\beta_2 n_2}{7}$ となる. したがって, 式 (2.7), 式 (2.8), 式 (2.9) を用いることによって, 式 (2.5), 式 (2.6) を解くことができる.

2.4 結果と考察

提案手法による各小セルの呼損率の均一化について計算機シミュレーションにより評価する. 本論文では, 一般的な DCA の例として, First Available 法を考える. なお, 文献 [14, 15] より, 1 段バッファシステムにおける First Available 法の β である β_1 はおよそ 0.83, 2 段バッファシステムにおける β である β_2 はおよそ 0.78 であることがそれぞれ示されている.

$n_d = 550$ としたときの First Available 法の特性を図 2.10, 図 2.11, 図 2.12, 図 2.13 に示す. 図 2.10 は式 (2.5), 式 (2.6) を満足する B_0, B_1, B_2 の特性を示している. 図 2.11, 図 2.12, 図 2.13 に, $B_0 = B_1 = B_2$ となるような条件を満たす n_0, n_1, n_2 の特性を示す. 式 (2.5), 式 (2.6) の連立方程式の正確な解が存在することは保証できないため, n_0, n_1, n_2 を整数と仮定し, $|B_0 - B_1| + |B_1 - B_2| + |B_2 - B_0|$ の値が最小となるような n_0, n_1, n_2 の組を式の解として近似的に求めている.

図 2.10 では, リユースパーティショニングを適用しない 2 段バッファシステムにおける First Available 法の呼損率 B_0, B_1, B_2 も示している. 結果より, リユースパーティショニングではチャンネルの再利用に制限しているにもかかわらず, B_0, B_1, B_2 はリユースパーティショニングを適用し

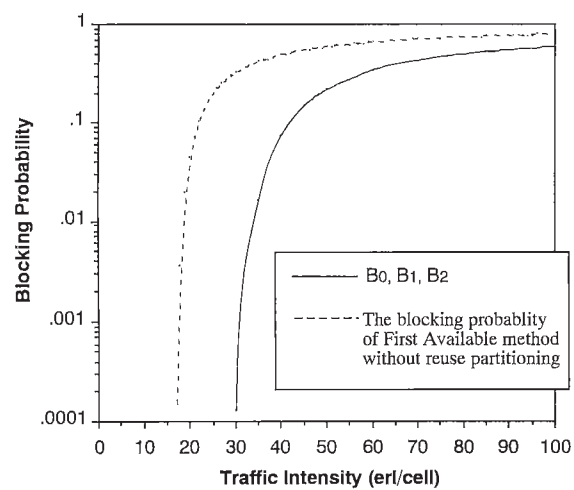


図 2.10: B_0, B_1, B_2 の結果

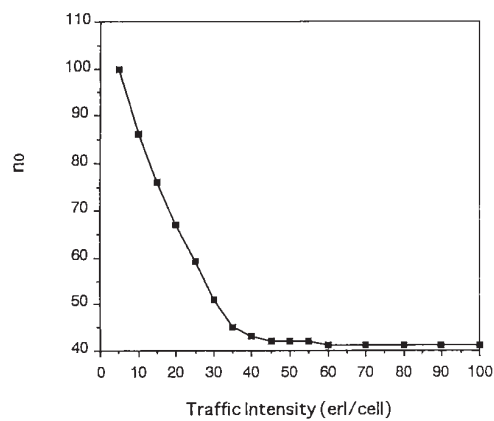


図 2.11: n_0 の特性

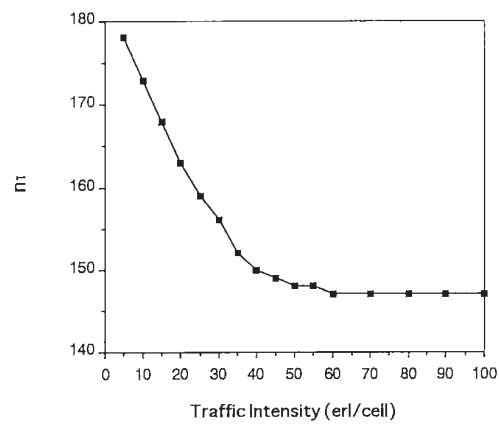


図 2.12: n_1 の特性

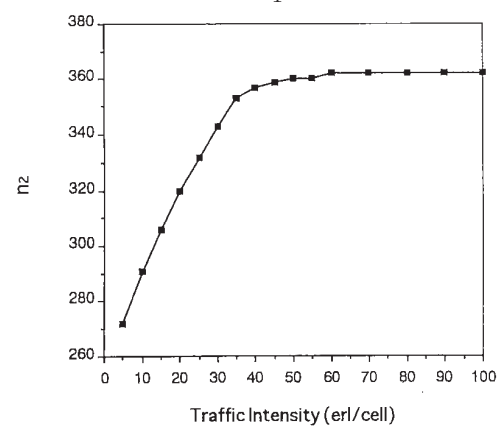


図 2.13: n_2 の特性

ない2段バッファシステムの呼損率よりも低い。よって、リユースパーティショニングの効果によってシステム容量の増加がチャンネルの再利用の制限によるシステム容量の減少を抑えていると思われる。

図 2.11, 図 2.12, 図 2.13 の結果について考察する。結果から, $n_0 < n_1 < n_2$ という関係が示されている。前述のとおり, Z_0 のセルにおけるチャンネルの再利用距離は Z_1 のセルにおけるチャンネルの再利用距離よりも小さく, Z_1 のセルにおけるチャンネルの再利用距離は Z_2 のセルにおけるチャンネルの再利用距離よりも小さい。よって, このような関係は, 容易に予測することができる。

次に, 図 2.11, 図 2.12, 図 2.13 の結果から $n_0 : n_1 : n_2$ の比について考察する。図 2.11, 図 2.12, 図 2.13 では以下のような結果が確認できる。呼量が多い場合, n_0, n_1, n_2 はそれぞれの値に収束している。収束後の $n_0 : n_1 : n_2$ の比は, おおよそ $n_0 : n_1 : n_2 = 1 : 3.6 : 8.9$ である。ここで, この比について考える。呼量が多い場合, 最大クリークは呼で飽和状態になっていると仮定する。この場合, Z_1 の最大クリーク内の呼の数が $\beta_1 n_1$ と同じになっていると考えられる。セルあたりのトラヒック量が均一で, Z_1 の最大クリークの大きさが3であるため, Z_1 のそれぞれのセルは $\frac{\beta_1 n_1}{3}$ の呼がいると考えられる。同様に, Z_0 のそれぞれのセルには n_0 の呼が, Z_2 のそれぞれのセルは $\frac{\beta_2 n_2}{7}$ の呼がいると考えられる。このシステムでは, 呼損率とトラヒック量はそれぞれのセルで均一であるため, 運ばれた呼量もそれぞれのセルにおいて均一である。よって, $\beta_1 = 0.83, \beta_2 = 0.78$ とすると, $n_0 \doteq \frac{\beta_1 n_1}{3} \doteq \frac{\beta_2 n_2}{7}$ であると予測される。これらの関係より, $n_0 : n_1 : n_2 = 1 : 3.6 : 9.0$ という比が得られる。これらの比は図 2.11, 図 2.12, 図 2.13 の結果とよく一致している。これ

は、呼量が大きく均一の場合、 β と最大クリークで受け入れ可能な呼の数を用いることにより、 n_0, n_1, n_2 を決定できることを示している。

一方、呼量が小さい場合、 n_0, n_1, n_2 の比は一定ではない。この結果から、呼量が小さい場合には、 n_0, n_1, n_2 の比を容易には決定できないことを示している。よって、この場合、式 (2.5)、式 (2.6) を解くために必要な本研究の手法は、 n_0, n_1, n_2 の決定に有効であると考えられる。

本章では First Available 法を例として検討したが、同様の手順で文献 [13] で示されているような他の DCA の呼損率も計算することができる。したがって、本論文で検討したシステムにおける他の DCA の特性を評価することも可能であると考えられる。

また、本論文では、簡単化のため、小セルの大きさは均一と仮定しているため、 z_{i0}, z_{i1}, z_{i2} の呼量をそれぞれ a_0, a_1, a_2 とおいた場合、 $a_0 = a_1 = a_2 = a$ と仮定している。ここで、小セルの大きさが違う状況を考える場合、 a_0, a_1, a_2 は異なることになるが、式 (2.7)、式 (2.8)、式 (2.9) における a をそれぞれ a_0, a_1, a_2 に置き換えることで、各小セルの大きさが違う場合にも本論文の手法は適用可能であると考えられる。

2.5 あとがき

本章では、リユースパーティショニングとダイナミックチャネル割当てを併用したセルラシステムにおいて、分割した小セルの呼損率が不均一となる問題を議論し、この問題を解決するための手法を提案した。この手法はトラヒック理論を基本とした単純な手法で、不均一な呼損率を妨げるのに効果的であることを示した。また、最大クリークの大きさと、

ダイナミックチャネル割当ての特徴的なパラメータ β が，小セルに予約したチャネルの数の比に影響することを示した．

今後の課題として，不均一なトラヒック環境下におけるリユースパーティショニングとダイナミックチャネル割当てを併用したセルラシステムにおけるトラヒック解析やトラヒック特性に対するハンドオフの影響に関する解析等が挙げられる．

参考文献

- [1] W. C. Y. Lee, Mobile Cellular Telecommunications Systems,” McGraw-Hill, 1989.
- [2] 秋丸春夫, ロバート B. クーパー, “通信トラヒック工学,” オーム社, 1985.
- [3] D. C. Cox and D. O. Reudink, “Dynamic channel assignment in two-dimensional large-scale mobile systems,” Bell Syst. Tech. J., vol. 51, no.7, pp.1611–1629
- [4] 仙石正和, “自動車電話の周波数有効利用–チャネルの割当アルゴリズム–,” 電子情報通信学会誌, vol. 69, no. 4, pp. 350–356, Apr. 1986.
- [5] D Hong, S. S. Rappaport, “Traffic model and performance analysis for cellular mobile radio telephone systems with prioritized and nonprioritized handoff procedures,” IEEE Transactions on Vehicular Technology, vol. 35, no. 3, pp. 77–92, Sept. 1986.
- [6] 大塚晃, 仙石正和, 山口芳雄, 阿部武雄, “セルラ移動通信系と通信トラヒックに関する基礎研究,” 電子情報通信学会技術研究報告, CAS86-249, pp. 81–88, March 1987.

- [7] M. Sengoku, "Telephone traffic in a mobile communication system using dynamic frequency assignments," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. VT-29, no. 2, pp. 270–278, May 1980.
- [8] L. Schiff, "Traffic capacity of three types of common-user mobile radio communication systems," *IEEE Transactions on Communications*, vol. COM-18, no. 1, pp. 12–21, Feb. 1970.
- [9] D.E. Everitt, N.W. Macfadyen, "Analysis of multicellular mobile radio telephone systems with loss," *Brit. Telecommun. Technol.J.*, vol. 1, no. 2, pp. 37–45, Oct. 1983.
- [10] D.E. Everitt, D. Manfield, "Performance analysis of cellular mobile communication systems with dynamic channel assignment," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 7, pp. 1172–1180, Oct. 1989.
- [11] F. P. Kelly, "Blocking probabilities in large circuit-switched networks," *Adv.Appl.Prob.*,18, pp. 473–505, 1986.
- [12] S. Jordan, A. Khan, "A performance bound on dynamic channel allocation in cellular systems: equal load,," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. VT-43, no. 2, pp. 333–344, May 1994.
- [13] P. Raymond, "Performance analysis of cellular networks," *IEEE Transactions on Communications*, vol. 39, no.12, pp.1787–1793, Dec. 1991.

- [14] 中野敬介, 仙石正和, 篠田庄司, 阿部武雄, “セルラ移動通信系におけるクリークパッキングとダイナミックチャネル割当て,” 電子情報通信学会論文誌 (B-I) , vol. J78-B-I, no. 10, pp. 471–484, Oct. 1995.
- [15] K. Nakano, M. Sengoku, S. Shinoda, T. Abe, “Clique Pcking in cellular mobile communications systems,” IEEE ICUPC Record, pp.71–75, Nov. 1995.
- [16] S. W. Halpern, “Reuse Partitioning in cellular systems,” Proceedings of IEEE VTC, pp.322-327, May 1983.
- [17] Sallberg, K., Stavenow, B., Eklundh, B., “Hybrid channel assignment and reuse partitioning in a cellular mobile telephone system,” IEEE Vehicular Technology Conference, Vol. 37, pp. 405–411, June 1987.
- [18] 金井敏仁, “マイクロセル移動通信システムにおける自律分散ダイナミックチャネル割り当て方式 (ARP),” 電子情報通信学会技術研究報告, RCS91-32, pp. 23–28, Sept. 1991.
- [19] 中村正, 竹中哲喜, 田島喜晴, “ダイナミックチャネル割当法 ACCA 方式,” 電子情報通信学会技術研究報告, RCS92-65, pp. 73–79, Sept. 1992.
- [20] 古川浩, 赤岩芳彦, “自己組織化チャネル再利用分割 (SORP) ダイナミックチャネル割り当て方式,” 電子情報通信学会技術研究報告, RCS92-126, pp.61–66, Jan. 1993.

- [21] 片岡信久, 三宅真, 藤野忠, “基地局受信レベル情報を用いた自律分散ダイナミックチャネル割当て方式,” 電子情報通信学会技術研究報告, RCS93-70, pp, 1–7, Nov. 1993.
- [22] 石川義裕, 梅田成視, “多重優先度付与型自律分散ダイナミックチャネル割り当て方式,” 電子情報通信学会技術研究報告, RCS94-39 pp.73–78, 1994.
- [23] 浅沼裕, “ダイナミックチャネル割当におけるチャネル群分けの一検討,” 1994 年電子情報通信学会秋季大会講演論文集, B-277, Sept. 1994.
- [24] K. Shimada, M. Sengoku, T. Abe, “A Dynamic Channel Assignment Approach to Reuse Partitioning Systems Using Rearrangement Method,” IEICE Transactions on Fundamentals of Electronics, Communications and Computer Sciences, vol. E78-A, no. 7, pp. 831–837, July 1995.

第3章 情報フローティングによる 進入制限領域情報の配 信と交通誘導

3.1 まえがき

既に説明したとおり，エピデミック通信とは，移動体同士の直接無線通信による情報伝達と情報をもつ移動体の移動による情報の空間的な拡散を利用して情報を届ける手法である [1-3]．エピデミック通信は通信インフラを必要としないため，災害時等の通信手段として用いることができる．また，情報伝達が移動体の移動に依存するため，遅延をある程度許容する遅延耐性ネットワーク（Delay Tolerant Network: DTN）[2]を前提として使用されることが多い．

エピデミック通信により特定の領域（情報の宛先領域）の不特定の移動体に情報を配信することを考える場合に，エピデミック通信により無秩序に情報の拡散を行うと，その情報を必要としない地域にも情報が拡散するため，情報の無駄な拡散という問題が発生する．このような問題を防ぐため，移動体が直接無線通信により送信できる場所を送信可能エリア（Transmittable Area: 以下 TA）だけに限定することで，TA におけ

る情報配信を継続しながら不必要な情報拡散を抑えることが考えられている。これは情報フローティング (Information Floating: 以下 IF) 等と呼ばれ様々な研究が行われている [3–15]。

TA は必ずしも宛先領域と一致させる必要はないが、多くの場合 TA と宛先領域は同一であり [5–15]、本章でも同一であるとする。TA は、情報源（最初に情報を持っている移動体）が位置や大きさを設定することとする。このとき、周囲の道路状況や移動体の空間密度等を元にして不必要な情報拡散を抑えつつ情報配信を継続させるために、適切な値に設定する。情報源は、配信すべき情報と一緒に設定した TA の情報も送る。情報を受け取った移動体は、同時に受け取った TA の位置の情報を元にして、自身の位置が TA に入っている間、他の移動体への送信を行う。ここで、各移動体は自身の位置を GPS 等により把握できるという前提である。このようにして、目的の TA における IF による情報配信が可能になる。

IF の性能は移動体の移動に密接に関係するため、IF の研究においては、直線状移動モデルや平面上のランダムウォーク、ランダムウェイポイントモデル等の様々な移動モデルを仮定して、IF が十分に長い時間継続するための TA の大きさ等の解析が主に行われてきた [5–14]。これらの解析では、情報源が最初に TA に入るところから IF が始まると仮定している。その後は情報源が TA に入ることはなく、情報源以外の移動体同士の情報のやり取りだけで IF を継続させることやその評価を目的としている。

IF の応用として、通信インフラを使用せずに事故情報配信を行い、それによる交通誘導を行うことが考えられている [8,10,14,15]。これらの応用では、事故現場から周辺に緊急事故情報配信を行うために、通信インフラに頼らず、移動体同士が IF により直接情報交換を行うことが考えら

れている。また、災害時において常設の通信インフラ（セルラ方式における固定網につながる基地局やインターネットにつながる無線 LAN のアクセスポイント等）が使えないような状況においても、事故情報配信や交通誘導のために IF を使うことが考えられる。

これらの研究は、1 次元の道路上における IF による事故情報配信の理論解析から始まり、図 3.1 のようなモデルにおける IF の継続時間の理論解析が行われている [8,10,14]。

その後、文献 [15] では、事故情報を配信することにより移動体が事故現場を回避するような行動変化を行えるような状況を想定し、事故現場の手前の交差点で移動体が迂回できるように交差点の手前に TA を定め IF を行うことが考えられている。更に、[15] では図 3.2 のように事故現場に固定情報源（Fixed Source: 以下 FS）があることを想定しており、この点が [5–14] と大きく異なる点である。文献 [15] で詳細に議論されているように、事故現場には事故車両または事故車両の運転手がいることが想定され、この運転手が IF を開始することもあるし、反対車線を走行する車両の運転手が IF を開始することもあるが、このようなことを想定して図 3.2 のように交差点の手前に FS が存在することが仮定されている。それにより、事故を起こした後に速やかに情報配信を開始することで、通信インフラを利用できない場合でも事故現場に近づくような移動体に事前に情報を渡すことができる [15]。この場合、IF による行動変化が更に IF に影響を及ぼすということも考慮に入れた理論解析と TA の設計について述べられている。具体的には、情報を受け取れない確率 P_f と所望の P_f を実現するために必要な TA の大きさの理論計算が行われている。

このように、[15] では、FS の存在と IF による移動体の行動変化を考慮

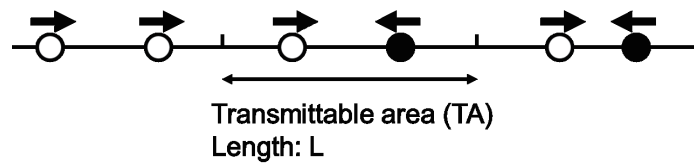


図 3.1: 文献 [8, 10, 14] におけるネットワークモデル

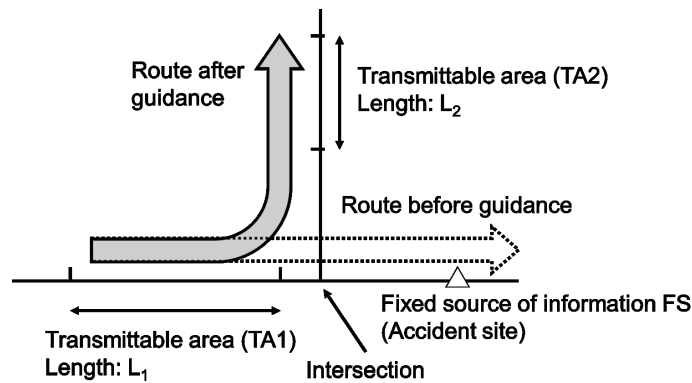


図 3.2: 文献 [15] におけるネットワークモデル

しつつ IF を行うことを考えており、これらの要素を考慮した IF の特性解析は、IF に関する他の研究 [4–14] では行われていない。また、文献 [15] では、図 3.2 のような単純な構造をより一般的な構造に拡張し、その性質を明らかにすることが課題として残されていた。

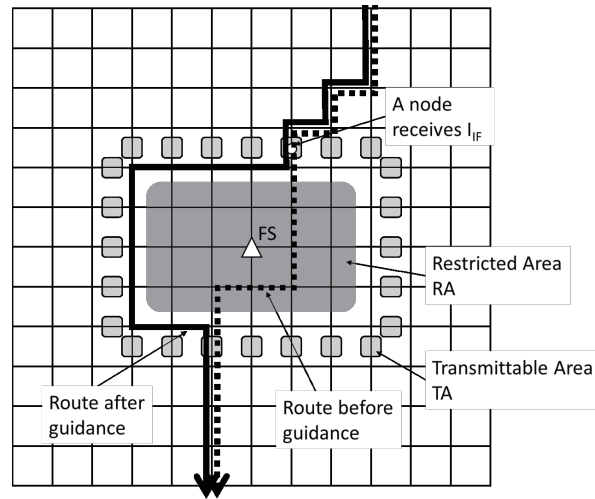
そこで、本章ではネットワークモデルを図 3.3 のような格子状道路に拡張し、IF による情報配信による交通誘導を行うことを考え、理論的な手法とシミュレーションを用いてその性質を明らかにする。IF による交通誘導として、災害等により通信インフラが使えない場合に、建物の復旧作業や事故現場の修復等が行われていて進入することが制限される場所を、IF により周辺の移動体に伝えることを考える。このような進入が制限される領域を進入制限エリア (Restricted Area: 以下 RA) と呼び、

RA を迂回することを促す情報 I_{IF} を IF によって配信することとする。

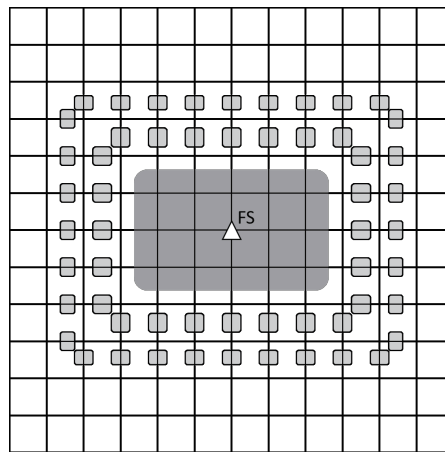
ここで、基本的に RA は一般の人が入らないほうがよい場所であるので、一般の人すべてが入らないようにできることが望ましい。しかし、後述するように、IF だけでは完全に進入を制限することはできない場合もある。もちろん、IF によって情報を受け取れなかった人には作業員が直接誘導するなど、また別の誘導も考える必要がある。ただし、災害時の通信インフラも使えないような状況において緊急に進入制限を行うための手段としては IF により高い確率で誘導できれば大きな助けになると思われる。ここで、RA と TA の設定は、例えば復旧作業や事故現場の作業員が行うことが考えられる。この場合、この作業員が FS となり、送るべき情報は RA の情報であり、その情報と一緒に IF に必要な TA の情報を送ることになる。図 3.3 のような格子状道路ネットワーク上を移動体が移動するが、図中の RA を迂回させるために、移動体は RA に到達する前に情報を受け取ることが望ましいので、RA の周囲に TA を定め、そこで IF を行うことにより移動体は RA に到着する前に進路を変更し、RA を迂回できる。

本章では、図 3.3 のように RA に垂直に向かう道路区間に TA を設定することを考える。こうすることで、元々 RA を通過するように進んでいた移動体が必ず通過する道路区間に TA を設定できる。また、TA の範囲を拡大したい場合に図 3.3(b) のように直線的に伸ばすことで、文献 [15] で示されている既存の理論解析手法を応用して移動体が情報を受け取れずに RA に進入してしまう確率 P_f 及び所望の P_f を実現するために必要な TA の大きさと段数を理論的に求めることができることを示す。

また、前述のように、災害時において通信インフラが使用できないよ



(a) RA に垂直に向かう道路区間上に TA を設定



(b) RA に垂直に向かう 2 段の道路区間上に TA を設定

図 3.3: 格子状ネットワークモデルと進入制限エリア

うな状況における復旧作業現場，工事現場などを RA として想定すると，RA の大きさとしては複数の道路区間で囲まれるような比較的広い領域が想定される．このような場合に移動体が TA において情報を受け取り RA を迂回することにより特定の地域に移動体が集中することを示す．これを考えるときに，理論計算とシミュレーション結果を用いる．

更に，混雑を軽減するために，当初設定した RA の他に大きめの RA を仮想的に設定し，迂回経路を複数種類にすることで混雑の抑制を行うことを考える．理論解析を基にしてこの手法の最適化を行い，シミュレーションにより混雑緩和への有効性を示す．

本章では，[15]における図 3.2 のモデルを図 3.3 のように格子状に拡張しているものの，理論解析結果を利用した交通制御を考えているため，まだ比較的単純なモデルを考えている部分もある．しかし，この単純化によって考慮されない要因もいくつかあるので，シミュレーションにより，これらの要因を考慮した上での提案手法の評価も行う．

3.2 節では，本章で対象とする格子状ネットワークモデル及びその他の定義と仮定について説明する．3.3 節では，RA の手前で移動体に情報を渡すための TA の設定について説明し，このように TA を設定した場合における P_f の解析手法，所望の P_f を実現するための TA の大きさと段数を示す．また，交通誘導の結果としてどの道路区間がどの程度混雑するかを，理論解析とシミュレーションにより示す．3.4 節では，交通誘導の結果として生じる混雑を軽減するために複数種類の RA を確率的に提示するという手法を考え，シミュレーションにより評価する．3.5 節では，単純化したモデルでは考えられていないいくつかの要因を考慮した上で，提案手法をシミュレーションにより評価する．最後に 3.6 で本章をまと

める.

3.2 定義と仮定

本章では、図 3.3 のような格子状ネットワークを考える．隣り合った交差点の間には道路区間があるが、各道路区間には二方向の対向車線があるものとする．各道路区間の長さは $a = 500$ m であり横 6000 m× 縦 6000 m の領域をサービスエリアとし、サービスエリアの中心に固定情報源 FS があるものとする．また、進入制限エリア RA は、FS を中心として、横方向の長さ x_{RA} 、縦方向の長さ y_{RA} の長方形とする．ここで、RA を内部に含むような道路区間の横方向の本数を $n_x = 2 \lceil \frac{x_{RA}}{2a} \rceil$ 、縦方向の本数を $n_y = 2 \lceil \frac{y_{RA}}{2a} \rceil$ とおく．

すべての移動ノードは一定速度 v で進む車であり、サービスエリアの各端点から密度 λ のポアソン過程に従って進入し、進入してきた辺とは別の辺上の端点へ向かって移動するものとする．サービスエリアを出るまでの経路はサービスエリアに進入してきた時点で決めているものとする．このとき、遠回りするように移動したり、来た道を戻ったりすることのないように、下記のような移動モデルを考える．移動方向に関して、下記の 4 種類の移動ノードが等しい割合（それぞれ $\frac{1}{4}$ ）で存在しているものとする．

- N_1 : サービスエリアの左側または下側から進入し、各交差点で右または上に移動する．
- N_2 : サービスエリアの左側または上側から進入し、各交差点で右または下に移動する．

- N_3 : サービスエリアの右側または下側から進入し、各交差点で左または上に移動する.
- N_4 : サービスエリアの右側または上側から進入し、各交差点で左または下に移動する.

これらのノードは、各交差点において確率 p_{turn} で曲がり、確率 $1-p_{turn}$ で直進するものとする. このようにして決められた経路に沿って各ノードが移動した場合、すべての道路区間の各車線において、ノードの分布は密度 λ のポアソン過程に従うことが容易に確認できる.

送信可能エリア TA は図 3.3 のように RA を囲むように設定する. 具体的な設定については次節で説明する. IF によって配信する情報を I_{IF} とし、FS を通過したノードは FS から直接 I_{IF} を受け取る. また、ノード同士での I_{IF} のやり取りをする際、送信側ノードが TA 内に存在しており、かつ送受信ノード間の距離が r 以下の場合に、送信側ノードから受信側ノードに I_{IF} が渡される. r は直接通信可能距離である.

図 3.3(a) の点線の矢印のように RA の内部を通過するような経路を進む予定であったノードが、TA 近辺で他のノードから I_{IF} を受け取った場合、図 3.3(a) の実線の矢印のように RA を避けるように進路変更を行う. 進路変更を行う際は、迂回を最小限にするために RA の縁に沿った経路に変更するものとする. 逆に、 I_{IF} を受け取れなかった場合は、図 3.3(a) の点線の矢印のままの経路を進むことになり、RA の内部を通過することになる.

3.3 IF による交通誘導と混雑の発生

3.3.1 TA の設定

前節で説明した状況において、ノードが RA に進入することを防ぐための TA の設定を説明し、ノードが情報を受け取れずに RA に進入してしまう確率 P_f 及び所望の P_f を実現するために必要な TA の大きさと段数を理論的に求めることができることを示す。

本章では、図 3.3 のように RA に垂直に向かうような道路区間に TA を設定することとする。こうすることで、元々 RA を通過するように進んでいたノードが必ず通過する道路区間に TA を設定できる。また、 P_f を下げたいときには TA を広げる、あるいは増やすということが必要になるが、ここでは、一つの道路区間内で必要な大きさの TA を確保できない場合には、もう 1 段外側の道路区間にも TA を設定することとする（図 3.3(b)）。このように、TA の範囲を拡大したい場合に直線的に伸ばすことで、文献 [15] で示されている既存の理論解析手法を適用して P_f を解析できるようにする。

具体的な TA の設定手法として、図 3.4(a) のように、RA に最も近い交差点から r だけ離れた位置から開始して、RA から離れる方向へ長さ L の TA を設定することを基本とする。ただし、一つの道路区間に設定できる TA の長さの上限を $a - 2r$ とし、 L がこれを超えた場合には、残りの長さの TA をもう 1 段外側の道路区間に設定することとする。つまり、RA に近い方から順に、 $\lceil \frac{L}{a-2r} \rceil - 1$ 段目の道路区間までは長さ $a - 2r$ の TA を設定し、 $\lceil \frac{L}{a-2r} \rceil$ 段目の道路区間には長さ $L - (\lceil \frac{L}{a-2r} \rceil - 1)(a - 2r)$ の TA を設定する。こうすることで、元々 RA を通過するように進んでいたノー

ドは、RA に進入する前に必ず 1 段目から $\lceil \frac{L}{a-2r} \rceil$ 段目までの TA を 1 回ずつ通過し、合計で長さ L の TA を通過することとなる。

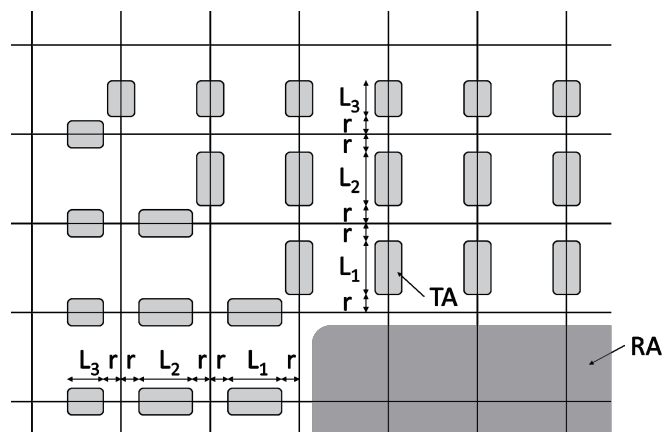
上記のように、TA を設定する各道路区間において、両端からそれぞれ r 以上の間隔を空けて TA を設定することになるが、この間隔を空けない場合、隣接した道路区間の IF が互いに影響するため、文献 [15] の既存手法の適用が難しくなる。そのため、 r 以上の間隔を空けることとした。

3.3.2 P_f の解析

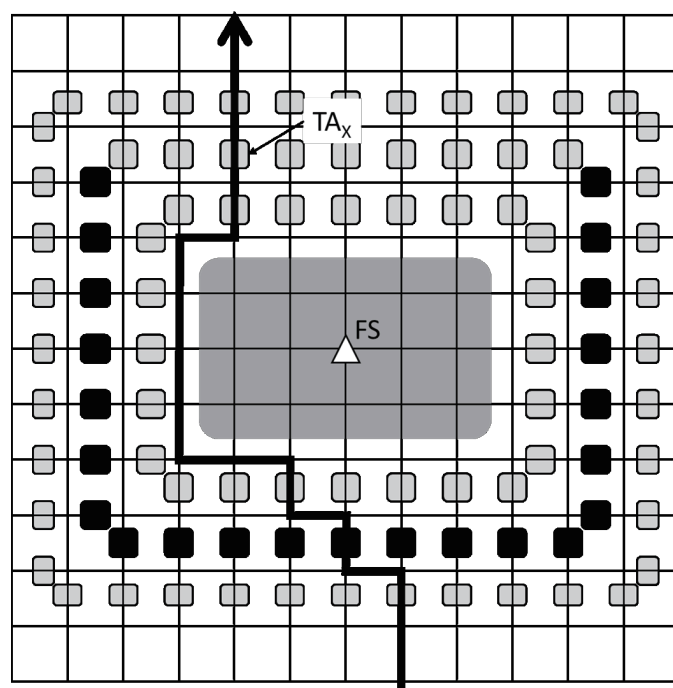
次に、RA に進入しようとするノードが I_{IF} を受け取れず、実際に RA に進入してしまう確率 P_f を考える。前述のように TA を設定した場合の TA の段数を $n_l = \lceil \frac{L}{a-2r} \rceil$ とおくと、RA に進入しようとするノードは RA に進入する前に必ず n_l 回だけ TA を通過することとなる。

$i = 1, 2, \dots, n_l$ に対して、 i 段目の TA で I_{IF} を受け取れない確率を $P_{f,i}$ とおく。ここで、 i 段目というのは、RA に近い方から数えた段数であるとする。また、 i 段目の TA の長さを L_i とおく。前述のとおり、 $i = 1, 2, \dots, n_l - 1$ では $L_i = a - 2r$ 、 $i = n_l$ では $L_i = L - (\lceil \frac{L}{a-2r} \rceil - 1)(a - 2r)$ である。 $P_{f,i}$ を厳密に解析するのは難しいので、ここでは安全側の近似として、 $P_{f,i}$ の上界の解析を行う。具体的には、以下の二つの近似を行う。

- I_{IF} を持っていないある一つのノードが i 段目の TA を外側から (RA に向かう方向に) 通過する状況を考える。このノードと同様に i 段目の TA を外側から通過するノードは、事前に I_{IF} を持っていることはないこととする。なお、仮定より、すべての道路区間のノード密度は λ であるので、 i 段目の TA を外側から通過するノードの密



(a) 具体的な TA の設定



(b) 2 段目の TA の TA_x を内側から通過するノードが通る経路の例

図 3.4: 説明のための図

度も λ となる.

- 図 3.4(b) を考える. TA_X は 2 段目の TA であるが, ここを内側から通過するノードは黒で塗られた TA (すべて 2 段目) のいずれか一つを必ず通る. よって, 少なくとも確率 $1 - P_{f,2}$ で I_{IF} を受け取る. しかし, 黒い TA 以外も通過することもあるので, 実際には TA_X を通る前に I_{IF} を持っている確率は $1 - P_{f,2}$ 以上になるが, ここでは簡単化のため, 安全側の近似として $1 - P_{f,2}$ を使う. 同様に, i 段目の TA を内側から通過するノードは確率 $1 - P_{f,i}$ で I_{IF} を持っているとは仮定する.

なお, 進路変更の仮定から, この TA をもともと内側から通る予定であったノードは進路変更してもしなくても結局通ることになるので, i 段目の TA を内側から通過するノードの密度も λ となる. よって, i 段目の TA を内側から通過し, かつ I_{IF} を持っているノードの密度は, $(1 - P_{f,i})\lambda$ で近似的に計算する.

上の二つの仮定は, TA に I_{IF} を持って入るようなノードを実際よりも少なく見積もるものである. つまり, IF の継続のためには厳しめの近似になり, このような状況を仮定して TA を決めているので, これは安全側の近似となっている.

上記の二つの仮定から, 長さ L_i の TA 上を I_{IF} を持たない密度 λ のノード群と I_{IF} を持っている密度 $(1 - P_{f,i})\lambda$ のノード群が互いに逆方向に移動している場合に, I_{IF} を持たない方のノードが TA を通り抜けるまでに I_{IF} を受け取れない確率が近似的に $P_{f,i}$ であることになる.

ここで, 文献 [15] において, 長さ L の TA 上を I_{IF} を持たない密度 λ_1

のノード群と I_{IF} を持っている密度 λ_2 のノード群が互いに逆方向に移動している場合に、 I_{IF} を持たない方のノードが TA を通り抜けるまでに I_{IF} を受け取れない確率 P'_f の厳密な理論解析が行われており、下記の式で計算される。

$$P'_f = \frac{(\lambda_1 + \lambda_2)e^{-\lambda_2(2L+r)}}{\lambda_1 + \lambda_2e^{(\lambda_1+\lambda_2)r}} \quad (3.1)$$

以上のことから、本章のモデルにおける $P_{f,i}$ は、式 (3.1) に $\lambda_1 = \lambda$, $\lambda_2 = (1 - P_{f,i})\lambda$, $L = L_i$ を代入し、下記の方程式の解として計算される。

$$P_{f,i} = \frac{(2 - P_{f,i})\lambda e^{-(1-P_{f,i})\lambda(2L_i+r)}}{\lambda + (1 - P_{f,i})\lambda e^{(2-P_{f,i})\lambda r}} \quad (3.2)$$

また、 P_f は 1 段目から n_l 段目までのすべての TA で I_{IF} を受け取れない確率なので、

$$P_f = \prod_{i=1}^{n_l} P_{f,i} \quad (3.3)$$

となる。

3.3.3 n_l と L_i の計算

次に、 P_f の所望の値 $P_{f,desired}$ が与えられた場合の、 n_l 及び L_i の計算法について考える。前述の P_f の解析を基にして、次の手順に従って n_l 及び L_i を決定する。

Step 1: 一つの道路区間の TA における $P_{f,i}$ の最小値を $P_{f,min}$ とする。これを求めるために、 $L_i = a - 2r$ として、式 (3.2) の方程式を $P_{f,i}$ について解く。この方程式を解析的に解くことは難しいので、ここでは数値的に解く。なお、式 (3.2) は 1 変数の非線形方程式であり、既

存の数値解法で解くことができるが、本章では Mathematica [16] の関数 NSolve により数値計算を行った.

Step 2: $P_{f,min}^{n_l-1} > P_{f,desired}$ かつ $P_{f,min}^{n_l} \leq P_{f,desired}$ を満たすような n_l を求める. これは、この不等式の解として、 $n_l = \left\lceil \frac{\log P_{f,desired}}{\log P_{f,min}} \right\rceil$ で計算される.

Step 3: n_l 段目の TA の大きさ L_{n_l} を求める. 式 (3.2) の i を n_l として L_{n_l} についての方程式を解くと、

$$L_{n_l} = \frac{\log \frac{2-P_{f,n_l}}{P_{f,n_l} \{ (1-P_{f,n_l}) e^{(2-P_{f,n_l})\lambda r} + 1 \}}}{2(1-P_{f,n_l})\lambda} - \frac{r}{2} \quad (3.4)$$

となる. ただし P_{f,n_l} は、 $P_f = \prod_{i=1}^{n_l} P_{f,i} = P_{f,desired}$ を満たすために $P_{f,n_l} = \frac{P_{f,desired}}{P_{f,min}^{n_l-1}}$ とする. 式 (3.4) で、 P_{f,n_l} が大きい場合、もしくは λ が大きい場合には、 $L_{n_l} < 0$ になる場合もあるが、実際には $L_{n_l} \geq 0$ である必要があるので、 L_{n_l} の最小値として正の値 L_{min} を定め、式 (3.4) で $L_{n_l} < 0$ となった場合、 $L_{n_l} = L_{min}$ とする. これは、 L_{n_l} を 0 とすると、この TA を認識するためにノードは自らの位置を連続的に把握し続ける必要が生ずる. 実際には、自らの位置の計測や周辺のノードを探すためのビーコンの送信などを小さい時間間隔で行うことが想定される. そのため、 L_{n_l} を 0 とすると、TA があるにも関わらず認識されないこともあるので、TA にある程度の幅を持たせている.

3.3.4 交通誘導による混雑

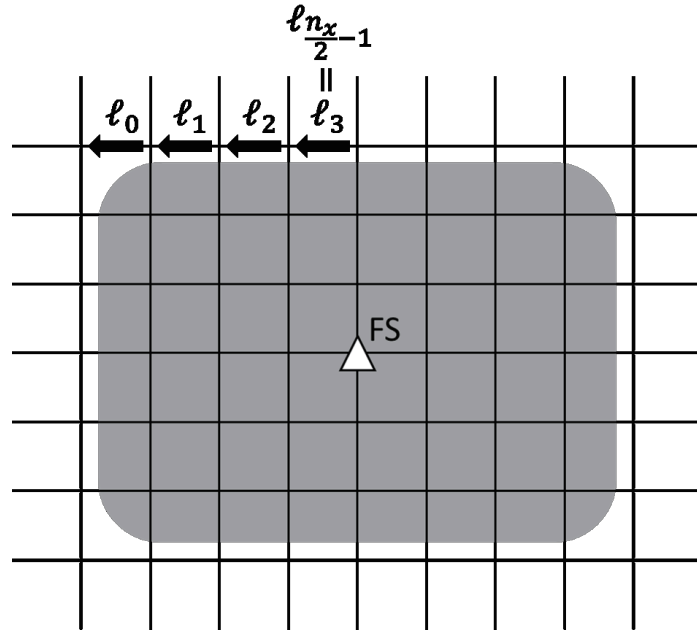
本節では、交通誘導の結果としてどの道路区間がどの程度混雑するかを明らかにするために、交通誘導後における各道路区間の各車線のノード密度の解析を行う。ここでは、TA は十分大きく設定されていると仮定し、TA を通過したノードは必ず I_{IF} を受け取れる（つまり、 $P_f = 0$ ）ものとして考える。

最初に、RA の内部の道路を考える。上記の仮定により、RA を通過する予定であったノードは、RA に入る前に必ず I_{IF} を受け取り RA を避けるように進路変更することになるので、RA の内部の道路では交通誘導後のノード密度は 0 になる。

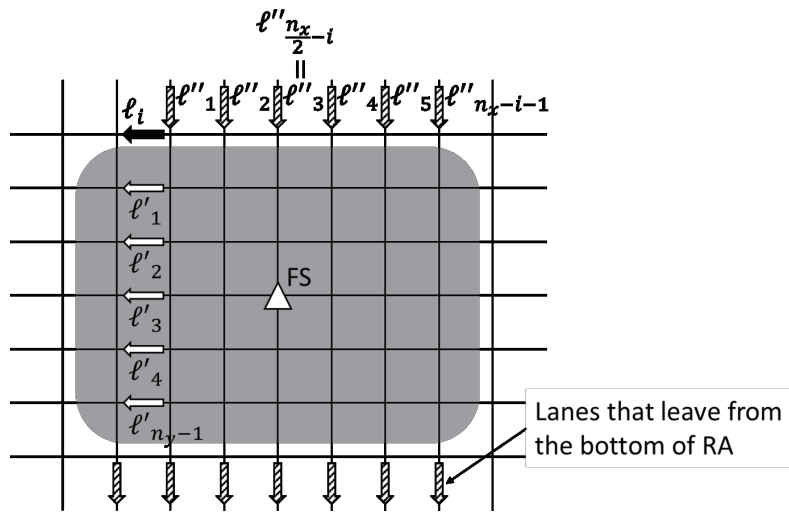
次に、ノードの進路変更によってノードの流れが変わるのは RA の内部と RA の周辺の道路区間上だけであるので、これら以外の道路については、交通誘導後であっても交通誘導前と同じくノード密度は λ となる。

最後に、RA の周辺の道路区間について考える。このような道路区間においてノード密度の厳密解を得るためには、進路変更による迂回も含めたすべての経路を考慮する必要があるが、ここでは上界を計算することで簡単な式が得られるので、これを用いて評価する。図 3.5(a) の $\ell_0, \ell_1, \dots, \ell_{\frac{n_x}{2}-1}$ のように、RA の上側に存在し、左方向に進む車線の中で、FS よりも左側にあるものを考える。本章の仮定では、FS を中心として上下左右に対称であるような状況を考えているので、上記の車線だけの解析を行えば、他の車線にも同様に適用できる。車線 \cdot のノード密度の上界を $\lambda_u(\cdot)$ で表す。

車線 ℓ_i について考える。交通誘導後に ℓ_i を通過するノードは、下記の



(a) ℓ_i の定義



(b) 交通誘導後の ℓ_i のノード密度 ($i = 1$ の例)

図 3.5: 交通誘導後のノード密度の計算

3種類に分類される.

- まず, 当初から l_i を通る予定であったノードである. このようなノードは, 交通誘導の結果どのような進路変更をしたとしても l_i は必ず通ることになるので, l_i におけるこのようなノードの密度は λ である.
- 次に, 進路変更前の経路の中に, l_i の下側にあつて RA の内部にある車線 (図 3.5(b) の $\ell'_1 \sim \ell'_{n_y-1}$) が含まれていたノードである. このようなノードの密度の合計は $(n_y - 1)\lambda$ であり, このうちの半分が l_i を, 残りの半分が RA の下側を通るように進路変更することになるので, 結局 l_i におけるこのようなノードの密度は $\frac{(n_y-1)\lambda}{2}$ である.
- 最後に, 進路変更前の経路の中に, l_i よりも右側にあつて RA に上から入ってくる車線 (図 3.5(b) の $\ell''_1 \sim \ell''_{n_x-i-1}$) 及び, RA の下へ出て行く車線の両方が含まれていたノードの中で, 前々項及び前項に該当しないノードである. このようなノードは進路変更することにより RA を左側または右側に迂回することになるが, これらのうち RA を左側に迂回したノードが l_i を通ることになる. このようなノードの密度の厳密解を得るためには RA の上から入ってきて RA の下へ出て行くようなすべての経路を考慮する必要がある, 式が複雑になるため, 前述のとおりここではこのようなノード密度の上界を求める. 上界の考え方として, $p_{turn} = 0$ と近似的に仮定する. このように仮定することにより, $\ell''_1 \sim \ell''_{n_x-i-1}$ から入ってきたノードはすべて RA の下へ出て行くことになるため, 本来の密度よりも大きめに見積もることになる. ここで, $\ell''_{\frac{n_x}{2}-i}$ (FS の真上) から入ってきたノード

ドは $\frac{1}{2}$ の確率で RA を左側に迂回し、これよりも左 ($\ell_1'' \sim \ell_{\frac{n_x}{2}-i-1}''$) から入ってきたノードは必ず RA を左側に迂回することになるので、結局 ℓ_i におけるこのようなノードの密度は $\{(\frac{n_x}{2} - i - 1) + \frac{1}{2}\}\lambda$ となる。

以上の3種類のノードの密度を足し合わせることで、結局 ℓ_i における交通誘導後のノード密度の上界は、 $\lambda_u(\ell_i) = (\frac{n_x+n_y}{2} - i)\lambda$ となる。また、この式からわかるように、RA の周辺の道路区間上の中でも RA の角の部分 ($i = 0$) が最も混雑し、この部分のノード密度の上界は $\lambda_u(\ell_0) = \frac{n_x+n_y}{2}\lambda$ となる。

本章の 3.4 で考える混雑緩和手法の中では、IF による交通誘導後の各道路区間の各車線のノード密度の値が必要となる。上で導出した上界は安全側の状況を考えて導いたものなので、実際の値とは少し差が出る可能性があるが、数式で計算できるので 3.4 の混雑緩和手法におけるノード密度の計算部分に適用することを考える。詳細は 3.4 で述べる。

3.3.5 TA の段数、大きさと、道路区間の混雑状況の計算結果

ここまでで示した理論計算の結果は、TA の段数、大きさの決定と、道路区間の混雑する場所の推定に用いられるが、シミュレーション結果を用いて、その有効性を確認する。シミュレータは C 言語で自作し、3.2 の仮定の通りにノードの発生、移動、情報送信、進路変更等を行っている。評価において交通誘導後の各車線のノード密度を用いるが、これは、FS から I_{IF} を発信し始めた（交通誘導を開始した）5000 秒後から 1 秒毎に 5000 秒間観

表 3.1: n_l と L_i の数値計算結果と, P_f のシミュレーション結果

λ [m^{-1}]	n_l	L_1 [m]	L_2 [m]	L_3 [m]	P_f
0.003	3	300	300	152.66	0.00167
0.008	1	214.61	–	–	0.00437
0.04	1	10	–	–	0

測し, 各車線に存在していたノード数の平均値を車線長 $a = 500$ m で除した値をその車線のノード密度として計算する. $v = 36$ km/h, $r = 100$ m, $p_{turn} = 0.5$, $x_{RA} = 1800$ m, $y_{RA} = 800$ m, $P_{f,desired} = 0.005$, $L_{min} = 10$ m とした. まず, ノード密度が小さい場合から大きい場合までを考え, TA の必要な段数, 大きさについて確認する. 同時に, 交通誘導後のノード密度がどの領域において大きくなるかについても確認する.

ノード密度として, $\lambda = 0.003$ m^{-1} , $\lambda = 0.008$ m^{-1} , $\lambda = 0.04$ m^{-1} を考える. このときの, P_f を $P_{f,desired}$ よりも小さくするために必要な TA の段数 n_l と各 TA の長さ L_i の数値計算結果を表 3.1 に示す. 表 3.1 には, このような段数と長さの TA を用いたときの P_f のシミュレーション値も併せて示しているが, 所望の $P_{f,desired} = 0.005$ よりも小さい P_f を実現できていることが確認できる.

図 3.6 は $\lambda = 0.003$ m^{-1} の場合の交通誘導後の各道路区間の各車線のノード密度のシミュレーション結果である. ここで, RA の周辺の車線については, 密度の上界 $\lambda_u(\cdot)$ の値も併せて示す. 同様に, 図 3.7 は $\lambda = 0.008$ m^{-1} の場合の結果である. 図 3.6, 図 3.7 では, 結果を見やすくするために, 図 3.8 に示すように, (1)RA の内部を通るような車線, (2)RA の周

辺を通るような車線, (3)RA の更に外側を通るような車線の三種類を抜き出し, それぞれ左方向の車線と右方向の車線に分けてノード密度の結果を示している. 横軸は各車線の中心の x 座標である.

図 3.6, 図 3.7 の結果を見ると, P_f を $P_{f,desired}$ よりも小さくするために必要な TA の段数, 大きさを確保しているため, 図 3.8 の (1) の RA 内部の各車線の密度がほとんど 0 になっていることが確認できる. また, 図 3.8 の (3) の各車線の密度は交通誘導前の密度 λ からあまり変化していないが, RA の周辺である図 3.8 の (2) の各車線の密度は他と比べて大きくなっていることと, この値が上界である $\lambda_u(\cdot)$ の値よりも小さくなることが確認できる. 以上のことから, TA の段数と大きさを 3.3.3 の手法によって定めることにより, RA の内部に進入してしまうノードの割合を目標値 $P_{f,desired}$ よりも小さくできることと, RA の周辺の密度が大きくなることが確認できる.

図 3.9 は上の二つの例よりも大幅に密度が大きくなっており, TA は 1 段で十分であることに加えて, TA の大きさも最低限でよい状況であり, 前述のとおり $L_1 = L_{min} = 10$ m としている. このような場合には, RA の周辺の密度が 0.08 m^{-1} を超えることもあり, これは平均車間距離に換算すると $\frac{1}{0.08} = 12.5$ m という非常に短い距離であるため, IF による交通誘導によって大きな混雑を引き起こすことがわかる. 図 3.10 は $p_{turn} = 0.1$ とした場合の結果であるが, 前述の上界の解析では $p_{turn} = 0$ と近似的に仮定して解析を行っており, 図 3.10 ($p_{turn} = 0.1$) は図 3.9 ($p_{turn} = 0.5$) よりもこれに近い状況であるので, 最も混雑している車線のノード密度は上界の値により近づいていることが確認できる. また, 図 3.11 でどの道路区間で混雑が発生しているかを視覚的に示しているが, この図によ

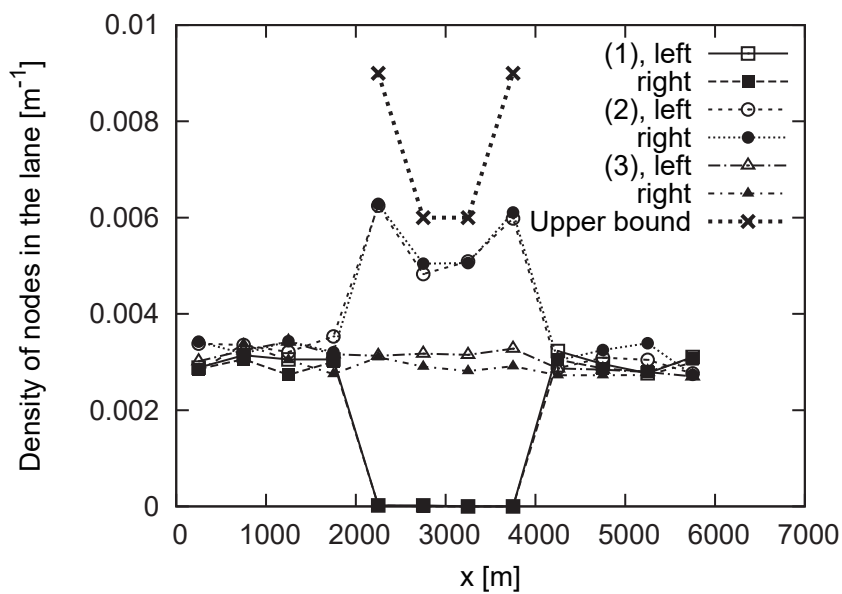


図 3.6: 交通誘導後の各車線のノード密度 ($\lambda = 0.003 \text{ m}^{-1}$, $p_{turn} = 0.5$)

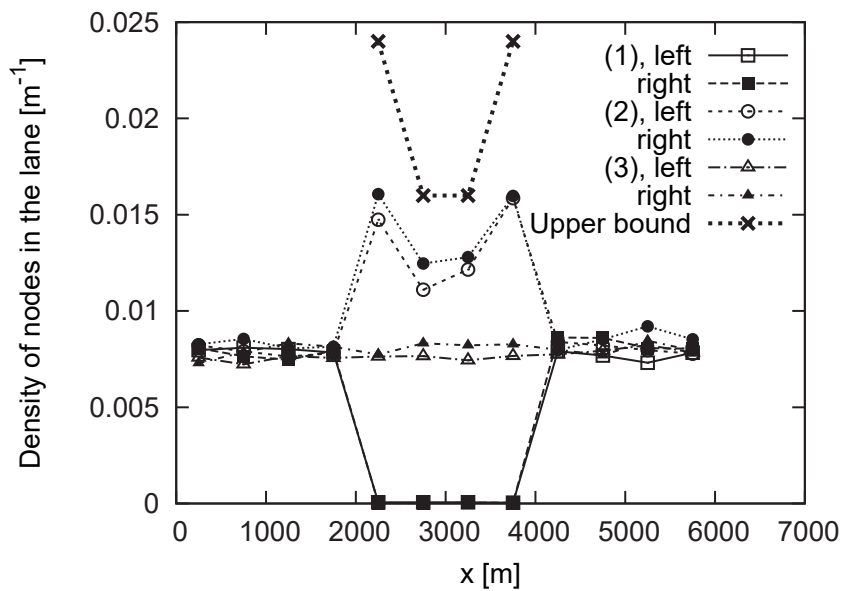


図 3.7: 交通誘導後の各車線のノード密度 ($\lambda = 0.008 \text{ m}^{-1}$, $p_{turn} = 0.5$)

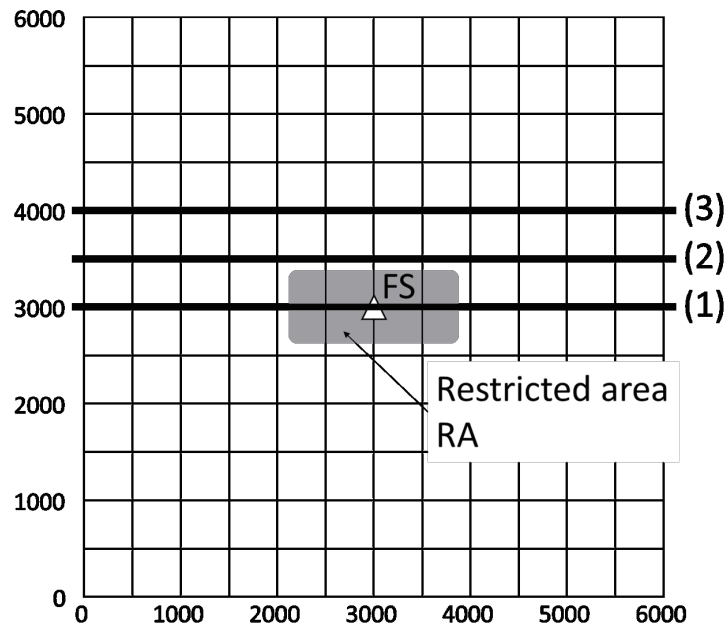


図 3.8: シミュレーションでノード密度を観測した領域

り場所ごとの密度差が確認でき、具体的には RA の周辺の道路が混雑することがこの図からも確認できる。

3.4 混雑緩和のための手法

3.4.1 複数の RA の提示

前節で示したとおり，RA を避けるように各ノードが進路変更することにより，RA の周りの道路区間の車線においてノード密度が従来の数倍になり混雑が発生することがある．本節では，混雑の許容値 α (> 1) が与えられており，交通誘導後のすべての道路区間の各車線のノード密度を最大でも交通誘導前の α 倍，つまりノード密度の上界を $\alpha\lambda$ に抑えたい場

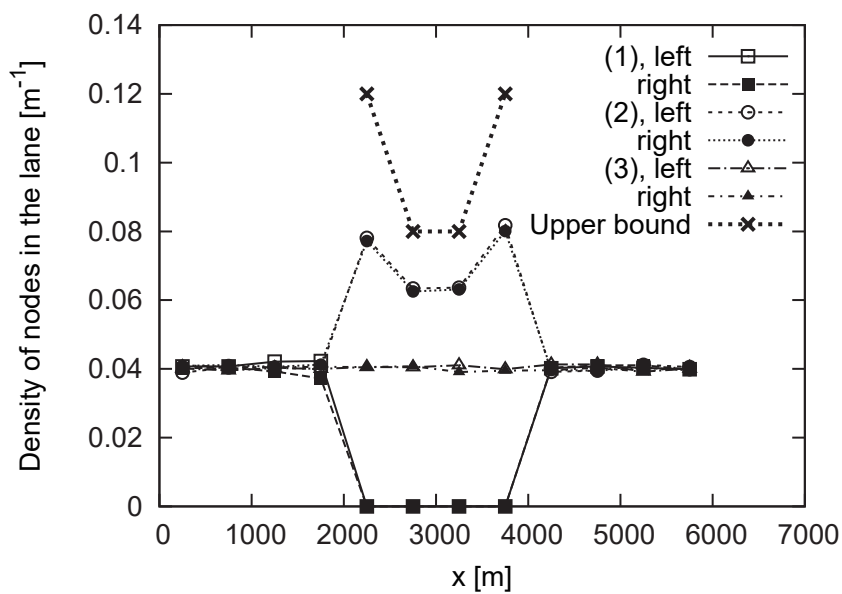


図 3.9: 交通誘導後の各車線のノード密度 ($\lambda = 0.04 \text{ m}^{-1}$, $p_{turn} = 0.5$)

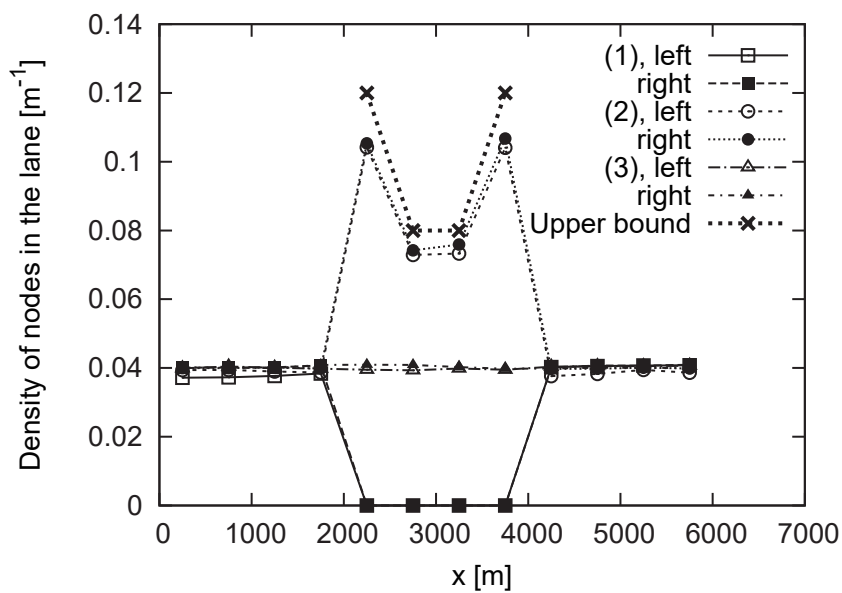


図 3.10: 交通誘導後の各車線のノード密度 ($\lambda = 0.04 \text{ m}^{-1}$, $p_{turn} = 0.1$)

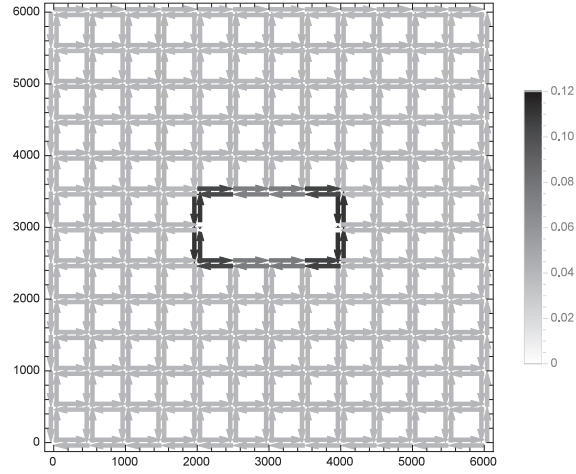


図 3.11: 交通誘導後の各車線のノード密度の分布図 ($\lambda = 0.04 \text{ m}^{-1}$, $p_{turn} = 0.1$)

合を考える．このように混雑を軽減するため，本節では，本来の RA だけでなく，それ以外の複数の仮想的な RA も確率的に提示することを考える．このようにすることで，サービスエリア内に複数の RA の周辺があるということになるので，混雑する場所が分散されるということを目指すものである．具体的には，下記のような手法を考える．

本来進入を禁止したいエリア（前節までにおける RA）を RA_0 とおく． $i = 1, 2, \dots, m$ に対して， RA_0 よりも上下左右に道路区間 i 本分拡大したエリアを RA_i とおく（図 3.12）．つまり， RA_i は，FS を中心として，横方向の長さ $x_{RA} + 2ia$ ，縦方向の長さ $y_{RA} + 2ia$ の長方形となる．本節で提案する手法は，ノードが I_{IF} を受け取った際に，確率 p_i で RA_i が提示されるというものである．これを実現するために，一つのノードに提示されるのは 1 種類の RA_i だけであるが， I_{IF} の中にはすべての RA_i ($RA_0 \sim RA_m$) の情報を格納しておくことを想定している． RA_i を提示された

ノードの集合を M_i とする.

まず, m 及び p_i が与えられたときの各道路区間の各車線のノード密度を示す. M_i のうち RA_i の内側にいるノードの密度は 0 であると考え. M_i のうち RA_i の周辺の道路区間の車線 ℓ_k にいるノードの密度の上界を $\lambda_u(\ell_k)$ とする. このとき, 前節の解析と同様に $\lambda_u(\ell_k) = (\frac{n_x+n_y+4i}{2} - k)\lambda p_i$ であり, $\max_k \lambda_u(\ell_k) = \lambda_u(\ell_0) = \frac{n_x+n_y+4i}{2}\lambda p_i$ である. M_i のうち, これら以外の道路区間の各車線のノードの密度は $p_i\lambda$ となる.

RA_i の周辺の道路区間の車線のノード密度の上界のうち最大のものを Λ_i とする. RA_i の内側には RA_0 から RA_{i-1} があり, これらを提示されるノードの集合 M_0 から M_{i-1} のノードの一部が RA_i の周辺を通ることになり, それらの密度は $p_0\lambda, p_1\lambda, \dots, p_{i-1}\lambda$ である. M_i のノードを考えたとき, RA_i の周辺で M_i のノードの密度の上界が最も大きい車線は ℓ_0 で, 密度の上界は $\lambda_u(\ell_0) = \frac{n_x+n_y+4i}{2}\lambda p_i$ である. よって,

$$\Lambda_i = p_0\lambda + p_1\lambda + \dots + p_{i-1}\lambda + \frac{n_x + n_y + 4i}{2}p_i\lambda \quad (3.5)$$

で計算できる.

次に, 混雑を効率的に緩和するための m 及び p_i ($i = 0, 1, \dots, m$) の定め方について考える. ここでは, $i = 0, 1, \dots, m$ に対して $\Lambda_i \leq \alpha\lambda$ を満たす必要がある. ここで, $\Lambda_0 = \alpha\lambda, \Lambda_1 = \alpha\lambda, \dots$ と順番に p_0, p_1, \dots について解いていき, $\sum_{i=0}^k p_i > 1$ となったときの k を m とし, $p_m = 1 - \sum_{i=0}^{m-1} p_i$ として終了する. このようにして, m と, p_0 から p_m を求める. 具体的には, $i \leq m-1$ について

$$p_i = \frac{\alpha}{\frac{n_x+n_y}{2}} \prod_{j=1}^i \frac{\frac{n_x+n_y}{2} - 3 + 2j}{\frac{n_x+n_y}{2} + 2j} \quad (3.6)$$

となる.

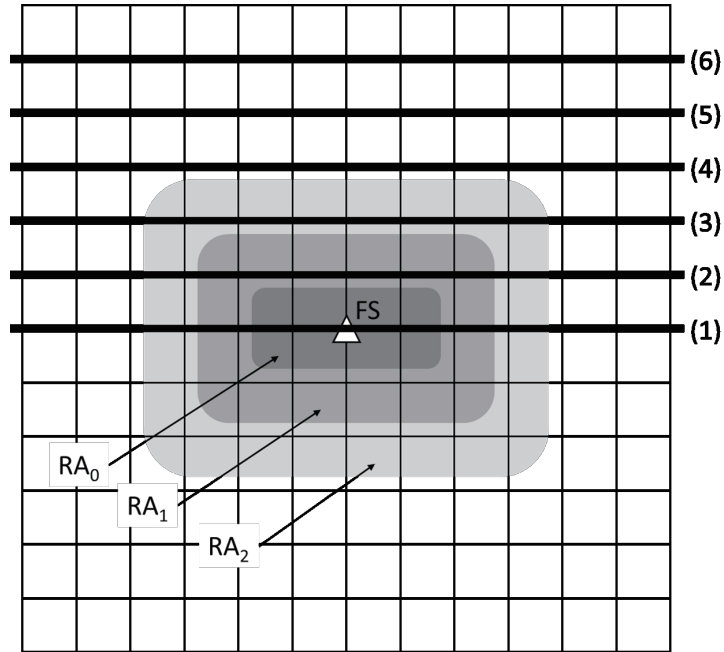


図 3.12: 複数の進入制限エリアの設定例 ($m = 2$)

なお、この手法における TA は、すべての RA_i よりも外側に設定する必要があるため、図 3.12 のように RA_m のすぐ外側に設定する。この場合、混雑が発生するのはあくまでも TA よりも内側の道路区間であり、TA が置かれる道路区間の車線の密度はすべて λ なので、TA の設定手法は 3.3 で述べたものと同様のものを使用できる。

3.4.2 混雑緩和手法の計算結果

図 3.13 に混雑緩和手法を適用した場合の各車線のノード密度のグラフ、図 3.14 に交通誘導後の各車線のノード密度の分布図を示す。 $v = 36 \text{ km/h}$, $r = 100 \text{ m}$, $\lambda = 0.04 \text{ m}^{-1}$, $p_{turn} = 0.1$, $x_{RA} = 1800 \text{ m}$, $y_{RA} = 800 \text{ m}$, $n_l = 1$, $L_1 = 10 \text{ m}$ とした。混雑の許容値を $\alpha = 2$ とし、これを実現する

ための m 及び p_i を計算すると, $m = 2$, $p_0 = \frac{2}{3}$, $p_1 = \frac{4}{15}$, $p_2 = \frac{1}{15}$ となる. 図 3.13 では, 前節と同様にグラフを見やすくするため, 図 3.12 に示しているように, (1) RA_0 の内部を通るような車線, (2) RA_0 の周辺を通るような車線, (3) RA_1 の周辺を通るような車線, (4) RA_2 の周辺を通るような車線, (5) RA_2 の更に外側を通るような車線の五種類を抜き出してノード密度の結果を示している. また, 左方向の車線の結果だけを示している. 図 3.13, 図 3.14 を見ると, 図 3.10, 図 3.11 において極端に混雑していた道路区間のノード密度が小さくなり, すべての道路区間においてノード密度の許容値 $\alpha\lambda = 0.08 \text{ m}^{-1}$ 以下の値を実現できている.

異なる α の値における結果として, $\alpha = 1.7$ としたときの結果を図 3.15, 図 3.16 に示す. $\alpha = 1.7$ を実現するための m 及び p_i を計算すると, $m = 3$, $p_0 = \frac{17}{30}$, $p_1 = \frac{17}{75}$, $p_2 = \frac{68}{525}$, $p_3 = \frac{27}{350}$ となる. 図 3.15, 図 3.16 を見ると, 図 3.13, 図 3.14 よりも更にノード密度を分散できており, すべての道路区間においてノード密度の許容値 $\alpha\lambda = 0.068 \text{ m}^{-1}$ 以下の値を実現できている.

このように, TA の適切な設定と RA の複数提示により, 混雑を抑制しつつ RA_0 への進入も十分に抑制できており, 提案した TA の大きさ, 段数の計算手法, 複数の RA の設定手法の有効性が確認できる.

3.5 いくつかの要因を考慮した提案手法の評価

前節までで, 理論解法を利用することを前提とした TA の設定手法および混雑緩和手法を考えた. そのため, 理論解法を導くために仮定された, 3.2 で示したような比較的単純なモデルを仮定し, 提案手法の評価を

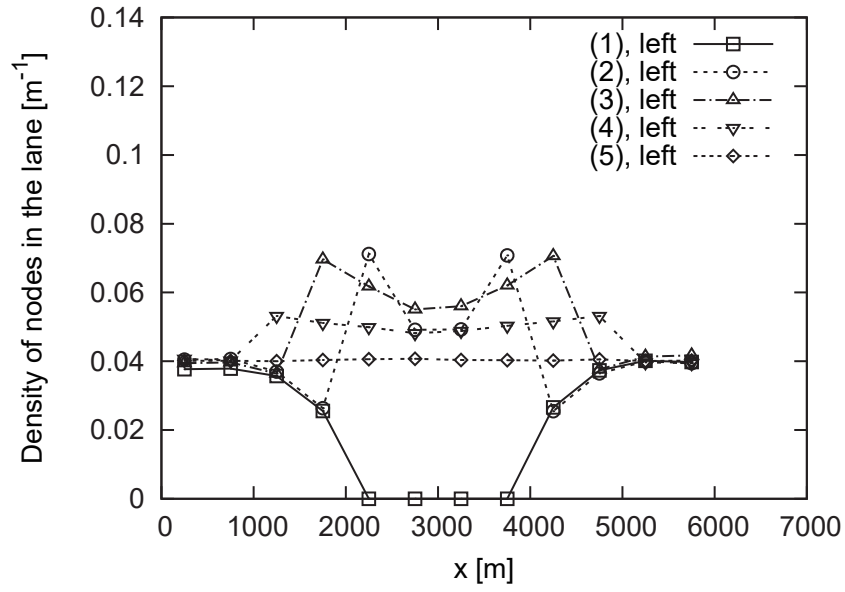


図 3.13: 複数種類の進入制限エリアを用いたときのノード密度 ($\lambda = 0.04$ m^{-1} , $p_{turn} = 0.1$, $\alpha = 2$)

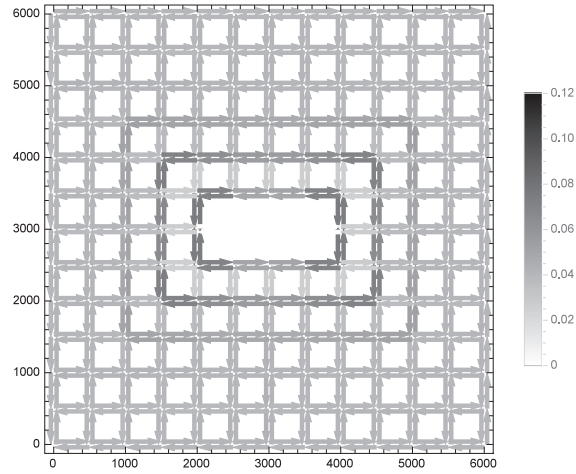


図 3.14: 複数種類の進入制限エリアを用いたときのノード密度の分布図 ($\lambda = 0.04$ m^{-1} , $p_{turn} = 0.1$, $\alpha = 2$)

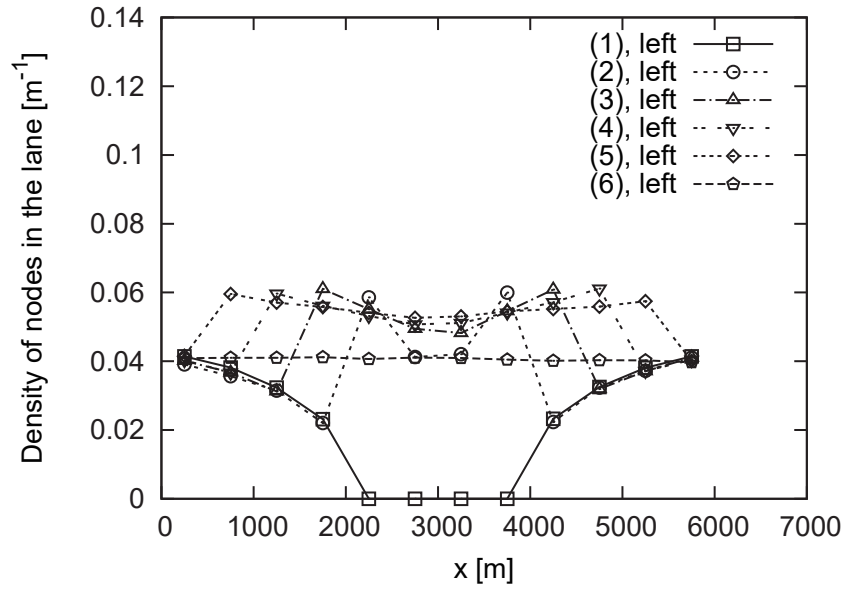


図 3.15: 複数種類の進入制限エリアを用いたときのノード密度 ($\lambda = 0.04$ m^{-1} , $p_{turn} = 0.1$, $\alpha = 1.7$)

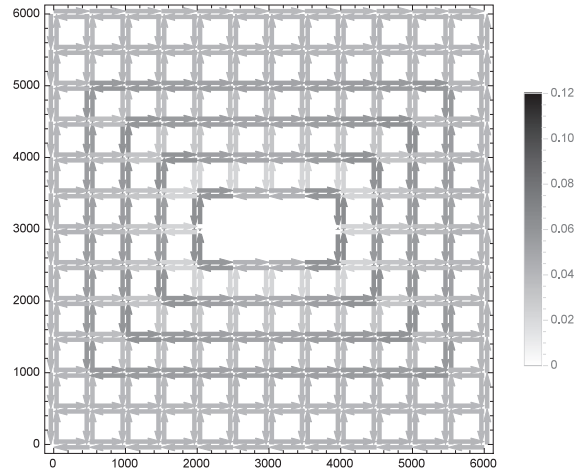


図 3.16: 複数種類の進入制限エリアを用いたときのノード密度の分布図 ($\lambda = 0.04$ m^{-1} , $p_{turn} = 0.1$, $\alpha = 1.7$)

行った．具体的には，ノード間距離が r 以下であれば必ず情報伝達が行われ，すべてのノードの速度が一定であり，交通誘導前においてすべての道路区間のノード密度が均一であるような状況である．しかし，現実には，様々な要因により通信可能距離・速度・ノード密度も影響を受け，その結果ばらつきが生ずることもある．ここでは，前節までで考慮していなかった要因による提案手法への影響についてシミュレーションにより考察する．

3.5.1 確率的な無線リンクのモデルの影響について

3.2 節の仮定では，二つのノードの距離が r 以下であれば情報の伝達が必ず行われるというモデルが仮定されている（ここではリンクモデル A と呼ぶ）．このようなモデルは，移動体だけで情報伝達が行われるマルチホップ無線ネットワークの連結性の研究 [17,18] や IF の性能評価 [3,5–15] などでよく使われている．例えばマルチホップ無線ネットワークでは，移動体の位置関係がネットワークの連結性に関わるが，移動体の位置がランダムであるため連結性の性質を理論的に評価することは簡単ではない．更に，IF のように情報伝達が移動の影響を強く受ける場合を考えると，この場合の情報伝達は大変複雑なメカニズムになる．そのため，通信環境を単純化し，この複雑なメカニズムを中心に着目し，性能評価を行うことが行われてきた [3,5–15]．

しかし，現実には，ある一定距離を境にして無線リンクによる情報伝達が急に行えなくなる訳ではない．ノード間の距離が r より短くても通信に失敗することもあるし， r より長くても通信に成功することもありう

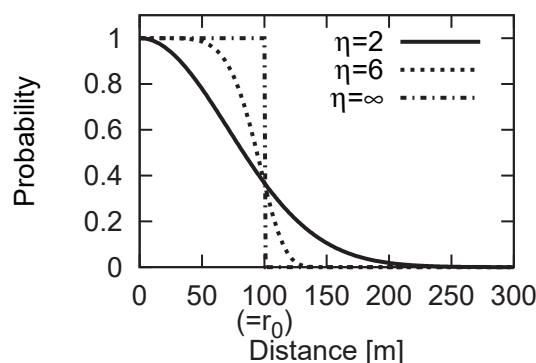


図 3.17: リンクモデル B

る．このようなことを考慮に入れた無線リンクのモデルが提案されている [19]．これをリンクモデル B と呼ぶ．これは，ノード間の距離 x に対する通信成功率 $H(x)$ が， $H(x) = \exp\{-(\frac{x}{r_0})^\eta\}$ で表され，図 3.17 のように x の増加に伴い，徐々に小さくなるというものである． r_0 は送信電力や変調方式等によって決まる定数である． η は電波の減衰指数であり，自由空間モデルでは通常 $\eta = 2$ が用いられ，一般には $\eta \geq 2$ の値が用いられる．このモデルで r_0 を r に対応させると，ノード間の距離が r よりも小さい場合でも通信できないことがあり，逆に距離が r より大きい場合でも通信ができてしまう可能性もある．なお， $\eta \rightarrow \infty$ のとき， $x < r_0$ では $H(x) = 1$ ， $x > r_0$ では $H(x) = 0$ となり，これはリンクモデル A と等価になる．

リンクモデル A において，あるノードから距離が r 以下であるようなノードには情報を伝達できるが，時間が経過するとノード同士の位置関係が変化し，今までつながっていたノード間のリンクがなくなったり，新たなノード間にリンクができるため，情報をもっていなかったノードに

新たに情報を伝達できる．そのため，新たなリンクの形成を見逃さないようにするため，短い時間間隔でビーコンを交換すること等によりトポロジーの変化を観測する必要がある．この時間間隔を dt とすると，前節まででは $dt = 1$ 秒としている．

ここで，3.3 で述べたように TA を設定し，リンクモデル A を用いた場合の P_f を dt を変えてシミュレーションにより求める． n_l および L_i の値は，表 3.1 と同じ値を用いる．ただし， $\lambda = 0.04 \text{ m}^{-1}$ の場合は，表 3.1 では L_1 の値が最低限の値 $L_{min} = 10 \text{ m}$ となっているが， $dt \geq 2$ 秒とすると $vdt > 10 \text{ m}$ となるため，これでは明らかに TA が小さすぎて一度も送信しないまま TA を通り過ぎてしまうことがあるので， $\lambda = 0.04 \text{ m}^{-1}$ で $dt = 2$ 秒， $dt = 3$ 秒の場合はそれぞれ $L_1 = 20 \text{ m}$ ， $L_1 = 30 \text{ m}$ とする．結果を図 3.18 に示す．結果を見ると， dt を変えても， P_f にはそれほど大きな違いは見られないが，異なる密度に対しては P_f が若干異なる値をとっている．これは，密度が違えば表 3.1 のように TA の設定も異なるため，単に密度が違うことだけが原因ではないが， $\lambda = 0.008 \text{ m}^{-1}$ の場合において $dt \geq 2$ 秒のときは，若干ではあるが P_f は目標値である $P_{f,desired}$ を超えてしまうこともあり，そのため dt の値としては 1 秒程度にしておくのがよいと考えられる．

一方，リンクモデル B では，確率的な要因で情報伝達できないことが起こりうる．この場合，ノードは再度送信を試みることになる．ここでは，同じノードがあるノードに対して複数回の送信を試みる時，これらの送信は独立であり，成功する確率は再送を行ったときの距離 x に対して $H(x)$ であるとする．確率的な情報伝達の可否と再送を考慮するためリンクモデル B を想定した場合における IF の性能と，リンクモデル A を前

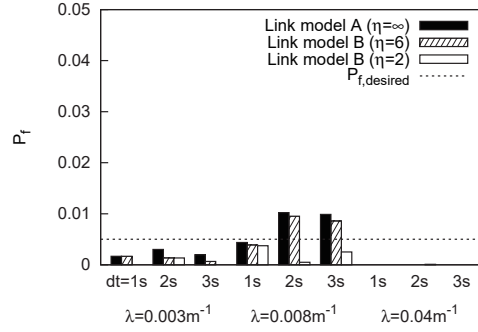


図 3.18: 確率的な無線リンクモデルにおける P_f のシミュレーション結果

提とした場合の IF の性能の間にどのような違いがでるのかをシミュレーションにより評価する．具体的には，リンクモデル B において上記のリンクモデル A におけるトポロジーを把握するための時間間隔 dt 毎に情報伝達を行えるかをビーコンの送信等で試みることとし，実際に情報伝達が行えるかをリンクモデル B の $H(x)$ で決めることとする． $r = r_0 = 100$ m とし， n_l および L_i の値は，表 3.1 と同じ値を用いて TA を設定し， P_f を求める．ただし，上記と同様に， $\lambda = 0.04 \text{ m}^{-1}$ で $dt = 2$ 秒， $dt = 3$ 秒の場合はそれぞれ $L_1 = 20$ m， $L_1 = 30$ m とする．

図 3.18 には，リンクモデル B における P_f の結果も示している．結果を見ると，リンクモデル B においても，リンクモデル A と比較して P_f の値にあまり差はないことが確認できる．若干ではあるがリンクモデル B の方がリンクモデル A よりも P_f が小さくなっているのは，リンクモデル B では距離 r を超えていても通信に成功することがあることと，仮に r よりもノード間距離が小さい場合に通信を行えなくとも再送により情報伝達を行えること等が原因であると考えられる．このような傾向から，リ

リンクモデル B においては，通信可能距離がばらついていても， dt は 1 秒以下程度にしたときに，通信可能距離が一定である場合（リンクモデル A）における TA の設定法が利用可能であることがわかる．

3.5.2 ノードの速度のばらつきの影響

前節まででは，対向車線だけを考えたが，複数車線を考えると速度は車線ごとに異なる値となる．また，同一車線内でも速度はばらつく．これらを考慮して以下を考える．ただし，シミュレーションの簡単化のため，車線の幅の影響はここでは考えず，十分に小さいとしている．

- 速度パターン 1：すべてのノードの速度が一定値 36 km/h である．
- 速度パターン 2：半分のノードの速度が [30, 40] km/h の一様分布に従い，もう半分のノードの速度が [40, 50] km/h の一様分布に従う．
- 速度パターン 3：半分のノードの速度が [30, 40] km/h の一様分布に従い，もう半分のノードの速度が [50, 60] km/h の一様分布に従う．

速度パターン 2 と 3 は各方向の道路の車線が 2 車線ずつあるような状況を想定しており，更に各車線でノードの速度がある程度ばらついているような状況である．

図 3.19 に， P_f のシミュレーション結果を示す．ここでは通信可能距離は $r = 100$ m 一定としており， n_l と L_i の値は表 3.1 と同じ値を用いている．結果を見ると，速度がばらついている場合においても P_f の値が大きく変化することはないが，速度パターン 3 で $\lambda = 0.008 \text{ m}^{-1}$ の場合に P_f の許容値である $P_{f,desired} = 0.005$ を超えてしまっていることがわかる．こ

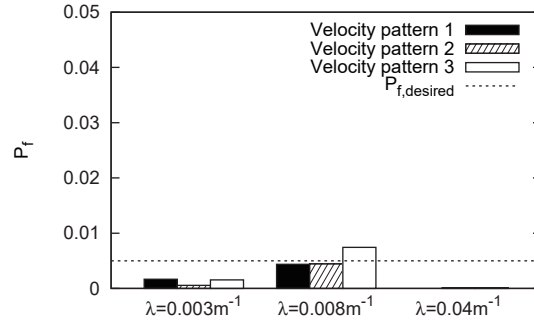


図 3.19: ノードの速度がばらついている場合の P_f のシミュレーション結果

これらのことから、ノードの移動速度がある程度ばらついていても 3.3.3 の解析による n_l と L_i の値を用いて IF を適切に行うことはできるが、速度パターン 3 のように移動速度のばらつきが大きい場合には、ばらつきがない場合よりも n_l や L_i を大きく見積もる必要があることがわかる。

3.5.3 ノード密度のばらつきの影響

前節まででは、すべての道路区間においてノード密度も均一とした。ここでは、交通誘導前の各道路区間のノード密度がばらついている場合として、図 3.20, 図 3.21 のような交通パターンを考える。これらの交通パターンは、サービスエリアの各端点から入ってくるノード密度は λ で一定であるが、 N_1, N_2, N_3, N_4 の各種類のノードが各交差点に到達したときに曲がる確率をノードの種類と交差点によって異なる値とすることで得られたパターンである。各交差点で曲がる確率を図 3.20 では $[0.25, 0.75]$ の一様分布、図 3.21 では $[0, 1]$ の一様分布で与えている。

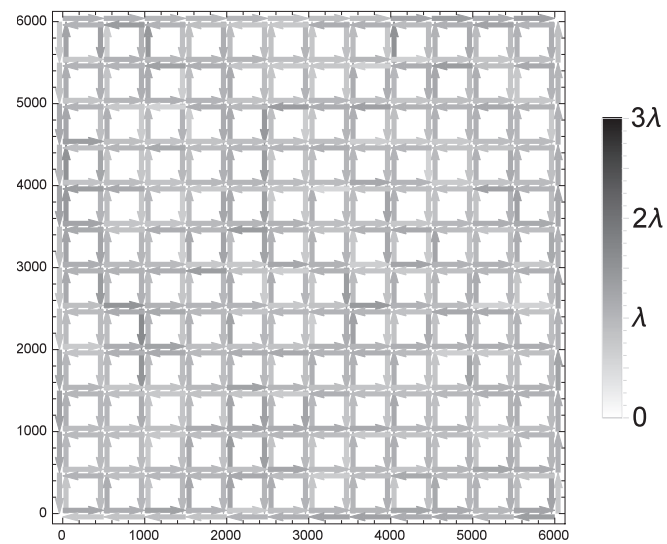


図 3.20: 交通パターン 1

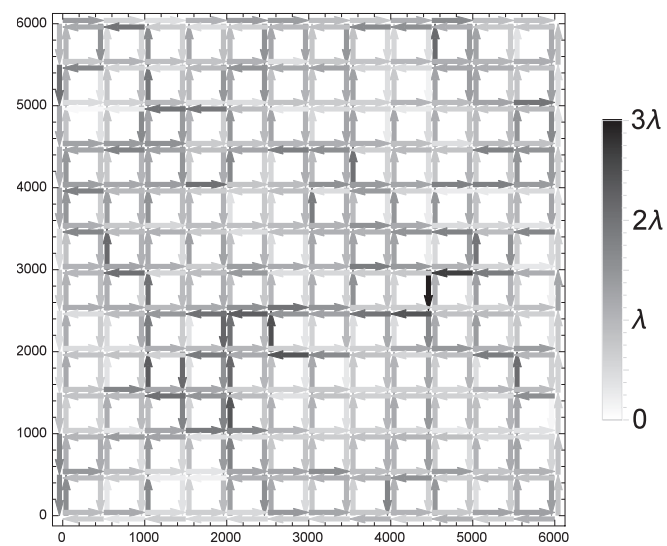


図 3.21: 交通パターン 2

ノード密度がばらついている場合においても、 n_l と L_i の計算の考え方は基本的には 3.3.2, 3.3.3 と同様である．以下に 3.3.2, 3.3.3 と異なるところを含め、 n_l と L_i の計算を示す．

Step 1: i 段目の TA は $2(n_x + 2i - 1)(n_y + 2i - 1)$ 個存在するが、この中の j 番目の TA において RA に向かう方向のノード密度を $\lambda_{1,i,j}$ 、RA から遠ざかる方向のノード密度を $\lambda_{2,i,j}$ とおく． i 段目の j 番目の TA で I_{IF} を受け取れない確率の最小値 $P_{f,i,j}$ を求めるために、 $L_i = a - 2r$ として、次の方程式を $P_{f,i,j}$ について数値的に解く．

$$P_{f,i,j} = \frac{\{\lambda_{1,i,j} + (1 - P_{f,i,j})\lambda_{2,i,j}\}e^{-(1-P_{f,i,j})\lambda_{2,i,j}(2L_i+r)}}{\lambda_{1,i,j} + (1 - P_{f,i,j})\lambda_{2,i,j}e^{\{\lambda_{1,i,j}+(1-P_{f,i,j})\lambda_{2,i,j}\}r}}. \quad (3.7)$$

更に、安全側の近似として、 $P_{f,i,j}$ の j に関する最大値を求め、これを $P_{f,i,max} = \max_j P_{f,i,j}$ とする．

Step 2: $\prod_{i=1}^{n_l-1} P_{f,i,max} > P_{f,desired}$ かつ $\prod_{i=1}^{n_l} P_{f,i,max} \leq P_{f,desired}$ を満たすような n_l を求める．

Step 3: 次の式により、 n_l 段目の TA の大きさ L_{n_l} を求める．

$$L_{n_l} = \max_j \frac{\log \frac{\lambda_{3,n_l,j}}{P_{f,n_l} \{\lambda_{2,n_l,j}(1-P_{f,n_l})e^{\lambda_{3,n_l,j}r} + \lambda_{1,n_l,j}\}}}{2(1 - P_{f,n_l})\lambda_{2,n_l,j}} - \frac{r}{2}. \quad (3.8)$$

ただし、 $\lambda_{3,n_l,j} = \lambda_{1,n_l,j} + \lambda_{2,n_l,j}(1 - P_{f,n_l})$ 、 $P_{f,n_l} = \frac{P_{f,desired}}{\prod_{i=1}^{n_l-1} P_{f,i,max}}$ とする．式 (3.8) で $L_{n_l} < 0$ となった場合は、 $L_{n_l} = L_{min} = 10$ m とする．

n_l と L_i の解析結果と、 P_f のシミュレーション結果を、表 3.2 に示す．この表から、各道路区間のノード密度が均一ではない場合においても、上

表 3.2: ノード密度がばらついている場合の P_f のシミュレーション結果

λ [m^{-1}]	交通 パターン	n_l	L_1 [m]	L_2 [m]	L_3 [m]	P_f
0.008	1	2	300	10	–	0.000252
0.008	2	3	300	300	223.55	0.000000
0.04	1	1	10	–	–	0.000158
0.04	2	1	10	–	–	0.000916

記のような解析手法によって適切に IF を行うことができ、 P_f の許容値 $P_{f,desired} = 0.005$ よりも小さい値を実現できていることがわかる。

次に、交通誘導前と交通誘導後の各車線のノード密度の比を、図 3.22, 図 3.23 に示す。観測対象の車線は、図 3.8 における (1), (2), (3) に沿った車線である。図 3.22, 図 3.23 はそれぞれ交通パターン 1 と交通パターン 2 の結果であり、どちらも $\lambda = 0.04 \text{ m}^{-1}$ である。

これらの図を見ると、交通パターン 1 においては交通誘導によって最も混雑する車線でもノード密度はせいぜい交通誘導前の 2 倍程度であるが、交通パターン 2 においては 3.5 倍程度になっている。ノード密度が均一の場合は最も混雑する車線でも交通誘導前の 3 倍以下という結果が得られていたため、これに比べるとノード密度が大きくばらついている場合は混雑が大きくなっている。

最後に、ノード密度がばらついている場合において、混雑緩和手法を適用したときの交通誘導前と交通誘導後の各車線のノード密度の比の結果を示す。図 3.24, 図 3.25 はそれぞれ、交通パターン 1, 交通パターン 2

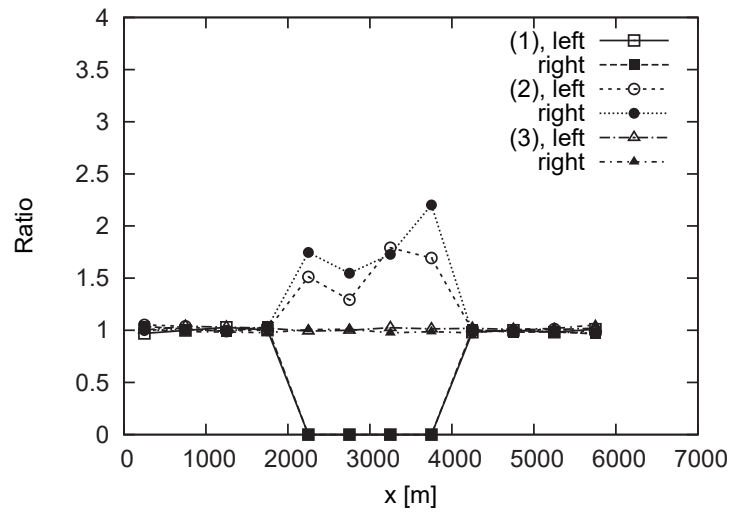


図 3.22: 交通誘導前と交通誘導後の各車線のノード密度の比（交通パターン 1）

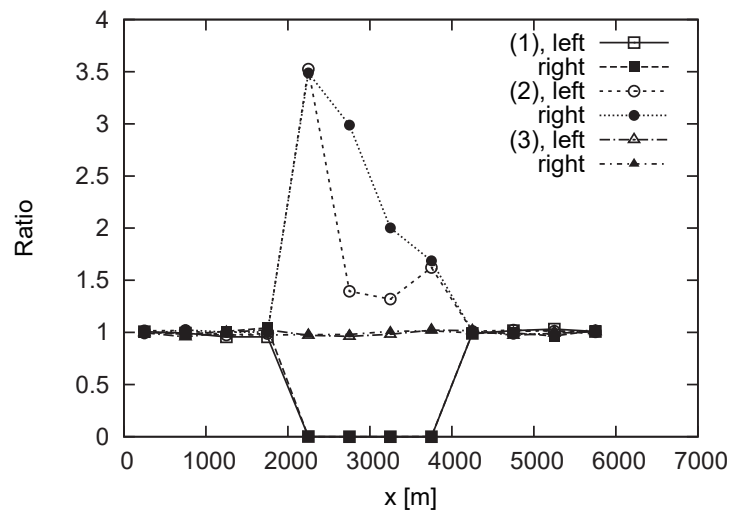


図 3.23: 交通誘導前と交通誘導後の各車線のノード密度の比（交通パターン 2）

における結果である．どちらも $\lambda = 0.04 \text{ m}^{-1}$ である． $\alpha = 2$ とし，3.4.2 と同様に，これを実現するための m 及び p_i の値として， $m = 2$ ， $p_0 = \frac{2}{3}$ ， $p_1 = \frac{4}{15}$ ， $p_2 = \frac{1}{15}$ を用いる．観測対象の車線は，図 3.12 の (1)～(5) に沿った車線である．

図 3.24 を見ると，ノード密度のばらつきが比較的小さい交通パターン 1 においては，混雑緩和手法が有効に働いており，各車線において交通誘導後は交通誘導前のノード密度の $\alpha = 2$ 倍以下に抑えられている．一方，図 3.25 を見ると，ノード密度のばらつきが大きい交通パターン 2 においては，混雑緩和手法を適用する前よりは混雑を緩和できているが，許容値である $\alpha = 2$ 倍の値は超えてしまっている車線が存在する．これらのことから，ノード密度のばらつきがあるような状況においても，それほどばらつきが大きくなければ，3.4 で示した均一な交通量を前提とした混雑緩和手法の考え方が有効であるが，ばらつきがある程度以上大きくなると別の考え方に基づいた混雑緩和手法を考える必要があることがわかる．これは今後の課題である．

3.6 あとがき

本章では，従来の研究で比較的単純なモデルで評価されていた IF による交通誘導を格子状道路において考え，TA の段数と大きさを理論的な手法により適切に定めることができることを示した．また，IF による交通誘導の結果，一部の道路に混雑が発生し空間的に移動ノードの分布が偏ることを示した．このような，進路変更による特定の道路区間における極端な交通量の増加を防ぐため，ノードを空間的に分散させることを考

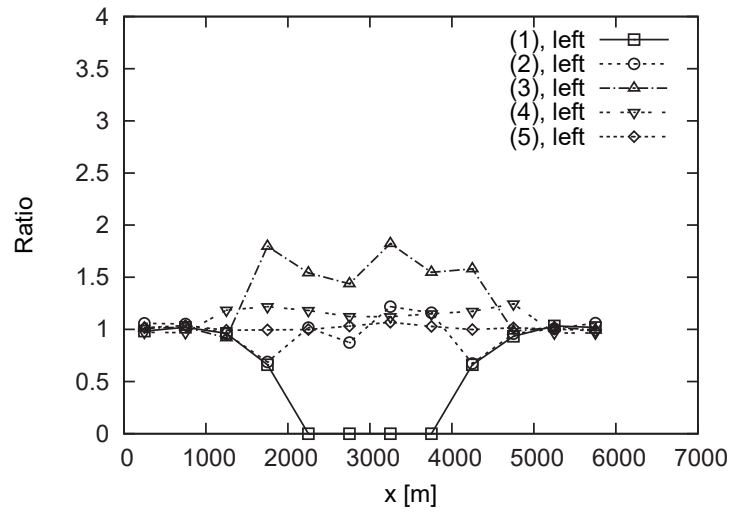


図 3.24: 複数種類の進入制限エリアを用いたときの交通誘導前と交通誘導後の各車線のノード密度の比 (交通パターン 1, $\alpha = 2$)

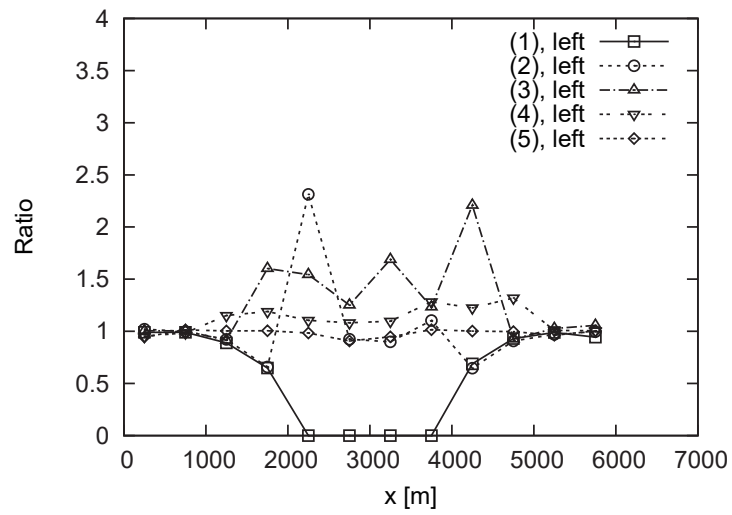


図 3.25: 複数種類の進入制限エリアを用いたときの交通誘導前と交通誘導後の各車線のノード密度の比 (交通パターン 2, $\alpha = 2$)

え，複数の RA を併用することにより偏りを改善できることを示した．このように，IF による情報配信と交通量制御を同時に行うことができた点が本章の本質的に新しい点である．

今後の課題として，より広いサービスエリアにおける RA と TA の設定による影響の考察や，より複雑な通信環境モデル，道路モデルにおける解析などが挙げられる．

参考文献

- [1] A. Vahdat and D. Becker, “Epidemic routing for partially connected ad hoc networks,” Technical Report, Duke University, April 2000.
- [2] Z. Zhang, “Routing in intermittently connected mobile ad hoc networks and delay tolerant networks: Overview and challenges,” IEEE Communications Surveys, vol.8, no.1, pp.24–37, 2006.
- [3] 中野敬介, “エピソード通信, 情報フローティングと安全・安心,” 電子情報通信学会 Fundamentals Review, Vol.10, No.4, pp.282–292, April 2017.
- [4] A. V. Castro, et al., “Hovering Information-Self-Organising Information that Finds its Own Storage,” BBKCS-07-07, Technical Report, School of Computer Science and Information Systems, Birkbeck College, London, UK, Nov. 2007.
- [5] E. Hyytiä, J. Virtamo, P. Lassila, J. Kangasharju and J. Ott, “When Does Content Float? Characterizing Availability of Anchored Information in Opportunistic Content Sharing,” IEEE INFOCOM, pp. 3123–3131, 2011.

- [6] J. Ott, E. Hyytiä, P. Lassila, J. Kangasharju and S. Santra, “Floating Content for Probabilistic Information Sharing,” *Pervasive and Mobile Computing*, vol. 7, no. 6, pp. 671–689, 2011.
- [7] E. Hyytiä, P. Lassila, J. Ott and J. Kangasharju, “Floating information with stationary nodes,” *Eighth Workshop on Spatial Stochastic Models for Wireless Networks (SpaSWin)*, pp. 361–366, 2012.
- [8] B. Liu, B. Khorashadi, D. Ghosal, C. N. Chuah, H.M. Zhang, “Analysis of the information storage capability of VANET for highway and city traffic,” *Transportation Research Part C: Emerging Technologies*, vol.23, pp.68–84, 2012.
- [9] J. Virtamo, et al., “Criticality condition for information floating with random walk of nodes,” *Performance Evaluation*, Volume 70, Issue 2, pp.114–123, Feb. 2013.
- [10] B. Xie, Y. W. Chen, M. Xu, and Y. G. Wang, “Mathematical Modeling of Locally Information Storage Capability of VANET for Highway Traffic,” *Applied Mechanics and Materials*, vols. 373–375, pp. 1914–1919, 2013.
- [11] M. S. Desta, E. Hyytiä, J. Ott and J. Kangasharju, “Characterizing Content Sharing Properties for Mobile Users in Open City Squares,” *10th Annual IEEE/IFIP Conference on Wireless On-Demand Network Systems and Services (WONS)*, pp. 147–154, 2013.

- [12] M. Ciocan, C. Dobre, C.X. Mavromoustakis, G. Mastorakis, “Analysis of Vehicular Storage and Dissemination Services based on Floating Content,” Proc. of International Workshop on Enhanced Living Environments (ELEMENT 2014), 6th International Conference on Mobile Networks and Management (MONAMI 2014), Sept. 2014.
- [13] 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提案および安定性解析,” 電子情報通信学会技術研究報告, CQ2015-21, pp.7–12, July 2015.
- [14] K. Nakano, K. Miyakita, “Information floating on a road with different traffic volumes between opposite lanes,” Journal of Advanced Simulation in Science and Engineering, vol.3, no.1, pp.97–113, Aug. 2016.
- [15] K. Nakano and K. Miyakita, “Analysis of information floating with a fixed source of information considering behavior changes of mobile nodes,” IEICE Transactions on Fundamentals of Electronics, Communications and Computer Sciences, Vol.E99-A, No.8, pp.1529–1538, Aug. 2016.
- [16] Wolfram Research, Mathematica,
<http://www.wolfram.com/mathematica/>.
- [17] H. Takagi, L. Kleinrock, “Optimal Transmission Ranges for Randomly Distributed Packet Radio Terminals,” IEICE Transactions on Communications, Vol. 32, No. 3, pp. 246–257, Mar. 1984.

- [18] P. Santi, “Topology control in wireless ad hoc and sensor networks,” ACM Computing Surveys, June 2005.
- [19] O. Georgiou, C. P. Dettmann, and J. Coon, “Network Connectivity: Stochastic vs. Deterministic Wireless Channels,” 2014 IEEE International Conference on Communications (ICC 2014), pp.77–82, June 2014.

第4章 プローブエピデミック通信による情報フローティング

4.1 まえがき

前述のとおり，エピデミック通信により特定の地域の不特定のノードに情報を配信することを考えるとき，その地域に入ってきたノードに情報を渡せるように，ある程度の間，この地域に存在するノードに情報を渡し続ける必要がある．このように，特定の地域にあたかも情報が留まっているような状況を維持し続ける手法が情報フローティング（Information Floating: 以下 IF）である．ここで，情報送信を行うことができる場所を送信可能エリア（Transmittable Area: 以下 TA）と呼ぶ．

IF の平均継続時間の理論解析等，基礎検討が行われている [1–8]．文献 [1] では IF の概念を定義し，IF を実現するためのアルゴリズムを提案し評価している．文献 [2] では一次元道路における IF の平均継続時間の平均値の理論解析を行っており，文献 [3, 5] では IF が持続されるためのノードの密度や通信範囲などの最低限の条件について理論解析を行っている．特に，文献 [3] では円板状の IF の場所とランダムウォークモデル

で移動するノードを想定し，ノードの速度が一種類だけの場合と二種類の場合で解析を行っており，文献 [5] では道路ネットワークにおける条件を解析し，実際の交通モデルを用いたシミュレータによる実験結果を示している．文献 [4] では，駅のホームのようにノード群が突然いなくなるような状況や，繁華街のようにノードがある領域に入ったら速度が遅くなるような状況を想定し，これらのようなノードの移動特性や情報送信の空間的・時間的な制限が IF の性能に与える影響をシミュレーションにより評価している．文献 [6] では，DTN におけるエピデミック通信による IF で実現される広告配信システムにおける集客効果に関する基礎検討を行っており，目的地点と隣接した場所を TA と定めた場合のシミュレーション結果を示しているが，集客効果を高めるための TA の検討は行われていなかった．また，IF はエピデミック通信と同様に，歩行者や自動車などの移動ノードの行動特性の影響を受けるため，その影響を考慮した研究が行われている [2, 3, 7]．それだけでなく，情報を受け取ることによって移動ノードが行動変化することもあり，このような行動変化による IF への影響を考慮した研究も行われている [8]．

本章ではエピデミック通信による広告の IF を考える．ここでは，特別な装置として固定局のようなものを TA に設置するのではなく，過去の研究 [1–6] と同様に，あくまでもノードだけで IF を実現することを考える．固定局を用いた IF を行うと，設置のためのコスト，TA の変更を簡単に行えないという柔軟性の問題があること等が理由である．1 章で述べたように，TA に進入してくるノード同士が情報交換を行い続けることで IF が実現されるが，TA を大きくする，あるいは TA の数を多くすると無駄な情報転送の増加，無駄なコピーの拡散等の問題が生じるので，過度の

情報の拡散を防ぎつつ IF を継続するために、TA の大きさや数を制限しながら、TA を適切な場所に決定する必要がある。

本章では、このような問題を考えるが、その TA を決定するためにプローブデータを用いることを考える。近年、スマートフォンや自動車のカーナビゲーションシステムのように、センサ機能を持った移動通信端末が普及することにより、プローブデータを利用した情報システムが開発されている。例えば、プローブデータを利用したカーナビゲーションシステム [9,10] では、道路網を小さな道路区間に分割し、GPS により自らの位置を把握している自動車が各道路区間を通過する度に進入時刻と脱出時刻を計測し、システムに報告することで、システムは各道路区間における自動車の速度分布、交通量分布等のプローブデータを把握することができ、これらのプローブデータを各自動車にフィードバックすることでナビゲーションを高度化することができる。本章では、サービスエリアをいくつかの小領域に分割し、各小領域へのノードの流入量、ある小領域を通過した後に目的地点を通過しないノード数等の情報をプローブデータとして収集し、これを基に TA を決定し、TA を端末にフィードバックして IF を行うことを考える。

ここでプローブデータを既存の移動通信システムで収集する方法、ノードだけで集める方法が考えられるが、ここでは既存の移動通信システムで収集したものを使うことにする。IF は災害時に既存の移動通信インフラが使えないときに有効であると考えられているが、平時から IF を使えるようにしておかないと、急には使用できない。そのため、平時からの IF の利用を考える必要があり、この場合、通常の移動通信システムの併用が行われるということを前提としている。

このように、本章では新たな IF の問題として、プローブデータを利用して効果的に情報を IF させるための TA を決定するための方法について検討する。この問題に対して三つの手法を考え、シミュレーションにより比較評価を行う。シミュレーションでは、ノードの移動経路が比較的均一な場合と大きな偏りがある場合、また、全体の端末数が多い場合、少ない場合等において比較を行い、各状況においてどのような TA の配置が有効なのかを明らかにする。ここでは、広告を受け取ったノードが進路を変えるモデルを用いる。このような進路変更は IF そのものにも影響を与えるが、このようなノードの進路変更と、その IF への影響を考慮した点も新しいところである。以下、4.2 節では、プローブエピデミック通信による IF を説明し、4.3 節では、本章で考えるプローブエピデミック通信による IF の手法を説明する。4.4 節では評価のための仮定を説明する。4.5 節においてシミュレーション結果を示し、有効な手法を明らかにする。最後に 4.6 節にて本章をまとめる。

4.2 プローブエピデミック通信による IF

本章では、プローブデータを用いてエピデミック通信を行う手法をプローブエピデミック通信と呼び、プローブエピデミック通信による IF を考える。

本章では IF により広告を配信することを考える。広告の配信主は、自身の店舗（目的地点）を通過する客に事前に広告を配信することと、店舗を通過しない客に広告を配信することで店舗への誘導を試みるという二つの目的があるとする。そのため、TA（広告を IF させる場所）は、目

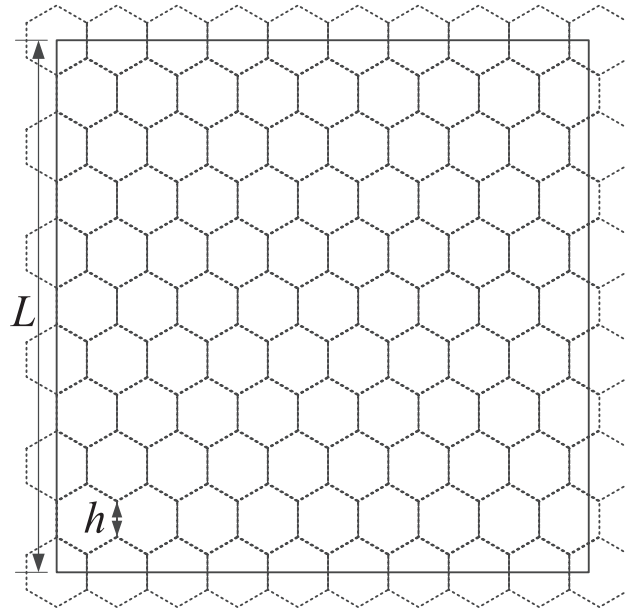


図 4.1: 小領域の設定

的地点（店舗）の近辺だけであるとは限らない．

前述のとおり，サービスエリアを仮想的にいくつかの小領域に分割する．図 4.1 に示すような一辺 L の二次元正方形サービスエリアを考え，一辺 h の正六角形の仮想的な小領域に分割する．広告配信を考えるが，目的地点（広告の配信元の店舗）を S とし， S を含む小領域を R で表すこととする．繰り返しになるが，広告の配信主は，自身の店舗（目的地点）周辺を通過する客に事前に広告を配信することが一つの目的なので， S を通過するノードに S に到達する前に広告情報を渡すことが目的の一つ目である．

本章では，サービスエリアは格子状道路網からなり，ノードはサービスエリア端のある点（始点）から入り，別の点（終点）から出る．始終点間に最短路がいくつかあるが，その中からランダムに選ばれた経路に

沿って移動していると仮定する．ここで， S を含む経路とそうでない経路がある．本章では，広告による誘導を模擬するため， S を含まない経路を進んでいるノードが広告を受け取った後，必ず広告を見て，ある確率に従って進路を変更し S を通過してから終点に向かうこととし，このように進路を変更する確率を P_{change} で表す．なお，進路変更を行うことを決めたときには，遠回りになる場合や，一度目的地点を通り過ぎた場合でも目的地点に向かうこともあるとする．また，一つのノードが複数の TA を通過して情報を持つノードと複数回すれ違うこともあるが，広告の効果は一度であり，最初の広告受信のときだけ進路変更が行われることとする．前述のように，店舗を通過しない客に広告を配信することで店舗への誘導を行うことが二つ目の目的であるので，確率 P_{change} で進路を変更するノードの数を増やすことも目的となる．

広告情報を IF させる小領域数を N_d とすると，本章の目的は， R 以外の N_d 個の小領域に広告情報を IF させたときに，広告情報を持ち， S を通過するノード数を大きくすることが目的であり，そのために情報を IF させる N_d 個の小領域の選択法を考えることである．

4.3 プローブエピデミック通信による IF の手法

本章では，プローブエピデミック通信による IF の手法を提案するが，比較のため，プローブデータを使用しない手法についても検討する．本節では，これらの手法について説明する．

4.3.1 方法1：プローブデータを使用しない手法

プローブデータを使わずに、TA をどのように決めればよいかを考えるとき、R を囲むように決めることが考えられる．このように TA を決めることで、S を通過するノードは必ず TA を通過するので、S を通過するノードに事前に広告を渡すことができる．ただし、選ばれた TA へのノードの流入量は考慮されていない．IF はノード同士の情報転送を継続的に行わないと、その小領域での IF が終わってしまうため、方法1で選ばれた TA がノードの流入量が小さい小領域ばかりであった場合には、IF が続かず、広告が配信されにくい状況も起こりうる．また、その TA が広告による誘導効果を高めることができるかどうかは全く考慮できない．

4.3.2 方法2：プローブデータを使用する手法その1

方法1で考慮されていない事項として、TA においてはノードの流入量が大きいことが望ましいということがある．これを実現するために、各小領域へのノードの流入量をプローブデータとして事前取得し、それを元に TA を決めることを考える．同時に、方法1の考え方も取り入れる．ここでは、方法2として、まずRに隣接する六つの小領域をすべてTAとして方法1と同じ効果を取り入れ、その後、残りの $N_d - 6$ 個の小領域を、流入するノード数が大きい順に選択する．このようにしてTAを選ぶことで、Rを囲む小領域以外に、ノードの流入量が大きくIFの継続時間が長くなることが期待される小領域をTAとすることができる．また、多くのノードに広告を渡すことにより、ある程度の誘導効果が期待できる．

4.3.3 方法3：プローブデータを使用する手法その2

方法2では、小領域への流入量の大きさを考慮してTAを決めるため、誘導効果も期待できるが、仮にこの小領域を通過するノードが多く存在していたとしても、これらのノード群の中で広告を受け取る以前からSを通過する予定であったようなノードが多いこともある。このように、方法2のノードの経路変更による誘導効果は未知数である。

このような問題を確認するために、プローブデータとしてある小領域を通過し、その後Rを通過しないノード数を集計し用いることを考える。この数が大きい小領域をTAにすれば、誘導効果が期待できる。図4.2に示すように、小領域*i*を通過するノード数を N_{fi} 、小領域*i*を通過し小領域Rを通過する交通量を N_{fiR} とする。このとき、小領域*i*を通過しその後Rを通過しないノード数は $N_{fi} - N_{fiR}$ で計算される。よって方法3では、 $N_{fi} - N_{fiR}$ が大きい順に小領域を選択する。ただし、方法2では各小領域のノード流入量だけを把握すればよかったのに対し、方法3では、各小領域を通過するノード数に加えて、その小領域とRを通過するノード数を集計する必要がある。

4.4 仮定

上記の手法をシミュレーション結果により比較する。図4.3, 図4.4, 図4.5に示すような一辺 $L = 2000\text{m}$ の二次元正方形サービスエリアを考える。その中に間隔 100m で格子状に道路が存在する。目的地点は $S = (1000, 1000)$ に位置する。また、 $h = 60\text{m}$ とし、格子状道路網に対して図4.6のように小領域が配置されているものとする。

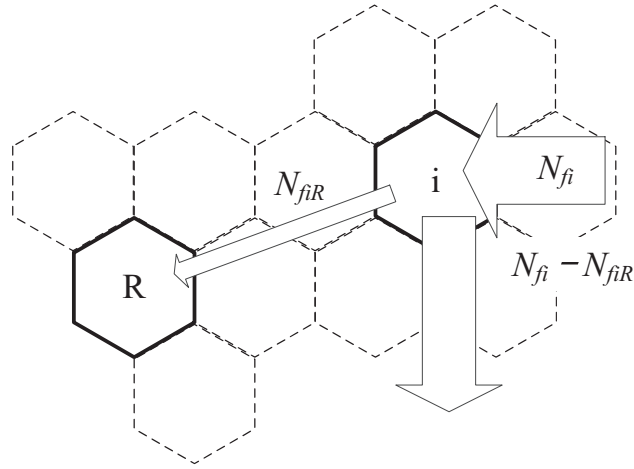


図 4.2: 方法 3 で用いるプローブデータ

本章で扱うノードとして、道路上を移動する歩行者を想定している．ここで，文献 [11] において道路上のある地点における歩行者の通過時間間隔の観測が行われ，この通過時間間隔は互いに独立で同一な指数分布でよく近似できることが示されている．このことから本章では，ノードは到着率 λ のポアソン過程に従ってサービスエリアに到着し，いずれかの格子の端点から進入するものとする．すべてのノードは，始点から終点に向かって，道路に沿った最短経路を移動し，サービスエリアを離脱することとする．ここで，格子状道路網においては一般に最短経路は複数存在するため，各ノードは最短経路の中からランダムに一本を選択し，選択した経路に沿って移動するものとする．また，本章ではノードとして歩行者を想定しているため，ノードごとのばらつきは少ないと考え，すべてのノードが一定速度 v で移動すると仮定している．

本章では，ノードの分布が一様である場合だけでなく，偏りがあるような場合についても評価を行う．図 4.4，図 4.5 のモデルでは，サービスエリアの中に交通量の大きい地域が存在する．ノードとして，次の 2 種類

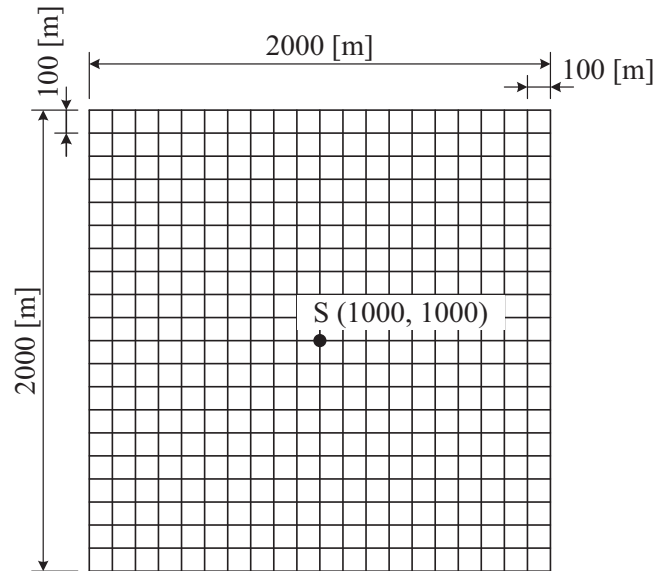


図 4.3: ネットワークモデル 1

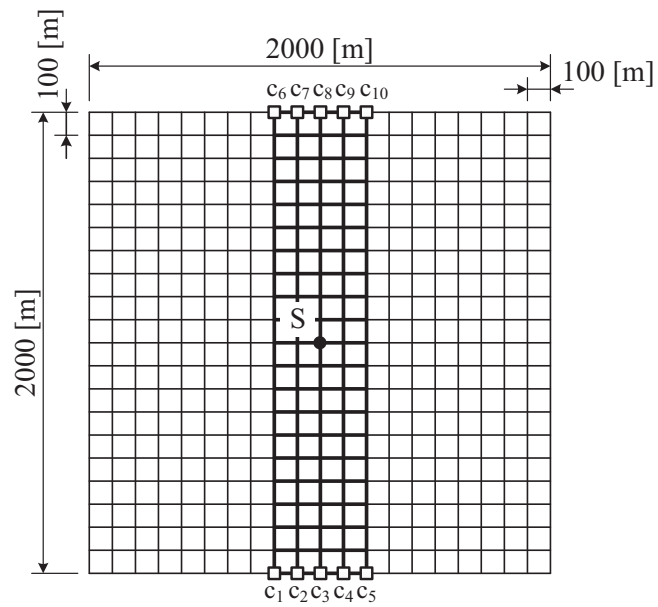


図 4.4: ネットワークモデル 2

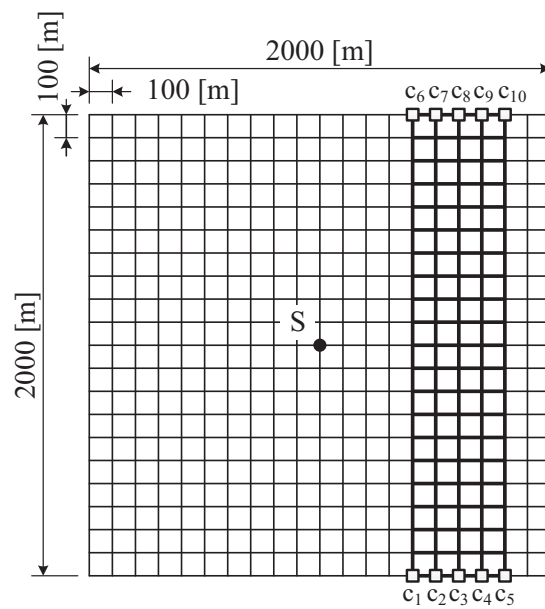


図 4.5: ネットワークモデル 3

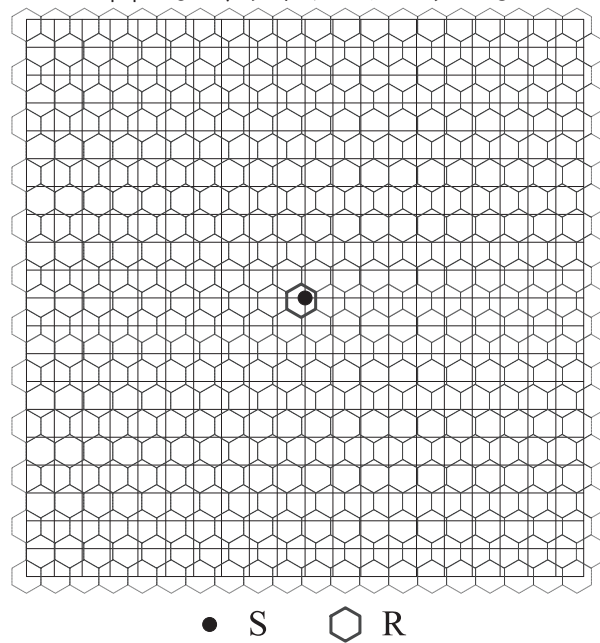


図 4.6: 小領域と格子状道路網の関係

が存在するものとする。グループ1のノードは、図 4.4 または図 4.5 における端点の集合 $\{c_1, c_2, c_3, c_4, c_5, c_6, c_7, c_8, c_9, c_{10}\}$ からランダムに始点を選択する。そして、始点が $\{c_1, c_2, c_3, c_4, c_5\}$ の中から選択されたノードは $\{c_6, c_7, c_8, c_9, c_{10}\}$ の中からランダムに終点を選択し、始点が $\{c_6, c_7, c_8, c_9, c_{10}\}$ の中から選択されたノードは $\{c_1, c_2, c_3, c_4, c_5\}$ の中からランダムに終点を選択する。グループ2のノードは、すべての端点から、始点と終点をランダムに選択する。グループ1とグループ2のノードの到着率はそれぞれ $\frac{\lambda}{2}$ とする。グループ1のノードは特定の場所から進入し離脱するので、一部の地域のノードが多くなり、偏りができることになる。結果として、図 4.4, 図 4.5 の太線の道路のノードが多くなる。

ノードは、無駄な情報伝達やコピーの過度の拡散を抑制するために、TA だけで情報伝達を行うこととする。また、ノード同士は、互いの距離が r 以内であるときに直接無線通信で情報を伝達でき、距離が r 以下となったノード同士は即座に通信を行うこととする。ここでは、1種類の広告情報だけを考える。

次に、計算機シミュレーションにおける各方法の TA の選択について説明する。本章では TA として選択する小領域数は $N_d = 17$ とし、方法1では図 4.7 に示すとおり、小領域 R を取り囲む 17 個の小領域を選択する。方法2, 方法3では、まず領域 R の周囲の 6 個の小領域を選択し、残りの $N_d - 6$ 個の小領域を前節のように決定する。なお、方法2, 方法3で用いるプローブデータには、前述の移動モデルに従ってノードを各ネットワークモデルで3時間動作させたときの通行実績を用いる。ここで、サービスエリアの端の影響を軽減するために、 $N_d - 6$ 個の TA は、図 4.8 において色付けしてある小領域を除いた小領域から選択することとする。

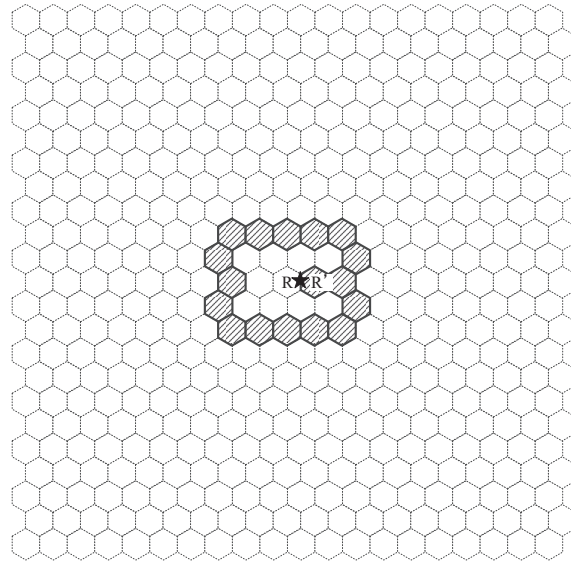


図 4.7: 方法 1 で選択する TA (★印は最初に情報を持ったノードの初期配置)

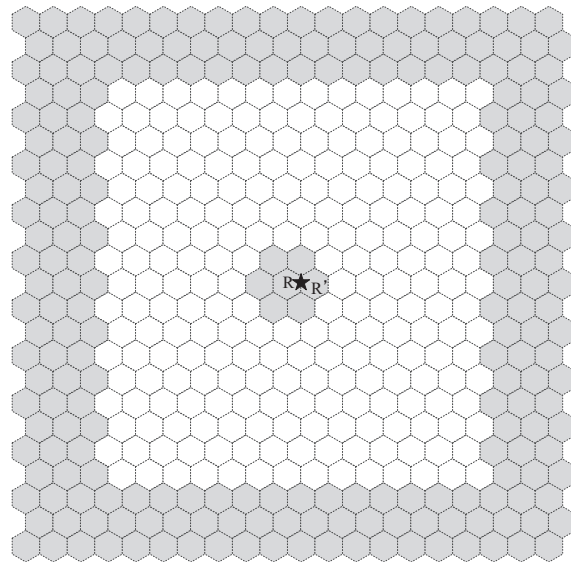


図 4.8: 方法 2, 方法 3 で候補とする TA (★印は最初に情報を持ったノードの初期配置)

図 4.7, 図 4.8 に示すように方法 1, 方法 2, 方法 3 のすべてにおいて R の隣の小領域 R' を TA として選んでいるが, R' から IF が始まると仮定する. 本章では, このように広告主が R' に最初の広告情報を提供するという仮定を用いている. 最初に情報を持ったノードが一つだけあるものとし, このノードが R' に入った時刻からシミュレーションを開始する. 情報を受け取ったノードは, 確率 $P_{change} = 0.5$ で, 目的地点に向かうように行動変化するものとする.

計算機シミュレーション時間は, 3 時間とし, この時間内に, S を通過したノードの数を算出する. そのほかのパラメータは $v = 1\text{m/s}$, $r = 10\text{m}$ とする.

4.5 シミュレーション結果

計算機シミュレーション結果を, 図 4.9, 図 4.10, 図 4.11 に示す. 各ネットワークモデルにおいて, S を通過したノードで情報を持っているものの数を示している. また, 図 4.12, 図 4.13, 図 4.14 に, 情報を受け取ったことにより行動変化を起こして S へ誘導されたノードの数を示す. ここで, 本章では, 提案しているプローブエピデミック通信による IF 手法である方法 2, 方法 3 の性能を評価するために, 比較として, プローブデータを使用しない方法 1 についても検討している. しかし, 方法 1 自体も本章で提案した新しい手法であるため, 方法 1 よりも更に単純な手法として, TA をランダムに選択した場合のシミュレーションも行う. 図 4.9, 図 4.10, 図 4.11, 図 4.12, 図 4.13, 図 4.14 にはこの結果も示している. TA をランダムに選択する手法では, 図 4.8 の色付けしてある小領域を除

いた小領域から $N_d - 1$ 個の小領域をランダムに選択し、R の隣の小領域 R' と併せた N_d 個の小領域を TA とする。ランダムな選択として5パターンの選択をした場合についてシミュレーションを行い、これらの平均値を示している。

まず、ネットワークモデル1における各方法の性質について考察する。ネットワークモデル1では、ノードの移動経路が比較的均一である。図 4.9 より、S を通過したノードで情報を持っているものの数は、ノード密度が小さい場合にはどの方法も近い数値を示しており、ノード密度が大きい場合には方法1が方法2、方法3に比べてわずかに大きいことが確認でき、いずれもランダムに選択する手法よりも大幅に大きい値となっている。図 4.12 より、誘導されたノードの数についても同様の傾向が確認できる。この結果は、交通量を考慮してTAを選んでもあまり効果がないということを意味しているが、これはネットワークモデル1ではネットワーク全体で交通量が均一であるためであると考えられる。また、図 4.15, 図 4.16 にそれぞれ、方法2、方法3によって選ばれたTAの例を示すが、図を見ると小領域が偏在しており、これはプローブデータを取得したときにたまたまわずかに交通量が大きかった場所が選ばれたためであると考えられる。

次に、ノードの移動経路に大きな偏りがある場合（ネットワークモデル2、ネットワークモデル3）を考える。まず、交通量の大きい地域が小領域Rと近接しているネットワークモデル2の場合について考察する。図 4.10 より、S を通過したノードで情報を持っているものの数は、方法1、方法2、方法3について同程度の値になっていることが確認でき、いずれもランダムに選択する手法よりも大幅に大きい値となっている。図 4.13 より、

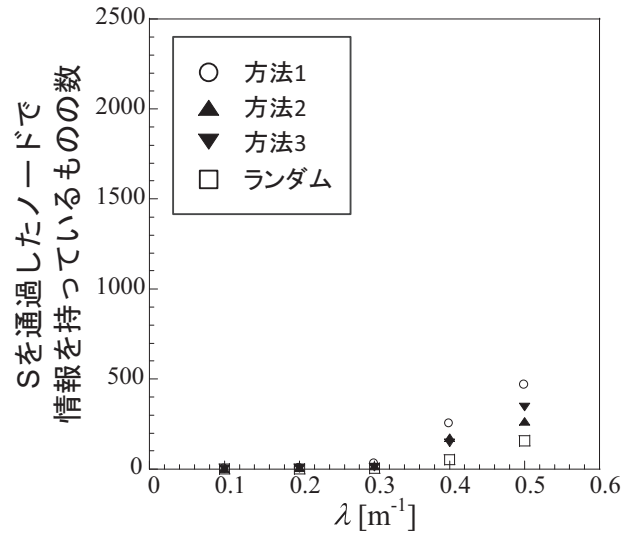


図 4.9: S を通過したノードで情報を持っているものの数 (ネットワークモデル 1, $P_{change} = 0.5$)

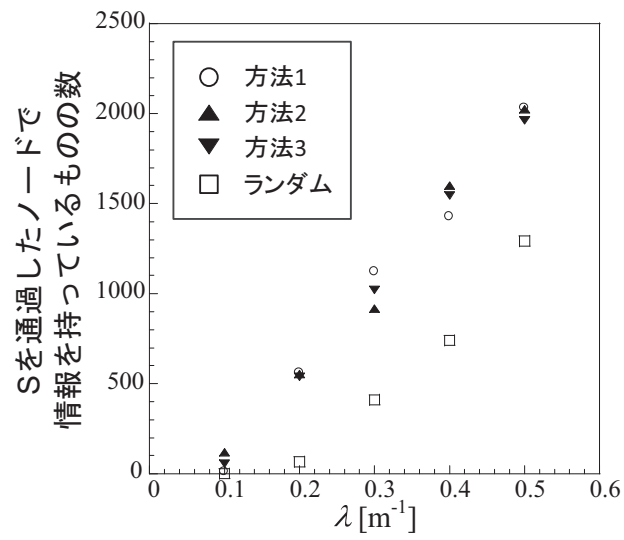


図 4.10: S を通過したノードで情報を持っているものの数 (ネットワークモデル 2, $P_{change} = 0.5$)

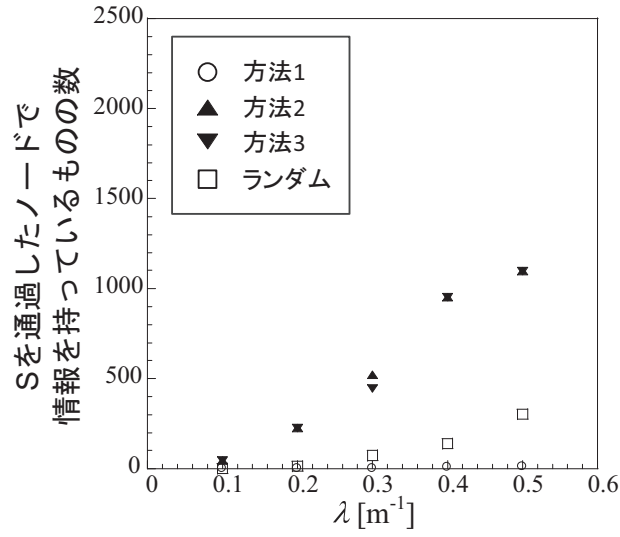


図 4.11: S を通過したノードで情報を持っているものの数（ネットワークモデル 3, $P_{change} = 0.5$ ）

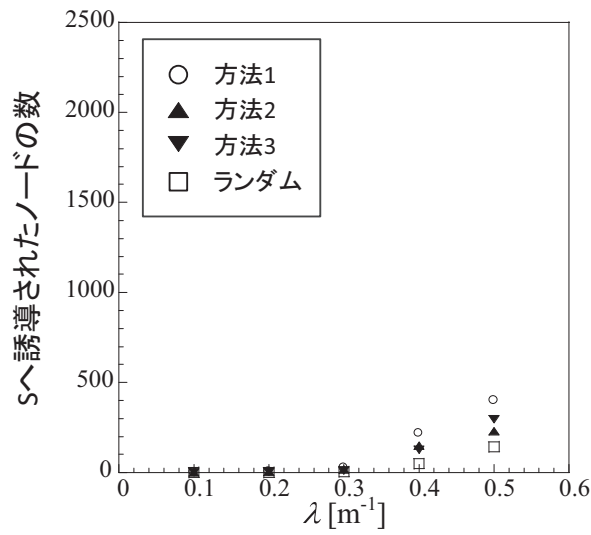


図 4.12: S へ誘導されたノードの数（ネットワークモデル 1, $P_{change} = 0.5$ ）

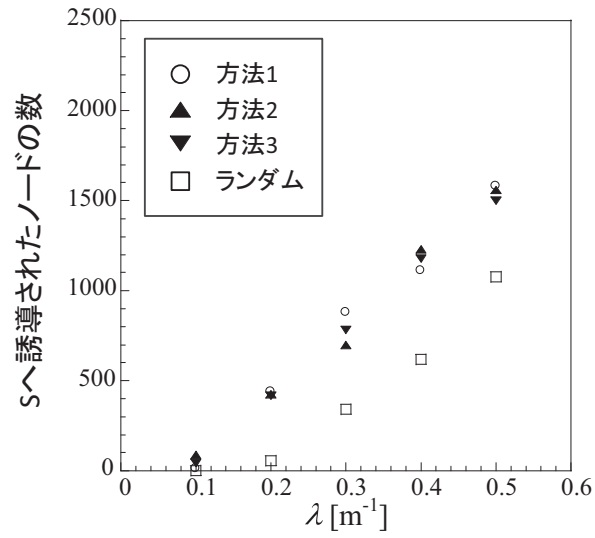


図 4.13: S へ誘導されたノードの数 (ネットワークモデル 2, $P_{change} = 0.5$)

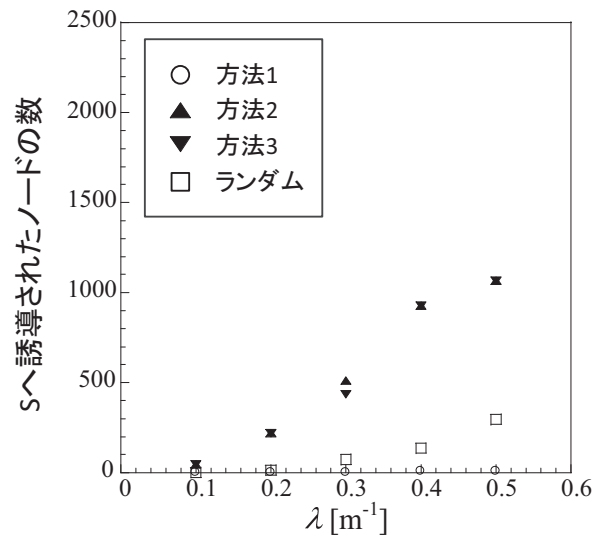


図 4.14: S へ誘導されたノードの数 (ネットワークモデル 3, $P_{change} = 0.5$)

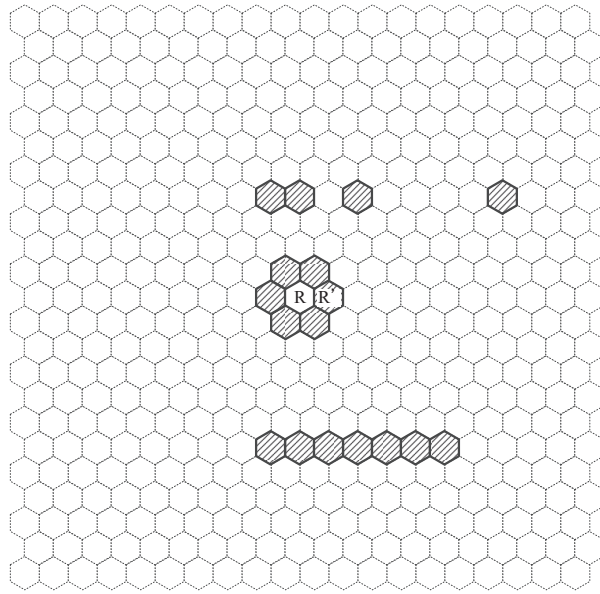


図 4.15: 方法 2 により選択された TA の例（ネットワークモデル 1, $\lambda = 0.5\text{m}^{-1}$ ）

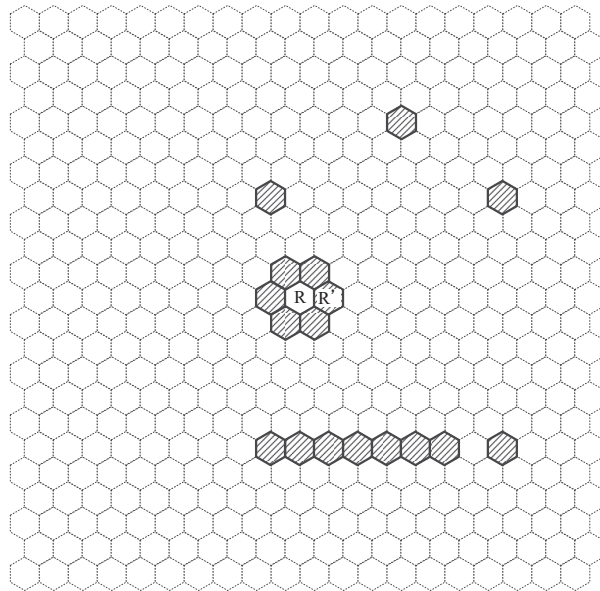


図 4.16: 方法 3 により選択された TA の例（ネットワークモデル 1, $\lambda = 0.5\text{m}^{-1}$ ）

誘導されたノードの数についても同様の傾向が確認できる。これは、ネットワークモデル 2 では交通量の大きい地域が R の近辺に存在しているため、方法 1 でも結局交通量の大きい場所を TA として選ぶこととなり、方法 2, 方法 3 と同様の効果が得られたためであると考えられる。確認のため、方法 2, 方法 3 によって選択された小領域をそれぞれ図 4.17, 図 4.18 に示す。これらの図を見ると、方法 2 と方法 3 によって選択された小領域は、R を取り囲むように交通量の大きい地域に点在しており、方法 1 と大きく変わらないような場所が TA として選ばれていることが確認できる。また、図 4.19, 図 4.20 にそれぞれ、 $\lambda = 0.1\text{m}^{-1}$, $\lambda = 0.5\text{m}^{-1}$ の場合の方法 1, 方法 2, 方法 3 での TA ごとの IF の平均継続時間を示す。各方法において選択された小領域の平均継続時間で降順に並べ、横軸にはその順位を示している。これらの図を見ると、いずれの方法においても、 $\lambda = 0.1\text{m}^{-1}$ のときは平均継続時間が短い、 $\lambda = 0.5\text{m}^{-1}$ のときは平均継続時間が長くなっていることがわかる。このことから、ノード密度が高い場合には、交通量の大きい場所で IF が起こり、その場所を通過したノードが情報を受け取り、行動変化を起こすことで S に誘導されるノードが増えることで、結果として S を通過したノードが増えたと考えられる。

次に、交通量の大きい地域が小領域 R から離れているネットワークモデル 3 の結果を考察する。図 4.11, 図 4.14 より、S を通過するノードの数および S に誘導されたノードの数は、方法 2, 方法 3 のほうが、方法 1 およびランダムに選択する手法よりも大幅に大きくなっており、性能がよくなっていることが確認できる。ここで、方法 1 は方法 2, 方法 3 と比較して性能が大幅に悪くなっているだけでなく、ランダムに選択する手法よりも悪くなっている。方法 2, 方法 3 のほうが方法 1 よりも効率的にノード

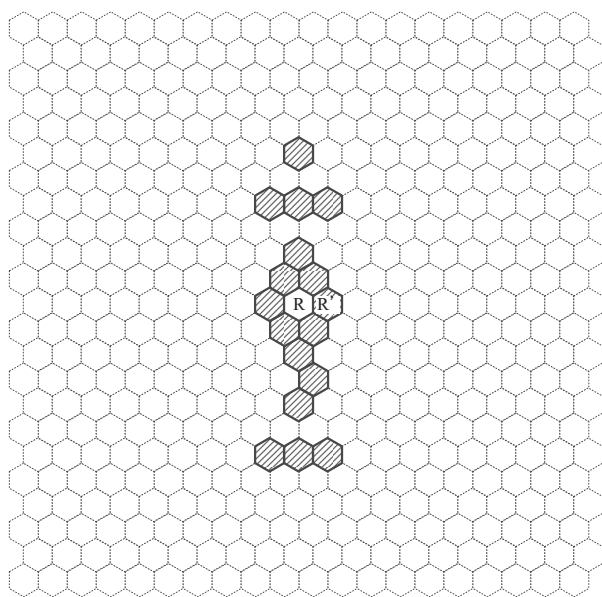


図 4.17: 方法 2 により選択された TA の例（ネットワークモデル 2, $\lambda = 0.5\text{m}^{-1}$ ）

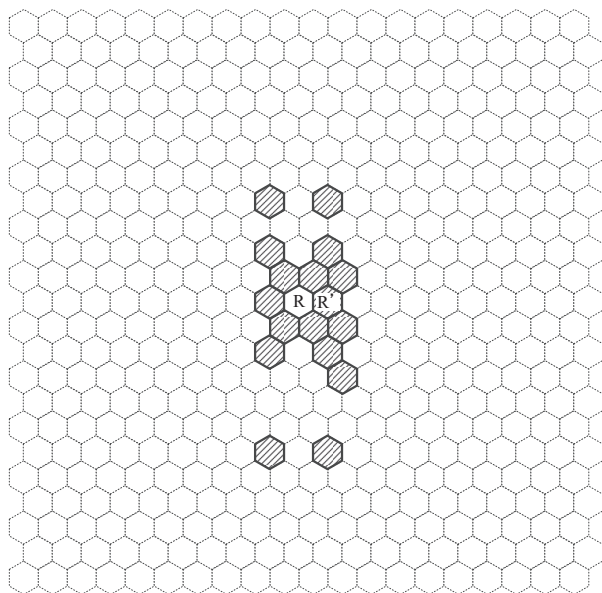


図 4.18: 方法 3 により選択された TA の例（ネットワークモデル 2, $\lambda = 0.5\text{m}^{-1}$ ）

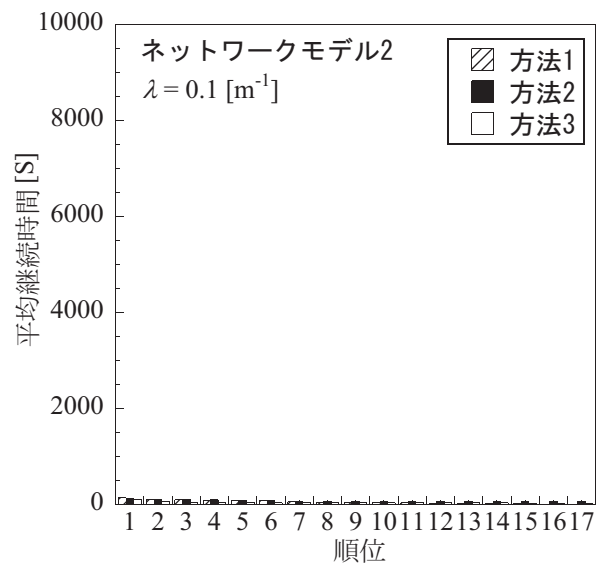


図 4.19: TA ごとの IF の平均継続時間 (ネットワークモデル 2, $\lambda = 0.1\text{m}^{-1}$, $P_{change} = 0.5$)

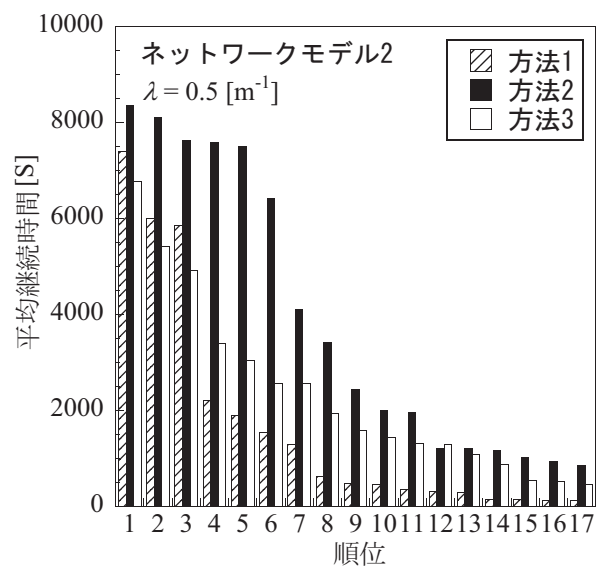


図 4.20: TA ごとの IF の平均継続時間 (ネットワークモデル 2, $\lambda = 0.5\text{m}^{-1}$, $P_{change} = 0.5$)

の誘導を行えていることの理由を確認するために、図 4.21 に $\lambda = 0.1\text{m}^{-1}$ の場合の、図 4.22 に $\lambda = 0.5\text{m}^{-1}$ の場合の、方法 1、方法 2、方法 3 での TA ごとの IF の平均継続時間を示す。これらの図を見ると、平均継続時間についても、方法 2、方法 3 のほうが方法 1 よりも大幅に大きくなっていることが確認できる。これは、交通量の大きい地域が小領域 R から離れていることにより、小領域 R の近辺だけを TA とする方法 1 ではノード数が少ないために IF がほとんど起こっていないためであると考えられる。このことにより、方法 1 では、S へのノードの誘導を行えていないだけでなく、図 4.11 からわかるように、S を通過するようなノードに事前に情報を配信することさえも失敗していることがわかる。一方、方法 2、方法 3 では、図 4.23、図 4.24 に示すとおり交通量の大きい地域が TA として選ばれているため、各 TA における IF およびノードの誘導が効果的に行われたと考えられる。ここで、方法 2 ではプローブデータとして各小領域の交通量しか用いていないにもかかわらず方法 3 と同程度の数のノードを S に誘導することができていることから、方法 2 のような比較的単純な方法でもノードの誘導も効果的に行えることがわかった。

ここで、誘導によるノードの進路変更が IF にどのように影響を及ぼすかを確認するために、進路を変更する確率 P_{change} の値を変化させた場合について考察する。ここでは、前述の $P_{change} = 0.5$ の場合に加えて、 $P_{change} = 0.25$ 、 $P_{change} = 0.75$ の場合を考え、各ネットワークモデルにおける S を通過したノードで情報を持っているものの数のシミュレーション結果を図 4.25、図 4.26、図 4.27、図 4.28、図 4.29、図 4.30 に示す。これらの結果と図 4.9、図 4.10、図 4.11 の結果から、 P_{change} の値が変わっても $P_{change} = 0.5$ の場合と同様に、ネットワークモデル 1、ネットワー

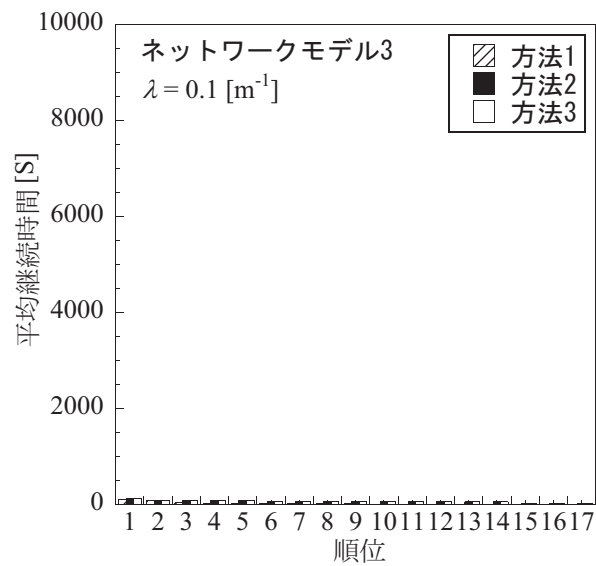


図 4.21: TA ごとの IF の平均継続時間 (ネットワークモデル 3, $\lambda = 0.1\text{m}^{-1}$, $P_{change} = 0.5$)

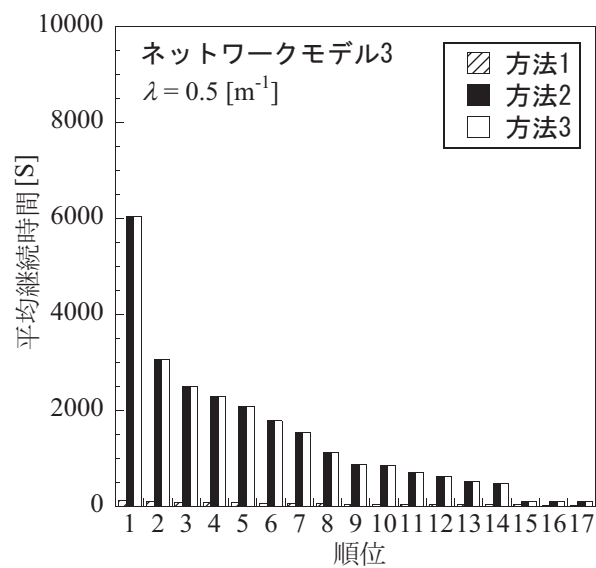


図 4.22: TA ごとの IF の平均継続時間 (ネットワークモデル 3, $\lambda = 0.5\text{m}^{-1}$, $P_{change} = 0.5$)

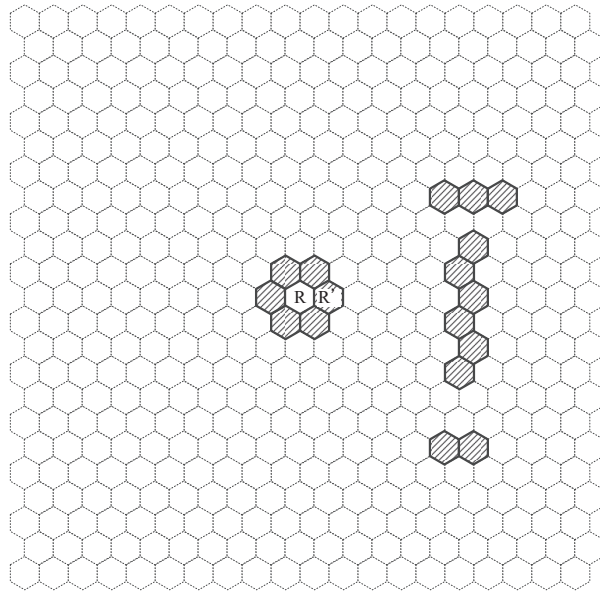


図 4.23: 方法 2 により選択された TA の例（ネットワークモデル 3, $\lambda = 0.5\text{m}^{-1}$ ）

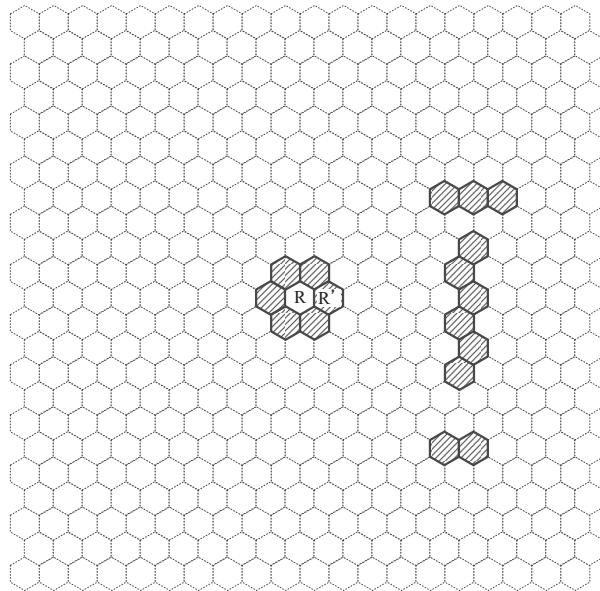


図 4.24: 方法 3 により選択された TA の例（ネットワークモデル 3, $\lambda = 0.5\text{m}^{-1}$ ）

クモデル2では、方法1、方法2、方法3ともに近い数値を示しており、ランダムに選択する手法よりも大幅に大きい値となっていること、ネットワークモデル3では、方法2、方法3のほうが、方法1およびランダムに選択する手法よりも大幅に大きくなっており、性能がよくなっていることが確認できる。また、ネットワークモデル1においては P_{change} が大きいほどSを通過するノードの数は減少しており、ネットワークモデル2、ネットワークモデル3においては P_{change} が大きいほどSを通過するノードの数は増加している。この理由を考察するために、 $P_{change} = 0.25$, $P_{change} = 0.75$ の場合の各ネットワークモデルにおけるTAごとのIFの平均継続時間のシミュレーション結果を図4.31, 図4.32, 図4.33, 図4.34, 図4.35, 図4.36に示す。これらの図から、すべてのネットワークモデルにおいて、 P_{change} が大きいほど平均継続時間は短くなっていることが確認できる。これは、 P_{change} が大きい場合には、TAが隣接して固まっているような領域に長時間滞在する予定であったノードが情報を受け取った際に、行動変化を起こして、すぐにTAから離脱してしまうためであると考えられる。ネットワークモデル1では、Sに向かって進路変更するノードの割合が増加することよりも、各TAにおける平均継続時間が短くなることの影響のほうが大きく、ネットワークモデル2、ネットワークモデル3では、各TAにおける平均継続時間が短くなったとしても、Sに向かって進路変更するノードの割合が増加することの影響のほうが大きかったために、上記のような現象が見られたと考えられる。このように、 P_{change} の値が変わっても方法1、方法2、方法3の関係性はあまり変わらないが、Sを通過するノード数と P_{change} の間の関係は交通量の分布によって様々な振る舞いを見せることがわかった。

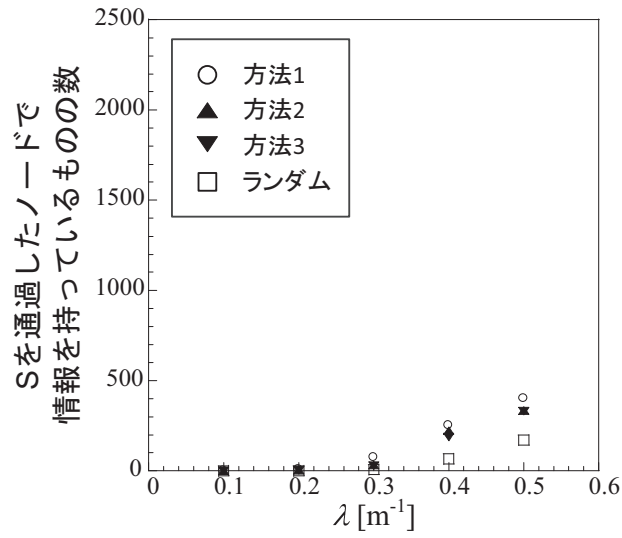


図 4.25: S を通過したノードで情報を持っているものの数（ネットワークモデル 1, $P_{change} = 0.25$ ）

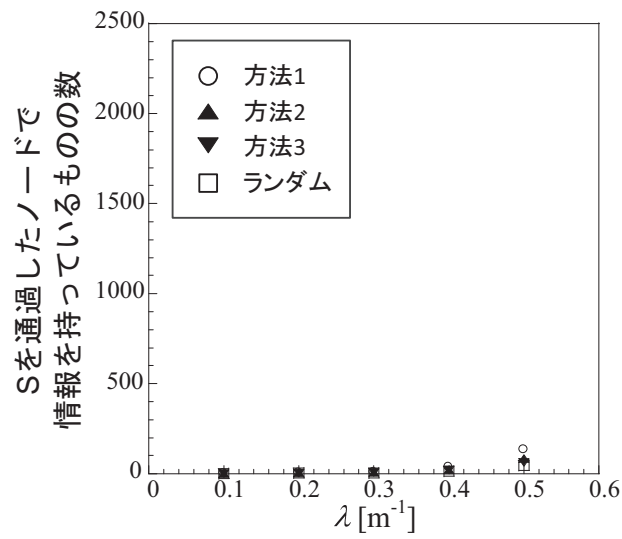


図 4.26: S を通過したノードで情報を持っているものの数（ネットワークモデル 1, $P_{change} = 0.75$ ）

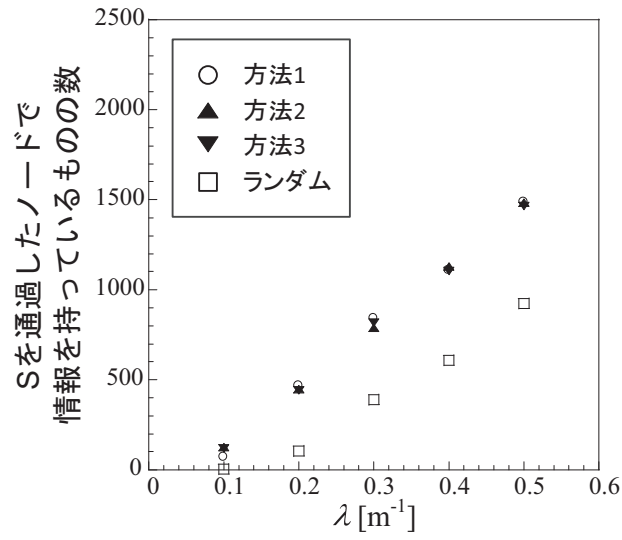


図 4.27: S を通過したノードで情報を持っているものの数 (ネットワークモデル 2, $P_{change} = 0.25$)

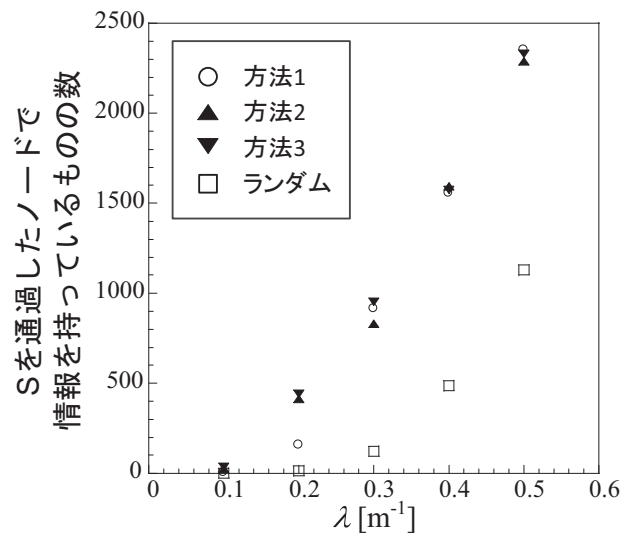


図 4.28: S を通過したノードで情報を持っているものの数 (ネットワークモデル 2, $P_{change} = 0.75$)

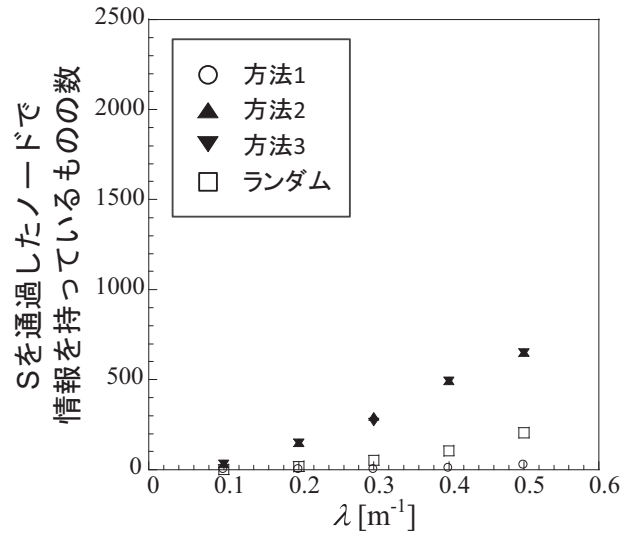


図 4.29: S を通過したノードで情報を持っているものの数 (ネットワークモデル 3, $P_{change} = 0.25$)

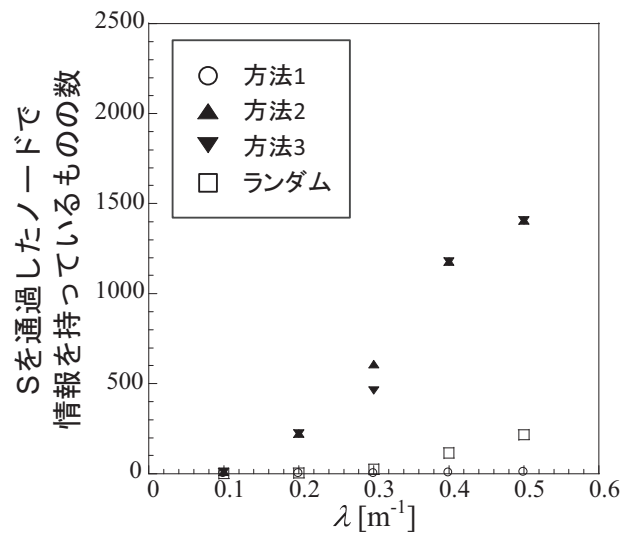


図 4.30: S を通過したノードで情報を持っているものの数 (ネットワークモデル 3, $P_{change} = 0.75$)

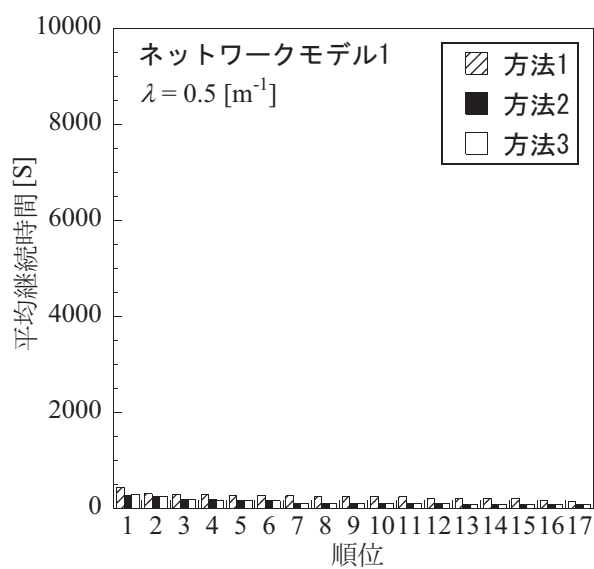


図 4.31: TA ごとの IF の平均継続時間 (ネットワークモデル 1, $\lambda = 0.5\text{m}^{-1}$, $P_{change} = 0.25$)

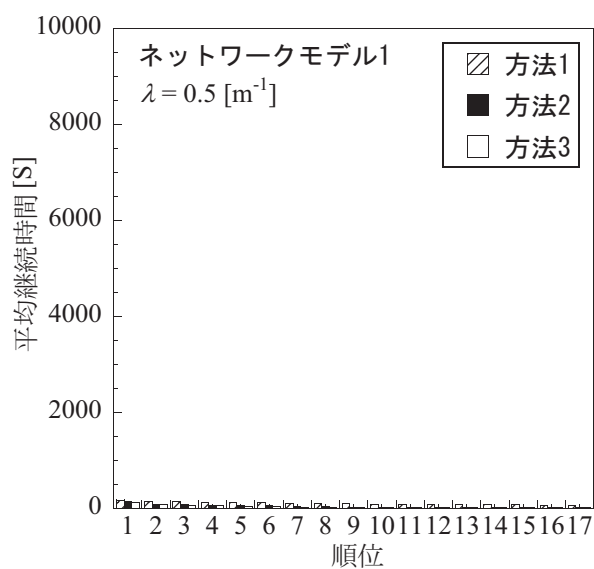


図 4.32: TA ごとの IF の平均継続時間 (ネットワークモデル 1, $\lambda = 0.5\text{m}^{-1}$, $P_{change} = 0.75$)

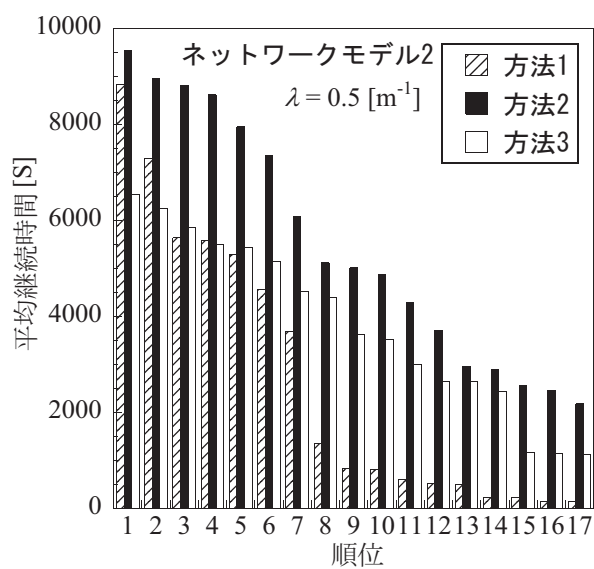


図 4.33: TA ごとの IF の平均継続時間 (ネットワークモデル 2, $\lambda = 0.5\text{m}^{-1}$, $P_{change} = 0.25$)

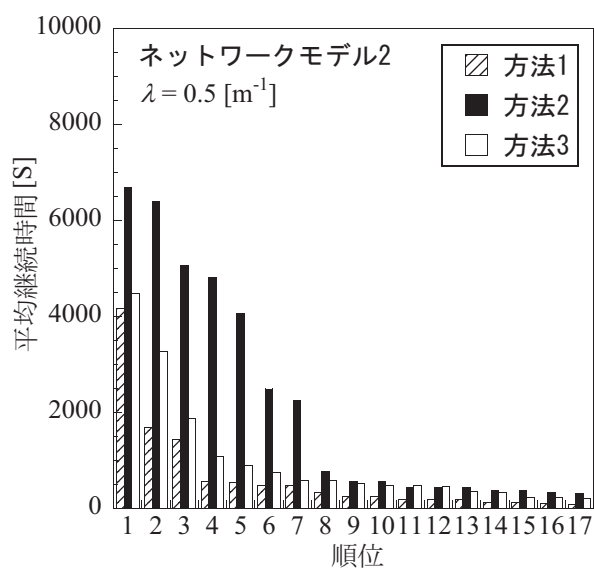


図 4.34: TA ごとの IF の平均継続時間 (ネットワークモデル 2, $\lambda = 0.5\text{m}^{-1}$, $P_{change} = 0.75$)

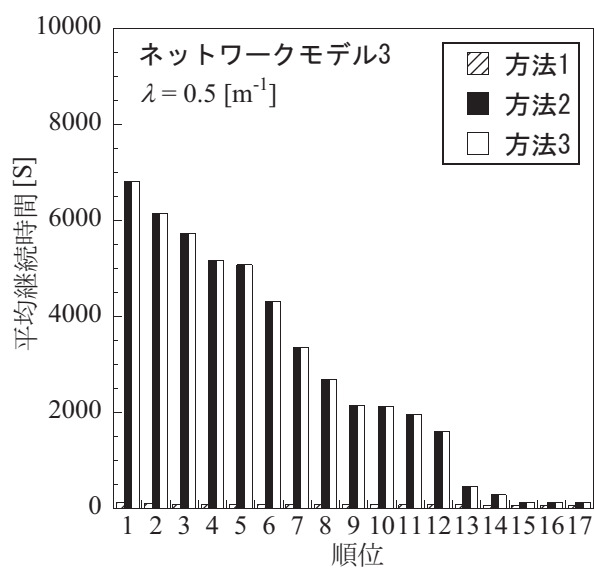


図 4.35: TA ごとの IF の平均継続時間（ネットワークモデル 3, $\lambda = 0.5\text{m}^{-1}$, $P_{change} = 0.25$ ）

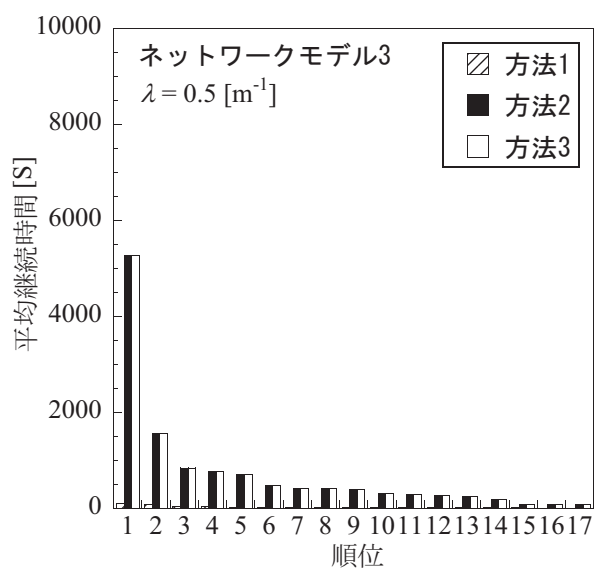


図 4.36: TA ごとの IF の平均継続時間（ネットワークモデル 3, $\lambda = 0.5\text{m}^{-1}$, $P_{change} = 0.75$ ）

以上のことから、ノードの移動経路が比較的均一な場合には、方法1、方法2、方法3のどれを使ってTAを選択してもあまり差はないが、交通量が偏っているネットワークモデル2、ネットワークモデル3のような場合には、方法2、方法3のように交通量が多い小領域をTAとして選ぶことが重要であることがわかった。特に、ネットワークモデル3のように交通量の大きい地域が目的地点から大きく離れている場合には、方法1では目的地点を通過するノードに事前に情報を配信することも目的地点を通過する予定のないノードに情報を配信して目的地点に誘導することもうまく機能せず、方法2や方法3のように、交通量やノードの移動経路などのプローブデータを用いてTAを決定することが重要であることがわかった。

また、今回の検討では、方法2と方法3にあまり違いが見られなかった。表3.1に示すように方法2と方法3によって選ばれる小領域の順序は異なるものの、各小領域に流入する交通量と各小領域を出てからRを通過しない交通量に相関があり、複数個を選んだ段階では同じような小領域が選ばれることが原因であると考えられる。

今回は、広告を受け取ったノードの進路変更確率を一定としているが、これが小領域毎に異なる場合などは、この確率をプローブデータとして推定し利用することで方法3を改善できる可能性もあるが、これは今後の課題である。

表 3.1: 方法 2 と方法 3 で選択された小領域の例
(ネットワークモデル 1, $\lambda = 0.5[\text{m}^{-1}]$, $P_{change} = 0.5$)

	方法 2		方法 3	
順位	小領域番号	$N_{\bar{L}}$	小領域番号	$N_{\bar{L}} - N_{\bar{L}R}$
1	109	426.2	109	413.5
2	110	422.5	110	412.5
3	108	419.5	108	409.7
4	111	414.5	111	401.9
5	113	412.5	113	396.6
6	309	409.6	316	394.9
7	308	409.5	114	393.7
8	114	408.8	112	393.1
9	311	408	373	391.7
10	112	407.6	308	391.6
11	316	406.5	116	390.6

4.6 あとがき

本章では，エピデミック通信による広告の IF に関する新しい問題を検討した．プローブデータを利用して効果的に情報を IF させるための TA を決定する方法について検討し，三つの手法の比較評価を行った．これらの手法では，目的地点を通過する客に事前に広告を配信することと，店舗を通過しない客に広告を配信することで店舗への誘導を試みることを目的としている．このような目的を考慮して各手法の評価を行うため，計算機シミュレーションにより，情報を受け取って目的地点を通過するノードの数の比較評価を行い，有効な手法を明らかにした．

ネットワークモデルとして，ノードの移動経路が均一な場合と，大きな偏りがある場合を用いて評価を行った．また，大きな偏りがある場合については，交通量の大きい地域が目的地点に近い場合と遠い場合について評価を行った．評価の結果，ノードの移動経路が均一な場合には，目的地点を通過するノードの数は，三つの手法，いずれの場合にも近い数値となることを示した．

また，大きな偏りがある場合には，交通量が大きい地域と目的地点との位置関係が性能に大きく影響することを示し，特に，交通量を考慮して TA を選択する方法（方法 2 と方法 3）は，交通量が大きい地域と目的地点が離れている場合に，より多くのノードに広告情報を配信し，より多くのノードを誘導できることを示した．また，方法 2 は方法 3 よりも単純なプローブデータだけで，すべての場合で同程度の性能を実現できることが明らかになり，その有効性を示すことができた．

エピデミック通信による IF を行う場合には，本章で考察したように，

ノードの移動特性が性能に大きく依存してくるため，プローブデータにより移動特性を把握したうえで IF を行うことの有効性を確認することができた．

今後の課題としては，異なるネットワークモデルやノードの移動モデルでの検討や提案手法の改良が挙げられる．

参考文献

- [1] A. V. Castro, G. D. M. Serugendo, D. Konstantas, “Hovering Information-Self-Organising Information that Finds its Own Storage,” BBKCS-07-07, Technical Report, School of Computer Science and Information Systems, Birkbeck College, London, UK, Nov. 2007.
- [2] B. Liu, B. Khorashadi, D. Ghosal, C. N. Chuah, H.M. Zhang, “Analysis of the information storage capability of VANET for highway and city traffic,” *Transportation Research Part C: Emerging Technologies*, vol. 23, pp. 68–84, 2012.
- [3] J. Virtamo, E. Hyytiä, P. Lassila, “Criticality condition for information floating with random walk of nodes,” *Performance Evaluation*, Volume 70, Issue 2, pp. 114–123, Feb. 2013.
- [4] 早津峻佑, 中野敬介, “遅延耐性ネットワークにおける情報の滞留に関する考察,” *電子情報通信学会技術研究報告*, Vol.112, No.484, CAS2012-121, pp.143–148, March 2013.
- [5] M. Ciocan, C. Dobre, C.X. Mavromoustakis, G. Mastorakis, “Analysis of Vehicular Storage and Dissemination Services based on Floating Content,” *Proceedings of International Workshop on Enhanced*

Living EnvironMENTS (ELEMENT 2014), 6th International Conference on Mobile Networks and Management (MONAMI 2014), Sept. 2014.

- [6] 早津峻佑, 宮北和之, 中野敬介, “遅延耐性ネットワークにおける情報滞留と端末の行動変化の関係に関する考察,” 2014 年電子情報通信学会総合大会講演論文集, AS-2-8 March 2014.
- [7] K. Nakano, K. Miyakita, “Information floating on a road with different traffic volumes between opposite lanes,” Journal of Advanced Simulation in Science and Engineering, vol.3, no.1, pp.97-113, Aug. 2016.
- [8] K. Nakano, K. Miyakita, “Analysis of information floating with a fixed source of information considering behavior changes of mobile nodes,” IEICE Transactions on Fundamentals of Electronics, Communications and Computer Sciences, vol.E99-A, no.8, pp.1529-1538, Aug. 2016.
- [9] G. Leduc, “Road Traffic Data: Collection Methods and Applications,” Institute for Prospective Technological Studies, European Commission, 2008.
- [10] 横田孝義, “次世代交通情報通信システムを担うプローブ技術,” 電子情報通信学会誌, Vol. 95, No. 8, pp. 718–723, Aug. 2012.

- [11] J. D. Griffiths, C. Cresswell, “A mathematical model of a Pelican crossing,” J. Institute of mathematics and its Applications, 18-3, pp.381–394, 1976.

第5章 災害時における通行可能 経路を提供するセンサ ネットワークのための情 報フローティング

5.1 まえがき

前述のとおり，情報フローティング（Information Floating: 以下 IF）では，送信元ノードは情報とともに送信可能エリア（Transmittable Area: 以下 TA）の位置情報を送信する．それに応じて，情報を受け取るノードは TA の位置情報を知ることができる．また，ノードは自身の位置情報を GPS またはそれと同等の機器により検出することができる．したがって，ノードは TA に存在する場合にだけ情報を送信することができる．その結果，IF は TA 内とその周辺に情報を配信することができ，関係のない領域に情報を拡散することを防ぐことができる．本章では，IF の応用として，センサネットワークに適用した場合を考える．

図 5.1 に例を示す．グレーの部分は TA を示す．ノード A が配信する情報 M を生成するとする．黒のノードが情報 M を持つノード，白のノード

が情報 M を持たないノードとする．ノードの無線通信範囲は半径 r の円とする．この図において，二つのノードが互いの通信範囲内に存在するとき，互いに直接通信可能であることを示すために，二つのノードの間に線を描く．ノードのそばにある矢印はノードの移動方向を示す．

図 5.1(a) では，ノード A とノード B が互いに通信範囲内にいるが，ノード A は TA 内にいないので，ノード B に情報 M を送信しない．時間経過後，A は TA に進入し，ノード C が A の通信範囲内に進入したため，図 5.1(b) で示すとおり，A は C に情報 M を送信する．図 5.1(c) では，TA にいる C はノード E に情報 M を送信する．この例で示すように，元々ノード A によって運ばれていた情報 M が TA 内を浮遊しているように見え，TA にいるノードの通信範囲に進入した他のノードによって共有されている．これが IF の基本的なふるまいである．情報 M を持つノードが TA 内からいなくなると（図 5.1(d)），情報 M を持つノードが TA に進入してこない限り，IF は終了する．

例に示すとおり，情報 M を持つすべてのノードが TA から退出し，情報 M を持つノードが TA に進入してこない場合，IF は終了するため，IF は継続時間を有する．IF を実現する場合，IF の継続時間の解析は重要な課題である [2–15]．

本章では，通常の無線センサネットワーク（wireless sensor network; WSN）[16] で必須であったゲートウェイを使用することなく，特定のエリアにおいて情報を蓄積するためのセンサネットワークとして，IF を使うことを提案する．通常の WSN はゲートウェイノードとセンサノードによって構成される．センサノードによって測定されたデータがゲートウェイに運ばれる．センサノードによる中継によって構築される無線マルチ

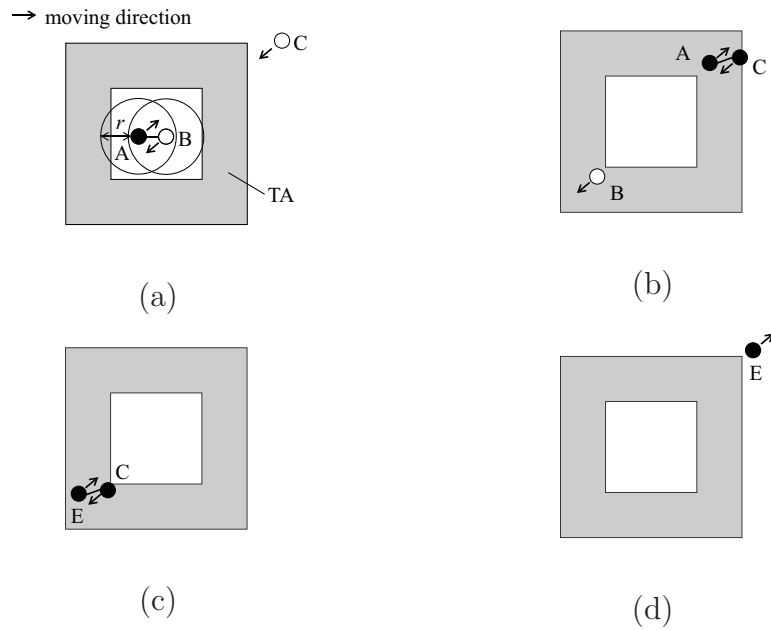


図 5.1: IF の例

ホップ経路，それらのノード間での直接無線通信を実現する．すなわち，ゲートウェイノードは通常の WSN においてデータを収集する重要な役割を担っている．

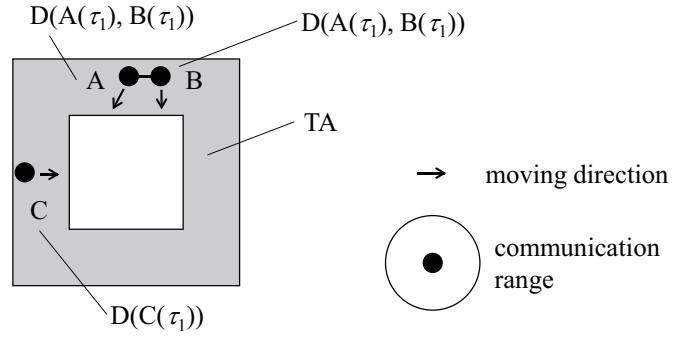
一方で，センサネットワークのために IF を使用する場合，ゲートウェイなしにネットワークを構築することができる．IF では，ノード（センサノード）がセンシングしたデータを TA に運び，TA においてほかのノードにデータを送信する．そして，センシングされたデータが TA に蓄積される．なぜなら，運ばれたデータは TA にいるノードから TA に入ってくる他のノードに繰り返し送信されるためである．この場合，データは特定のノードやゲートウェイに蓄積されておらず，IF が仮想的なストレージとしてふるまい，TA 近辺にデータを蓄積する．また，ノードが TA を通過することによって蓄積されたデータを取得することができる．このように，IF により実現される情報蓄積をフローティングストレージ（Floating

Storage; 以下 FST) と呼ぶこととする。FST という概念は従来の IF の研究で考えられたことはなく、まったく新しい概念である。

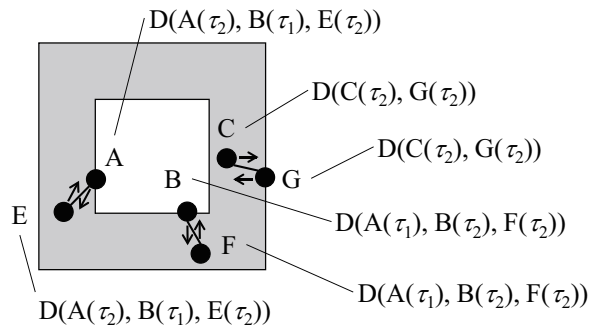
ここで、通常の WSN と比較することによって、FST を詳細に説明する。図 5.2 と図 5.3 は、それぞれ FST と WSN を表している。なお、これらの図においても、二つのノードが互いに通信範囲内に存在している場合、それらのノードの間に線を描く。上記でも示しているように、矢印は移動方向を示している。

ノード α_i を考える。初期時刻から $t = \tau_j$ までの間に、ノード α_i によってセンシングされたデータを、 $D(\alpha_i(\tau_j))$ で表す。次に、ノード $\alpha_{i_1}, \alpha_{i_2}, \dots, \alpha_{i_n}$ を考える。もしノードが $D(\alpha_{i_1}(\tau_{j_1})), D(\alpha_{i_2}(\tau_{j_2})), \dots, D(\alpha_{i_n}(\tau_{j_n}))$ を持つとき、この集合を、 $D(\alpha_{i_1}(\tau_{j_1}), \alpha_{i_2}(\tau_{j_2}), \dots, \alpha_{i_n}(\tau_{j_n}))$ と表すこととする。ゲートウェイやノードに蓄積されたデータ表すためのこの表記法は、図 5.2 の FST や図 5.3 の WSN によって蓄積されたデータだけに使用することとする。これらの図における説明の簡単化のため、データ交換は $t = \tau_1, \tau_2, \tau_3$ に行われることとする。

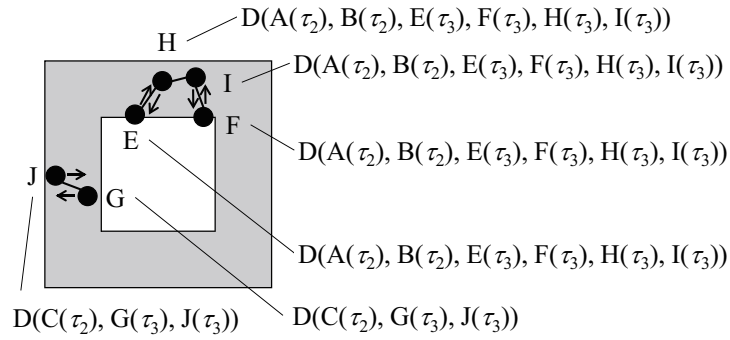
図 5.2(a) ($t = \tau_1$) では、ノード A と B は TA 内にいて、互いに直接通信できる程近い距離にいたので、互いの測定したデータを送信できる。この直接通信の直前、ノード A は $D(A(\tau_1))$ を持ち、ノード B は $D(B(\tau_1))$ を持っている。そのため、直接通信の後、ノード A は $D(A(\tau_1))$ と $D(B(\tau_1))$ 、すなわち、 $D(A(\tau_1), B(\tau_1))$ を持つことになり、ノード B もまた $D(A(\tau_1), B(\tau_1))$ を持つことになる。その後、ノード A は図の下方に移動し、 $t = \tau_2 > \tau_1$ (図 5.2(b)) において、ノード A は $D(A(\tau_2), B(\tau_1))$ をもち、 $D(E(\tau_2))$ を持つノード E に接近する。ここで、ノード A は時刻 τ_1 から τ_2 の間に、新しくデータを測定するので、ノード A が持つデータは、 $D(A(\tau_1), B(\tau_1))$



(a) $t = \tau_1$

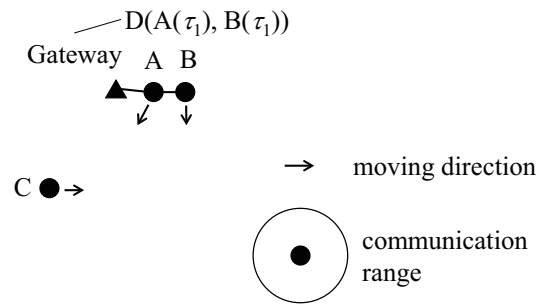


(b) $t = \tau_2$

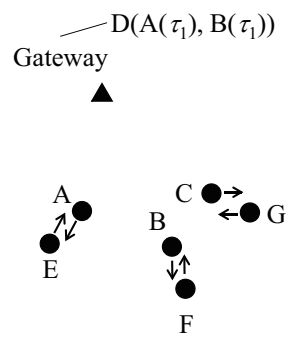


(c) $t = \tau_3$

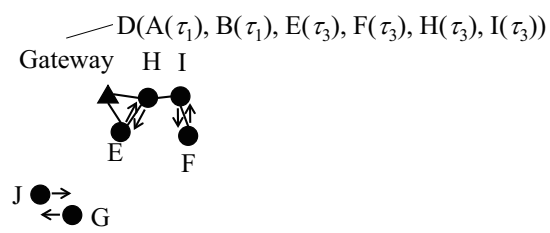
図 5.2: FST の例



(a) $t = \tau_1$



(b) $t = \tau_2$



(c) $t = \tau_3$

図 5.3: WSN の例

から、 $D(A(\tau_2), B(\tau_1))$ に更新される．ノード A と E は直接通信できる距離にあり、かつ、TA 内にいる．よって、ノード A と E は送信可能であり、互いの持つデータを交換し、その結果、共に $D(A(\tau_2), B(\tau_1), E(\tau_2))$ を持つことになる． $t = \tau_2$ では、ノード B もまた $D(F(\tau_2))$ を持つノード F に接近している．ノード A と E と同様に、ノード B と F もデータを交換し、共に $D(A(\tau_1), B(\tau_2), F(\tau_2))$ を持つ．同時に、ノード C と G もデータを交換し、共に $D(C(\tau_2), G(\tau_2))$ を持つ．

図 5.2(c) ($t = \tau_3$) では、ノード E と F は上方に移動し、 $D(A(\tau_2), B(\tau_1), E(\tau_3))$ を $D(H(\tau_3))$ を持つノード H に、 $D(A(\tau_1), B(\tau_2), F(\tau_3))$ を $D(I(\tau_3))$ を持つノード I にそれぞれ送信する．ここで、ノード E と F は時刻 τ_2 から τ_3 に新しいデータを測定しているので、ノード E と F が持つデータは更新されている．ノード E と H との直接通信の直後、ノード H はデータ $D(A(\tau_2), B(\tau_1), E(\tau_3), H(\tau_3))$ を持つ．加えて、ノード I は、ノード F とのデータ交換の後にデータ $D(A(\tau_1), B(\tau_2), F(\tau_3), I(\tau_3))$ を持つ．同時に、ノード H と I はそれらのデータを交換する．ここで、ノード H は $D(A(\tau_2))$ を持ち、ノード I は、 $D(A(\tau_2))$ よりも古く $D(A(\tau_2))$ に含まれている、 $D(A(\tau_1))$ を持つ．もし、古いデータと新しいデータの両方を受信した場合、古いデータは新しいデータによって上書きされることとする．そのため、ノード H と I のデータ交換の後、 $D(A(\tau_1))$ は削除され、 $D(A(\tau_2))$ だけが残る．よって、データ交換の後は、ノード H と I は同じデータ $D(A(\tau_2), B(\tau_2), E(\tau_3), F(\tau_3), H(\tau_3), I(\tau_3))$ を持つ．また、 $t = \tau_3$ において、ノード G は $D(C(\tau_2), G(\tau_3))$ をノード J に送信する．

この例からわかるように、ノードによって測定されたデータは TA 近辺にいるノードに蓄積され、TA 近辺にいるノードに配信される．これが

FST の基本的な概念である。

図 5.2 のノードと同じ状況における，ゲートウェイを有する WSN の例を図 5.3 に示す．図 5.3(a) では， $D(A(\tau_1))$ と $D(B(\tau_1))$ はマルチホップ無線経路を通じて，ゲートウェイに送信される．そのため，ゲートウェイは $D(A(\tau_1), B(\tau_1))$ を持つ．図 5.3(b) では，ゲートウェイの周辺にノードはいない．図 5.3(c) では，ゲートウェイはマルチホップ無線ネットワークを通して， $D(E(\tau_3))$, $D(F(\tau_3))$, $D(H(\tau_3))$, $D(I(\tau_3))$ を受信する．そのため，ゲートウェイは， $D(A(\tau_1), B(\tau_1), E(\tau_3), F(\tau_3), H(\tau_3), I(\tau_3))$ を持つ．

図 5.2 における FST はデータ $D(A(\tau_2), B(\tau_2), E(\tau_3), F(\tau_3), H(\tau_3), I(\tau_3))$ を保持することができるが，図 5.3 におけるゲートウェイはこれよりも古いデータである $D(A(\tau_1), B(\tau_1), E(\tau_3), F(\tau_3), H(\tau_3), I(\tau_3))$ を保持することになる．さらに，FST では $D(C(\tau_2), G(\tau_3), J(\tau_3))$ も保持しており，このデータは図 5.3 の WSN のゲートウェイには保持されていない．このように FST とゲートウェイがある WSN には違いがある．

FST の応用として，災害時において，セルラシステムのような通信インフラが使用できないような状況を考え，通行可能な経路を発見し，共有するために用いることを提案する．過去の災害では，車両のための通行可能な道路情報を共有するために，セルラシステムを基にしたプローブカーシステムが使用されている [17, 64–66]．セルラシステムを用いたプローブカーシステムでは，各車両は移動中 GPS によって自身の位置情報を測定し，セルラシステムを通じてデータセンタに測定結果を送信する．しかしながら，セルラシステムの通信インフラが使用できなくなるため，被災地域内では情報を共有できない．FST はセンサネットワークのゲートウェイや固定通信インフラの助けを必要としないため，この間

題を解決することができる。したがって、FST は以下に説明するように、ノードに通信可能な経路情報を配信することができる。

改めて図 5.2 の例を考え、 $D(A(\tau_2))$ がノード自身によって測定されたノード A の軌跡であると仮定する。このとき、図 5.2 では、IF によってノード A の軌跡がほかのノードに共有される。図 5.2(c) では、ノード H は $D(A(\tau_2), B(\tau_2), E(\tau_3), F(\tau_3), H(\tau_3), I(\tau_3))$ に含まれている $D(A(\tau_2))$ を受信する。これは、ノード H が、ノード A の過去の軌跡、つまり、 $D(A(\tau_2))$ をノード H が実際にその領域に進入する前に受信することができる。よって、IF による軌跡の共有はノードが経路を選択することを助け、さらに、ノード A だけではなく他のノードも自身の軌跡を測定し、他のノードに同じ TA で測定された軌跡を送信する。これは、FST が TA 近辺のノードに多くの異なる軌跡を蓄積できることを示している。

上記のように、センサネットワークにおけるゲートウェイやセルラシステムのような通信インフラを用いずに、災害時の通行可能経路に関する情報を提供する手法として、FST を基としたセンサネットワークに IF を適用することを提案する。ここでは、サービスエリアを正方形に分割し、図 5.4 のように、これらの正方形の周辺に TA を配置する。この TA に囲まれた正方形を中領域と呼ぶ。したがって、各ノードは中領域に進入する前に IF によって中領域内の道路の状況を得ることができる。ノードがサービスエリア内の道路網に関する情報を持たないことや、災害によって通信インフラの故障によって地図情報をダウンロードすることができないような最悪な状況を想定する。また、本提案に適した通行可能経路を表現する方法も提案する。

提案手法を計算機シミュレーションにより評価し、エピデミック通信

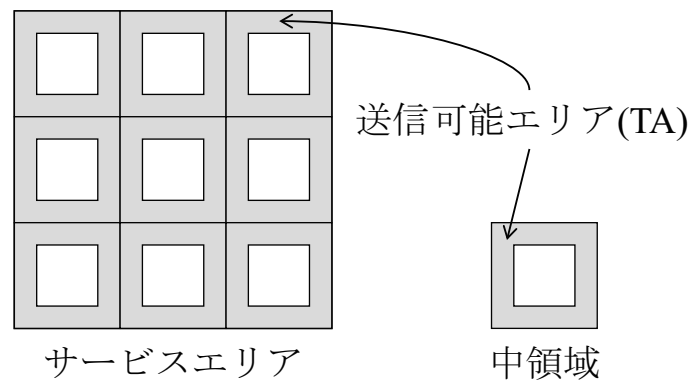


図 5.4: サービスエリア, 中領域, TA

との比較を行うことによって, 提案手法の効果を示す.

5.2 節では, FST を基にしたセンサネットワークへの IF の応用について提案し, 災害時における通行可能経路を提供する FST の能力を説明する. また, 関連研究を紹介し, 本提案と過去の研究との違いについて説明する. 5.3 節では, 性能評価のための仮定と, 計算機シミュレーションを参照することによって, 提案手法の性能評価について議論する. 最後に 5.4 で本章をまとめる.

5.2 提案手法

5.2.1 概要

まえがきで説明したように, IF を基としたゲートウェイのないセンサネットワークである, フローティングストレージ (Floating Storage: FST) について提案する. 災害時にセルラシステムのような通信インフラが使用できないような状況を考え, 通行可能経路に関する情報を取得し, 提

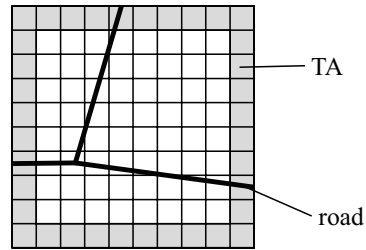
供するための FST を使用する．ここで，IF と FST はノード同士の直接無線通信を使用するため，通信インフラを使用できない状況でも通行可能経路に関する情報を取得することができる．なお，各ノードが道路ネットワークのトポロジに関する情報を十分に持っていなかったり，そのようなトポロジ情報をセルラシステムの故障等によってダウンロードできないような最悪な状況を仮定する．

FST は IF によって可能となる仮想的なストレージの一種である．IF では，TA を定義し，ノードは，不適切な領域に不必要な拡散を防ぐために，TA にいる場合にだけ情報を送信することができる．ノードは直接無線通信機能と GPS のような位置測定機能を有する．ノードは通信可能経路を調査するために連続的に自身の位置を測定し，TA にいる場合に測定したデータを他のノードに直接通信する．ノードは位置測定機能によって TA 内かどうかを判定する．直接無線通信のため，ノードの無線通信範囲は半径 r の円とする．他のノードから情報を受信したノードは，TA に存在している間，これらの情報を他のノードに送信する．送信はこのように次々と繰り返されていく．結果として，ノードによって測定されたデータは，ノードに蓄積される．

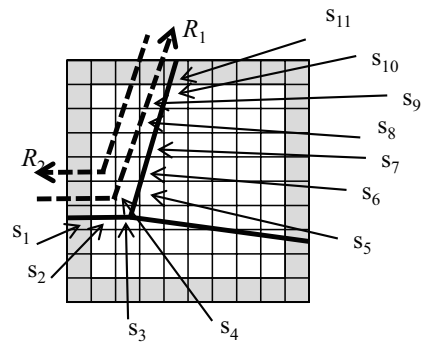
前述のとおり，ノードは道路網のトポロジ情報が不足し，ダウンロードできないような最悪な状況を仮定している．よって，サービスエリアの道路網の知識なしに経路を表さなければならない．例として，図 5.5 に示すサービスエリアの中領域を考え，グレーの部分を TA とし，各道路を太線で示す．ノードは事前に道路情報をもたないこととする．中領域を小領域に分割し，小領域は s_i ($i = 1, 2, \dots$) で表す．ノードの軌跡を小領域 s_i の列で表す．図 5.5(b) における二つの経路 R_1 と R_2 を考える．経

路 R_1 を小領域の列, $s_1, s_2, s_3, s_4, s_5, s_6, s_7, s_8, s_9, s_{10}, s_{11}$ で表す. また, 経路 R_2 は R_1 の反対方向の経路とし, 小領域の列 $s_{11}, s_{10}, s_9, s_8, s_7, s_6, s_5, s_4, s_3, s_2, s_1$ で表す. 図 5.5(c) に, もう二つの経路 R_3 と R_4 を示す. 経路 R_3 は $s_1, s_2, s_3, s_{12}, s_{13}, s_{14}, s_{15}, s_{16}, s_{17}, s_{18}, s_{19}$ で表し, 経路 R_4 は R_3 の反対方向の経路とする. R_1 に沿って移動するノードは, 位置測定機能のため, 軌跡 R_1 が通行可能経路として認識でき, TA 内の小領域の列として, R_1 の情報を送信することができる.

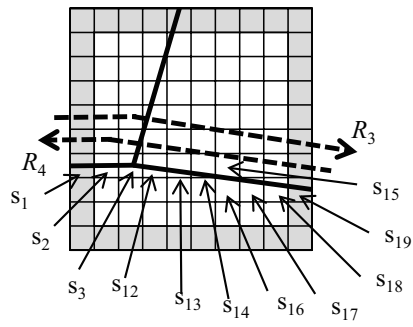
小領域の列で表される経路の表現を基に, ノードは FST によって経路情報を交換し, 蓄積する. 図 5.6 にこの処理の例を示す. この例は, 図 5.5 の中領域における FST を示す. 簡単化のため, $t = \tau_1, \tau_2, \tau_3, \tau_4$ におけるデータ交換だけを考慮する. ノード A は図 5.6(a) と (b) に示す R_1 に沿って, 移動する. 図 5.6(b) ($t = \tau_2$) において, ノード A と B は TA 内に存在し, 互いに通信範囲内にいるため, $D(A(\tau_2))$ と $D(B(\tau_2))$ を交換する. その結果, A と B は, $\{R_1\}$ を含む $D(A(\tau_2), B(\tau_2))$, つまり, $D(A(\tau_2), B(\tau_2)) \supset \{R_1\}$ を持つことになる. 図 5.6(b) と (c) において, B と C は τ_2 から τ_3 の間に, それぞれ R_2 と R_4 に沿って移動する. ここで, $t = \tau_3$ のとき, B, C, E, F が同様にそれぞれが持つデータを交換すると仮定する. その場合, B, C, E, F は共通して $D(A(\tau_2), B(\tau_3), C(\tau_3), E(\tau_3), F(\tau_3)) \supset \{R_1, R_2, R_4\}$ を持つことになる. したがって, E は $\{R_1, R_2, R_4\}$ から, R_1 の情報を得ることができる. これは, E が FST によってその経路に実際に進入する前にその経路の情報を取得できることを意味している. 図 5.6(d) では, 他のデータ配信の例を示しており, $t = \tau_4$ において, G が R_4 に進入する前に R_4 の情報を入手できることを示している. この例が示すように, 通行可能な経路の情報が TA のさまざまな場所で蓄積



(a) 中領域, 小領域, TA



(b) 経路 R_1 と R_2 .



(c) 経路 R_3 と R_4 .

図 5.5: 経路と小領域

されていることがわかる。

本提案において、図 5.4 に示す中領域によって構成されるサービスエリアを考える。TA は図 5.4 に示された中領域の縁に設置されている。中領域に進入するノードは必ず TA を通過するので、通行可能経路の情報を受け取ることができる。もしノードが通行可能経路について知らされているのであれば、ノードはその経路に従って移動できる。そうでなければ、ノードは誘導なしに道路に沿って前方に移動する。事前に行き止まりを知らないので、ノードは行き止まりでは停止し、引き返す可能性がある。しかしながら、誘導がない場合でも、ノードは通行可能経路に沿って中領域を通過していくかもしれない。これは、ノードが通行可能経路を見つけ、TA を通過するときに経路を送信することができることを意味する。どちらにしても、TA 近辺に情報がまだないので、ノードは初期段階で誘導がない状態で経路を発見しなければならない。

さらに、IF では、TA の外側に存在する中領域内では、情報交換を行うことができないが、これにより、ノード間の情報交換数を削減することが期待できる。

さらに、各ノードにはアプリケーションソフトウェアが事前に準備されていることとし、各ノードはサービスエリア、中領域の分割方法、小領域の分割方法、TA に関して、同じ設定を有すると仮定する。前述のとおり、TA の位置と大きさは、通常、送信された情報とともに伝えられるが、ここでのアプリケーションにおいては、IF の初期処理時間に各ノードが互いに協力するために、TA の位置と大きさは初期設定として事前にノードに提供されているものとする。システム開始時には、各車両は被災地域を含めたサービスエリアを認識しており、経路を計測し、この情

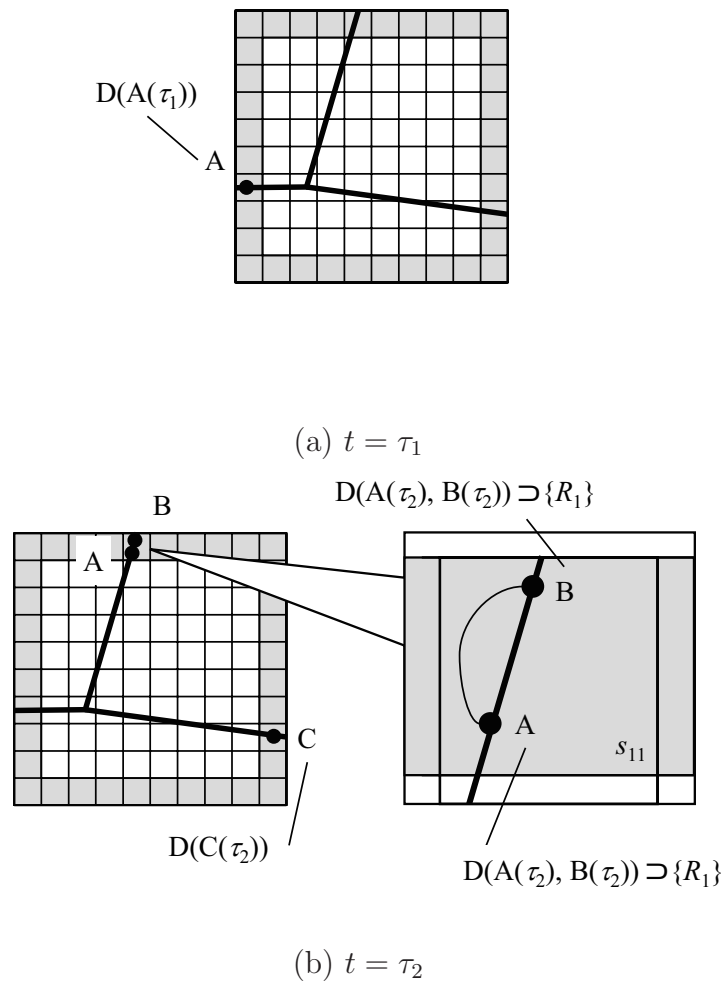
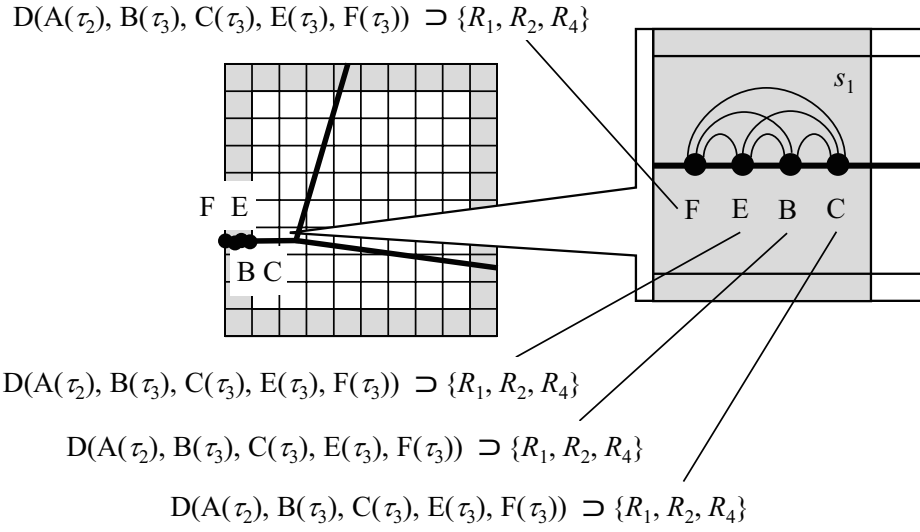
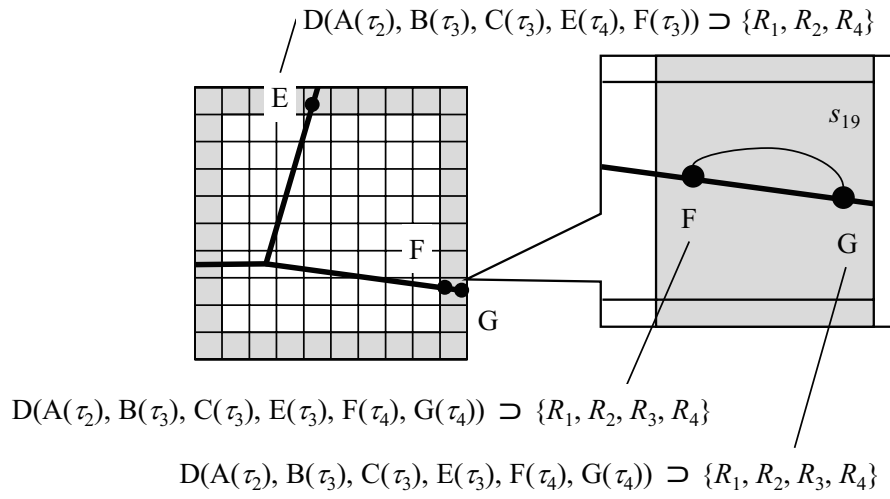


図 5.6: 通行可能経路 R_1, R_2, R_3, R_4 を蓄積する FST の例



(c) $t = \tau_3$



(d) $t = \tau_4$

図 5.6: 通行可能経路 R_1, R_2, R_3, R_4 を蓄積する FST の例

報を共有するために IF を開始する．初期時点では，車両は何の情報も持たない．そのため，目的地の方向を基にして，道路に沿って移動する．

5.2.2 FST を達成するための IF の新たな機能

前述のとおり，IF の過去の研究の多くは，ただ一種類のデータを共有するためだけの IF を用いることを検討しているため，IF の継続時間やその平均の評価等に焦点を当てている．一方，FST を提供するためにセンサネットワークのための IF では，ノードは移動中に自身の軌跡を保持し，TA 周辺で複数種類のデータを共有する．それゆえ，本研究で示しているシステムで用いながら，さらに様々なデータのために同じ TA を指定することによって，ノードは TA で複数種類のデータを送信する．この新しい機能によって，これらのデータを配信する IF が終了することによっていくつかのデータが失われることがあるとしても，他のノードによって新しいデータが TA に対して運ばれ，TA に進入するノードによって共有されることが考えられる．そのため，IF の性能評価のための新しい手法を考えなければならない．すなわち，IF がどのくらい長く継続するかだけでなく，IF がどのくらいのデータを TA に蓄積できるかを評価しなければならない．

TA で新しいデータがたびたび到着することを扱う上での IF の主要な役割は，ノードに古いデータだけではなく新しいデータも継続的に交換させることである．データは TA 周辺のノードに仮想的に蓄積される．

IF により経路 R_j が通行可能であるというデータを共有しており，ある程度の時間が経過した後， R_j のいくつかのリンクが事故等によって通行

できなくなると仮定する．この場合，TA で蓄積されたデータから R_j が通行可能であることを示すデータを削除すべきである．

一つの方法として，TA 内のリストから通行できないリンクを削除するためのメッセージを配信することによって，TA に蓄積されている R_j の通行できないリンクのすべてのデータを削除する方法がある．その他の方法としては，データの有効期限を導入する方法がある．これらのデータの有効期限が切れたために TA から経路のリンクのデータが消えたとしても，もし経路が通行可能であるならば，その経路に沿って移動してくる他のノードによって，同じリンクの新しいデータが TA に再び運ばれてくると考えられる．本研究では，同じリンクの新しいデータが繰り返し TA に運ばれてくることを期待してデータの有効期限を導入する．

前節で説明したように，IF は複数の種類のデータを蓄積することができる．図 5.6 の例に戻って説明すると，経路 R_1 に関する計測されたデータは，小領域 s_{11} の TA に最初に運ばれる．しかしながら，データは s_1 に進入するノードのために役立つため， s_1 の TA に運ばれるべきである．さらに， s_{11} で IF が終了したため s_{11} の TA に蓄積されたデータが失われたとしても， s_{11} から s_1 に前もって運ばれて， s_1 の TA で蓄積されたデータが，再び s_{11} に運ばれることができるため，復元が可能である．これらの例のように，FST はデータの循環と復元を可能とする．

これらのセンサネットワークのための IF の性質は個別に動作する IF の性質と異なり，過去の研究では検討されていない．

5.2.3 詳細な軌跡の表現方法

本節では、小領域の列によって経路を表現の方法について詳細に説明する。図 5.7(a) は、小領域 $s_{j_1}, s_{j_2}, s_{j_3}, s_{j_4}$ によって囲まれた小領域 s_i を表している。本研究では、小領域の一边を通過する道路は一つだけと仮定する。図 5.7(a) に示すとおり、 s_i の四辺を、それぞれ $e(s_i, s_{j_1}), e(s_i, s_{j_2}), e(s_i, s_{j_3}), e(s_i, s_{j_4})$ と表すこととする。ノードが $e(s_i, s_{j_1})$ から s_i に進入し、時刻 τ_1 で $e(s_i, s_{j_4})$ から退出するとき、ノードは $(e(s_i, s_{j_1}), e(s_i, s_{j_4}), \tau_1)$ のように情報を保持する。

図 5.7(b) におけるノードの軌跡について考える。軌跡に対応する小領域の列を表現するために有向グラフを用いる。有向グラフにおいて、点は軌跡が通る小領域の辺に対応し、 $e(s_1, s_2), e(s_2, s_3), e(s_3, s_4), e(s_4, s_5)$ で示される。軌跡が二点に対応した二つの辺を連続的に通過するのであれば、二点間に有向辺が存在する。例えば、軌跡が $e(s_2, s_3)$ を通過した後に、 $e(s_3, s_4)$ を通過するので、 $e(s_2, s_3)$ と $e(s_3, s_4)$ には有向辺が存在する。

ノードが時刻 τ_1, τ_2, τ_3 にそれぞれ、 $e(s_2, s_3), e(s_3, s_4), e(s_4, s_5)$ を通過したと仮定する。そして、ノードはデータ $(e(s_1, s_2), e(s_2, s_3), \tau_1), (e(s_2, s_3), e(s_3, s_4), \tau_2), (e(s_3, s_4), e(s_4, s_5), \tau_3)$ を運び、TA で他のノードにこれらのデータを送信する。これらのデータから、ノードは通行可能な道路の情報を得ることができる。前述のとおり、これらのデータはタイムスタンプを基にして有効期限が切れた後に削除される。一定値 t_e として、 $\tau_1 + t_e$ の経過後、 $(e(s_i, s_k), e(s_k, s_\ell), \tau_1)$ を削除する。ノードが $\tau_1 < \tau_2$ であるような違う時刻に測定した同じ有向リンクの情報 $(e(s_i, s_k), e(s_k, s_\ell), \tau_1)$ と $(e(s_i, s_k), e(s_k, s_\ell), \tau_2)$ を受信したとき、ノードは、新しいリンクの

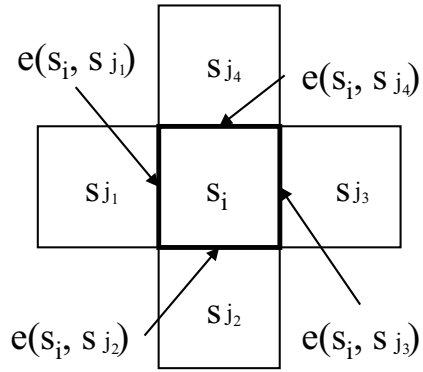
データの $(e(s_i, s_k), e(s_k, s_\ell), \tau_2)$ だけを保持し, $(e(s_i, s_k), e(s_k, s_\ell), \tau_1)$ を削除する.

5.2.4 経路探索と蓄積データを増加させる方法

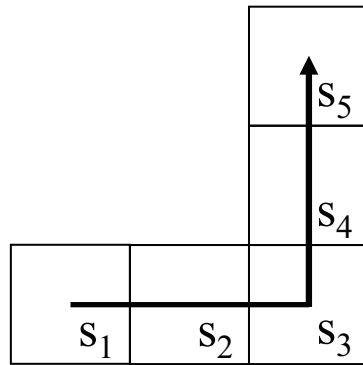
有向グラフで表される通行可能経路は TA 周辺のノードに IF によって蓄積され, 保持される. 蓄積された有向グラフを統合することによって, ノードはより大きい有向グラフを有することが可能となる. 各ノードは最短経路アルゴリズムを用いることによって, 有効グラフから通行可能経路を探索することができる. TA 内のノードに蓄積された有向辺の数が増えるにつれ, 有効グラフがより多くの経路候補を示しやすい. それゆえ, TA 内に十分なデータを保持することが重要である.

初期段階では, TA 内に通行可能経路の情報は蓄積されていない. よって, ノードは通行可能経路の情報なしに移動し, 通行可能な経路を集めなければならない. 時間が経過すると, 通行可能経路に関する情報が TA 周辺のノードに蓄積される. しかしながら, もしノードが過去の通行可能経路を通ると, 通行可能な経路の蓄積量が増えないことになる. それゆえ, 通行可能経路の候補数が蓄積されているとしても, ノードは一定時間, 過去の通行可能経路を通らずに新しい経路を発見し続けたほうがよいと考えられる. 過去の通行可能経路にとらわれずにノードが移動する時間の長さを, t_m とする.

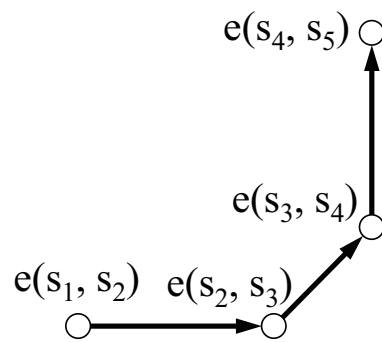
t_m 経過後は初期段階ではなくなり, ノードは過去の通行可能経路の情報を使用することができる. しかしながら, 初期段階が終了した後でさえもデータが十分に蓄積されていないかもしれない. また, 初期段階終



(a) 小領域 s_i と隣り合う四つの小領域



(b) s_1, s_2, s_3, s_4, s_5 を通る軌跡



(c) (b) の軌跡を表現する有向グラフ

図 5.7: 有向グラフを用いた軌跡の表現方法

了後に道路条件が変わることがある．一つの例として，事故，建設，道路工事のため，道路網の道路の一部が利用できなくなることがある．他の例として，修復後に道路が利用できるようになることがある．データの有効期限は前に説明したように定義しており，この有効期限は古いデータを消去する．この処理は前者の例において通行できなくなった道路を削除することができる．後者の例で新しい通行可能な経路を発見するために，ノードは初期段階終了後であっても新しい経路を探さなければならない．このために，いくつかのノードは自身で経路を発見しなければならない．もちろん，初期段階での蓄積データ量が十分でない場合には，そのようなノードも必要である．

初期段階終了後に新しい通行可能な経路を発見するために，ノードを， U_1 と U_2 の二つのグループに分ける．初期段階終了後に， U_1 に属するノードは新しい経路を発見し， U_2 に属するノードはFSTによって提供される過去の経路に従って移動する．ノードは確率 p_m で U_1 に属することとする． U_2 に属するノードは新しい経路を発見することはないが，受信したデータを基にしたリンクのタイムスタンプを更新する． U_1 に属するノードは災害救助を行うノードやパトロールカー等の特殊車両を想定している．この場合， U_2 に属するノードは一般の人々であり， p_m は U_1 と U_2 の全体の人数における U_1 の人数の比である．それに応じて， U_1 が災害救助用の特殊車両でその数が少ない場合， p_m は小さくなると考えられる．一方で， U_1 が災害救助を行うノードでその数が多い場合， p_m は大きくなる．そのため， p_m の値がFSTの性能にどのような影響を及ぼすか評価する．上記の処理を基に，初期段階中と初期段階終了後の両方で，新しいデータが蓄積される．

5.2.5 関連研究：プローブカーシステムによる情報共有

プローブカーシステム [17–20] では、通行中、道路情報を共有することができ、通常、カーナビゲーションシステムとして使用される。情報は移動中の車からの測定によって連続的に更新される。セルラシステムを使用したプローブカーシステムでは、各車両は GPS によって自身の位置を測定し、セルラシステムを介して、データセンターに測定結果を送信する。プローブカーシステムは車が実際に通過した道路の情報を保持するため、通行可能な道路や平均速度等の状況を把握することができる。この活動は、セルラシステムを適用したプローブカーシステムを、カーナビゲーションシステムの代わりに、災害時の通行可能経路を提供する地図生成として使用される。実際に、このシステムは東日本大震災 [18–20] で有効であった。しかしながら、このような通行可能経路の情報共有は、セルラシステムが故障した地域では使用できない。そのうえ、プローブカーシステムは基本的に道路網のトポロジ情報が活用できることを仮定している。

一方で、分散プローブカーシステムも検討されている [21]。分散プローブカーシステムでは、セルラシステムのような通信インフラを使用せず、車両間の直接通信を通して情報を共有する。例えば、文献 [21] では、情報共有のため、エピデミック通信が使用されている。しかしながら、エピデミック通信では、関係のない地域にも広く情報が拡散されてしまい、情報交換の数が多くなる傾向になる。

さらに、分散プローブカーシステムでも道路網のトポロジ情報を事前に知っていることを仮定している。よって、もし、災害中に地図情報を

ダウンロードできない場合，トポロジ情報を入手するための新たな方法が必要となる．

5.3 結果と考察

5.3.1 サービスエリアと通信における仮定

計算機シミュレーションによって提案手法の基本性質を評価するために，サービスエリアに関する仮定を説明する．サービスエリアは一辺 12km の正方形とし，このサービスエリア内に道路網が存在する．格子状の道路網の中に，災害によって通行不能な道路が存在するような状況を考える．

前節で述べたとおり，FST により多くの通行可能経路を集め蓄積することは重要なことである．この蓄積性能を評価するために，単純な構造をもつネットワークで多くのデータを集めるのは比較的容易なので，複雑な構造を含む道路網において提案手法を評価する．さらに，提案手法は，各ノードが出発地から目的地までの経路を計測し FST によってその経路を共有することである．よって，出発地と目的地が非連結である場合，ノードは経路を見つけることができない．それゆえ，多くのノードが出発地から目的地までの接続した経路を持つことが望ましい．これらの観点から，性能評価においては，複雑かつ連結なネットワークが望ましい．

次に，ランダムネットワークを以下のとおり，構築する．まず，初めに， n_ℓ 本のリンクからなる格子状の正方形エリアを考え，交差点間の距離を 500 m とする．次に， n_ℓ のリンクから n_d 本のリンクをランダムに選び，

削除する．削除は前述のように道路の通行不能に対応する． r_d を， n_ℓ に対する n_d の比率とする．もし， r_d が十分に大きい場合，多くのリンクが削除され，ネットワークが非連結になる．前述のとおり，性能評価に対してこのような状況は望ましくない．そのため，リンクの削除後にも道路網がほとんど連結しているとするため， r_d の値を選ぶ．ここでは， r_d を 0.35，すなわち， $n_d = 420$ ， $n_\ell = 1200$ とし，その結果得られる道路網を図 5.8 に示す．この図の道路網には非連結となったリンクがいくつか含まれているが，ほぼすべてのリンクが接続されている．

$t = 0$ にシミュレーションを開始し， t_m までを初期段階とする． $t = t_m$ の後， $1 - p_m$ のノードは，通行可能経路に関する情報に従うことを開始する．同時に， p_m のノードは前述のとおり，新しい通行可能経路の発見を続ける．

5.3.2 IF を適用したセンサネットワークにおける仮定

中領域の一辺の長さを 3 km とする． L_s を小領域の一辺の長さとし， $L_s = 100\text{m}$ とする．TA は図 5.9(a), (b), (c) のグレーの領域で示されている中領域の外周と仮定し，TA の幅は L_s の整数倍とする．TA の幅を L_w とする．各ノードは GPS による位置測定機能かそれと同等の装置を有し，自身の位置を正確に測定することができる．また，ノードの通信機器は無線 LAN を仮定しており，互いの距離が 100m 以下となった場合に，他のノードと通信することができる [7]．本研究では，どのくらいのノードが FST を実現するためにデータを蓄積するために TA を通過し，TA 周辺に通行可能経路に関するデータが蓄積することができるかに焦点を当

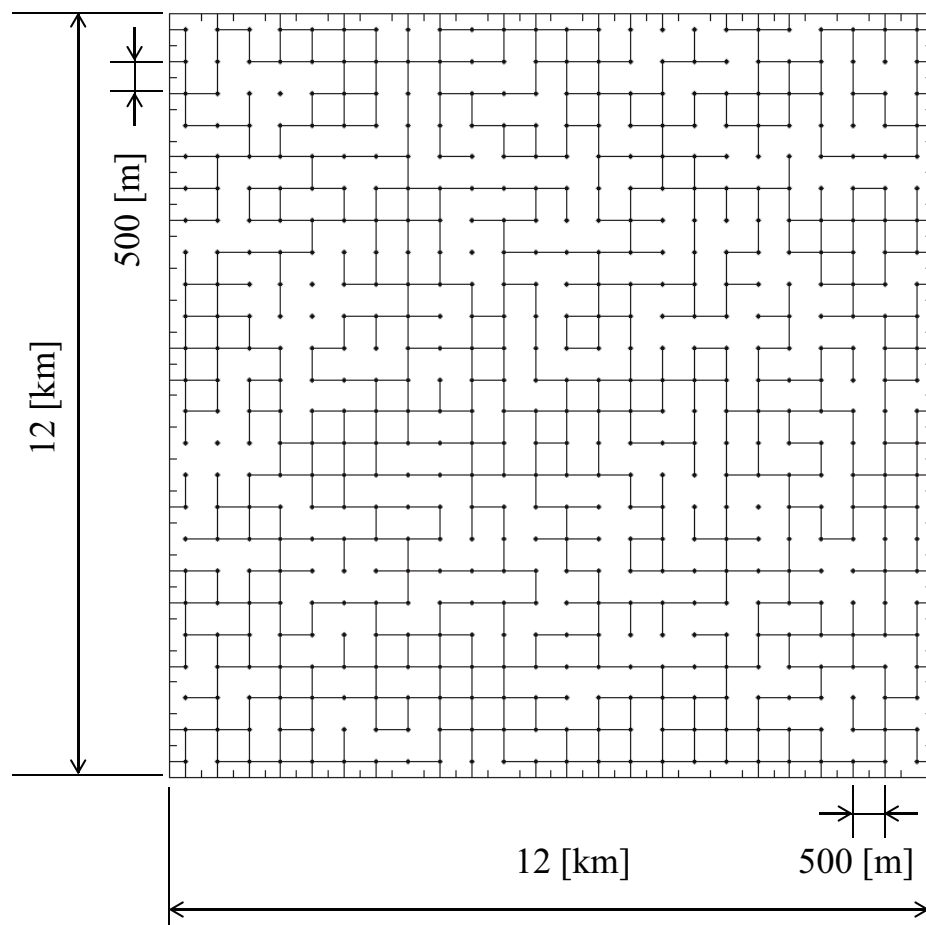
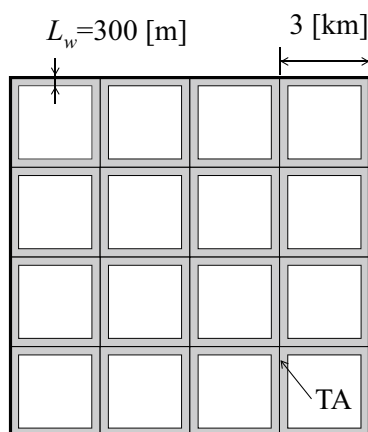


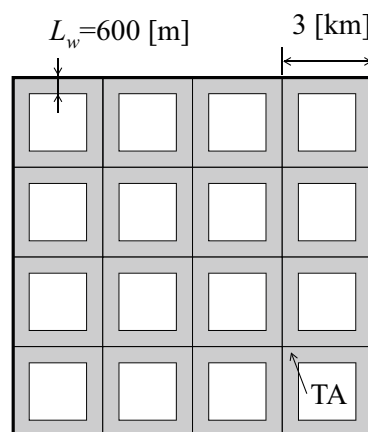
図 5.8: 道路網モデル

てているため、位置測定や通信範囲に関してはこれらの単純な仮定を用いることとする。

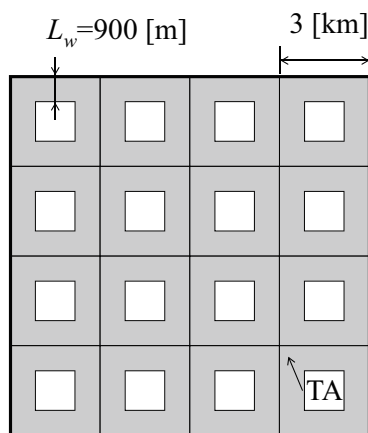
図 5.9(d) の TA は、ノードがどの場所でも送信することができるので、エピデミック通信（EP）で使用する。



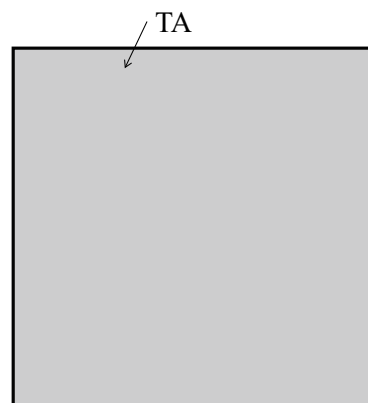
(a) $L_w = 300 \text{ m}$



(b) $L_w = 600 \text{ m}$



(c) $L_w = 900 \text{ m}$



(d) エピデミック通信 (EP)

図 5.9: TA の配置

5.3.3 移動に関する仮定

ノードはサービスエリア内の道路上の任意の点から出発し、サービスエリア内の道路上の別にランダムに選ばれた目的地に向かって移動する。発生率 λ のポアソン過程に従ってサービスエリア内の点から出発する。ここで、 $\lambda = 1.5 \text{ s}^{-1}$ とする。ノードの移動速度は、 36 km/h とする。

仮に、ノードが経路情報を持たない場合、以下のように目的地に近づくように移動する。ノードは交差点に到着するまで道路に沿って移動する。ここで、ノードが、通ってきた道路も含めて、 n 本の道路がつながる交差点に到着したとする。 θ_i を、 i 番目の道路と目的地方向の直線との角度とする。確率 $\frac{1}{\theta_i} / \sum_{j=1}^n \frac{1}{\theta_j}$ で、ノードが i 番目の道路に沿って移動すると仮定する。ただし、 $\theta_i < 10^{-6}$ の場合、 $\frac{1}{\theta_i}$ を 10^6 と計算することとする。その結果、ノード目的に近づくような方向に移動するようになる。なお、ノードが行き止まりに来たとき、戻ることとする。

仮に、確率 $1 - p_m$ で経路誘導に従うノードが通行可能経路の情報を受信し、受信した通行可能経路の中に少なくとも一つの目的地までの経路が存在する場合、ノードは目的地までの最短経路を算出し、この最短経路に従って目的地に向かって移動する。そうでない場合、ノードは通行可能経路の情報なしに目的地に移動することを試みる。確率 p_m で誘導を受けないノードもまた通行可能経路の情報なしに目的地に移動することを試みる。

5.3.4 性能評価における表面上の利点

性能評価において、誘導性能とノード密度の関係に関して、以下のよう
な問題を考える必要がある。本シミュレーションでは、ノードは目的地
に到着するとすぐに、ノードは目的地に留まり、IF に協力しない。しか
しながら、ノードがFST から経路情報を受信できず、大きく遠回りして
目的地に到着する場合、サービスエリア内のノード密度は実質的に大き
くなり、IF の継続時間を延ばす。よって、本シミュレーションでは、IF
の表面上の利点を防ぐために、FST から情報を受信できないノードがIF
や経路の発見に協力しないようにする。

これにより、IF を行うノードが減ることになるため、IF の送信回数
が減少することになる。これはIF にとって別の表面上の利点となりう
る。よって、IF の送信回数と、エピデミック通信における上記で説明し
た誘導に従うノードの発生率を、本来の値よりも小さい値、すなわち、
 $(1 - p_{fail})(1 - p_m)\lambda$ に設定した場合のエピデミック通信の送信回数を比
較する。

5.3.5 FST の蓄積性能

まず、はじめに、TA における蓄積データの数によって、FST の蓄積性
能について評価する。蓄積データ数を確認するために、サービスエリア
を図 5.9(a) のように仮定し、 $L_w = 300$ m, $\lambda = 1.5$ s⁻¹ と仮定する。ここ
で、 $t_m = 3600$ s, $t_e = 1800$ s と仮定する。TA を通過するノードが保持す
る有向辺の数を数えるために、300m 四方の正方形で TA を分割する。100
秒毎に、それぞれの集計用の正方形にある有向辺の最大数を見つける。こ

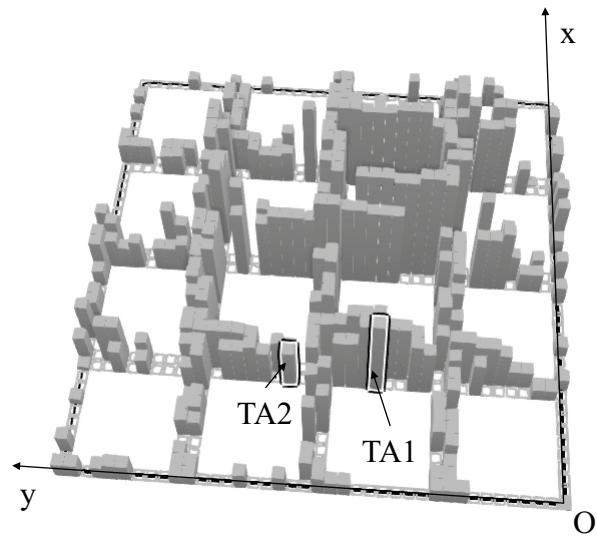
これは FST における蓄積された有向辺の最大数に対応する．図 5.10(a) に， $t = 1200$ s での結果を示す．図 5.10(b)，(c) に， $t = 2400$ s， 3600 s の結果を示す．これらの結果より，時間が経過するにつれ，データが蓄積していくことが確認でき， $t = 3600$ s において，データがサービスエリア全体に蓄積されていることが確認できる．

更に詳細に結果を観察するために，上記のデータを別の形式で表すこととする．図 5.11 に，図 5.10 における TA1 と TA2 で示した二つの特定の場所での結果を示す．図 5.11 では，TA1 と TA2 での蓄積データ数の時間変化を示している．TA1 における蓄積されたデータは時間とともに徐々に増えている．一方で，TA2 では，蓄積されたデータが時々消え，0 になったり，急激に増えたりしている．上記のとおり，局所的に IF が時々終了しているためである．この場合，TA2 に蓄積されたデータはなくなってしまうが，他の TA で蓄積されていたデータが TA2 に運ばれている．この特性は FST 特有のものであり，これらの結果から，初期段階での処理がうまく機能していることがわかる．

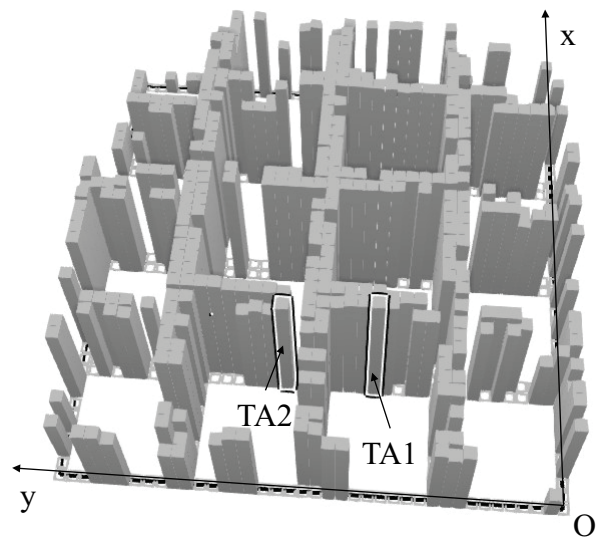
5.3.6 誘導成功率と送信回数

次に，誘導成功率を基にして，FST の経路誘導の性能を評価する．誘導成功率を，すべてのノードに対する経路誘導によって目的地に到着したノードの数の割合と定義する．300 秒毎に，その 300 秒の間に出発したノードについて誘導成功率を求めている．

L_w, t_m, p_m をパラメータとして，誘導成功率を比較する． L_w は TA の幅を表し，IF の過去の研究から予測できるとおり，IF の継続時間に影響

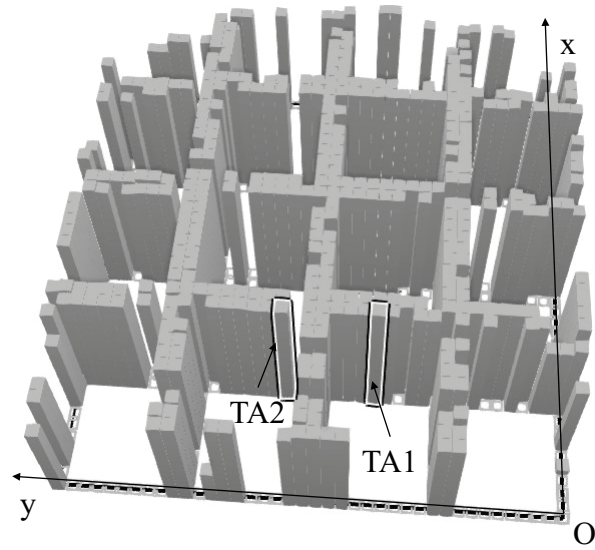


(a) $t = 1200$ s.



(b) $t = 2400$ s.

図 5.10: FST によって蓄積された有向辺の最大数



(c) $t = 3600$ s.

図 5.10: FST によって蓄積された有向辺の最大数

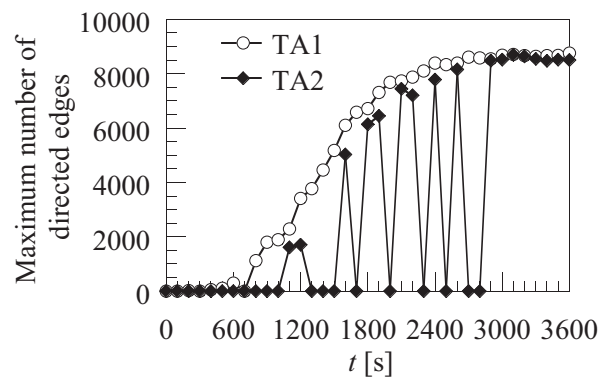


図 5.11: TA1 と TA2 における FST によって蓄積された有向辺の最大数

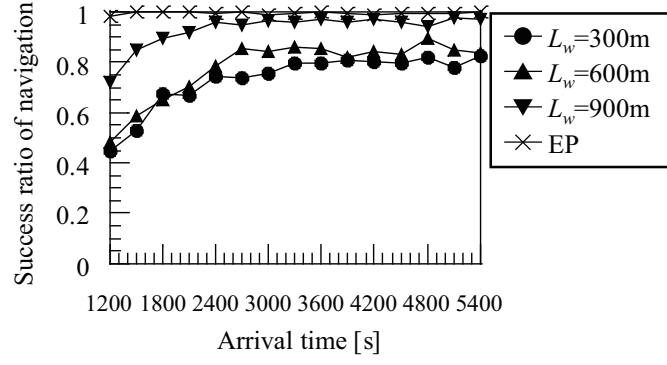
を与えるパラメータである。 t_m は、初期段階の長さを表し、初期段階におけるデータの蓄積量に影響を与えるパラメータである。また、 p_m は初期段階終了後のデータの蓄積量に影響を与えるパラメータである。

図 5.12(a), (b), (c) は、 $p_m = 0.5$, $t_e = 1800$ s における、 $t_m = 1200$ s, 1800 s, 3600 s の誘導成功率をそれぞれ示す。図 5.13(a), (b) は、 $t_m = 3600$ s, $t_e = 1800$ s における、 $p_m = 0.2$, 0.0 の誘導成功率をそれぞれ示す。これらの結果より、 L_w が大きくなるにつれて、誘導成功率が大きくなることが確認できる。これは、 L_w が大きくなることによって、IF の継続時間が長くなるためである。

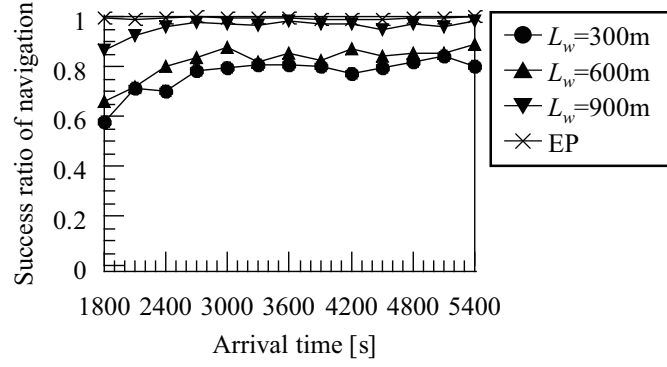
図 5.12 では、初期段階の長さ t_m の誘導成功率への影響が確認できる。この図より、 $t_m = 3600$ s, $L_w = 900$ m の場合、初期段階終了直後には成功率が十分に大きく、エピデミック通信とほぼ同じ値を示している。また、 $t_m = 3600$ s の場合、初期段階終了後の $L_w = 300$ m, 600 m, 900 m の成功率は、ほぼ一定の値を示している。これは、初期段階の長さが $t_m = 3600$ s で十分であることを示している。一方で、 $t_m = 1200$ s の場合、初期段階での蓄積データ量が十分ではなく、そのため、初期段階後の成功率が低い。しかしながら、時間が経過すると、成功率が大きくなる。これは、 $p_m = 0.5 > 0$ であるため、 U_1 のノードが初期段階後も経路を探索しているためである。

図 5.12(c), 図 5.13(a), (b) は $t_m = 3600$ s についての結果である。したがって、前述のとおり、初期段階の長さは十分にであると考えられる。これらの結果は異なる p_m に対する成功率であるが、初期段階での蓄積データ量が十分であるため、同じ傾向が確認できる。

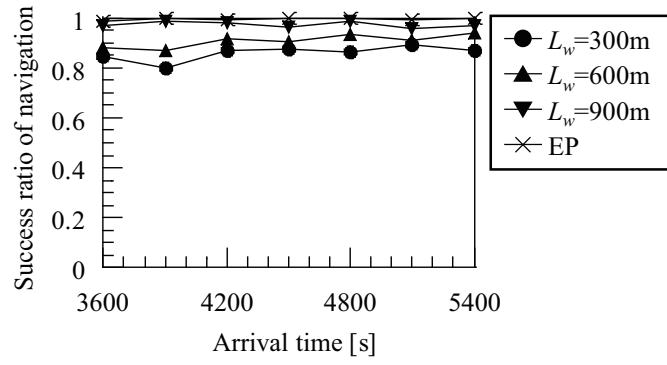
また、パラメータを L_w, t_m, p_m として、送信回数を比較する。図 5.14(a),



(a) $t_m = 1200$ s.

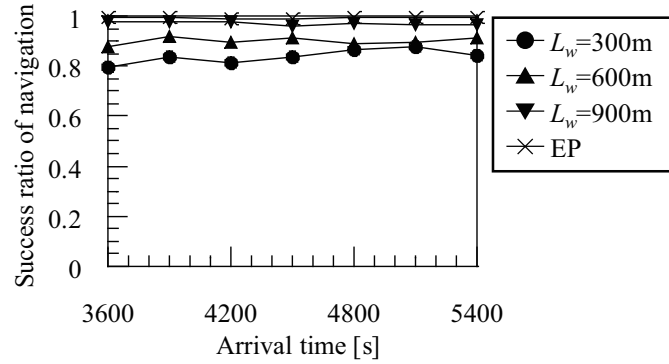


(b) $t_m = 1800$ s.

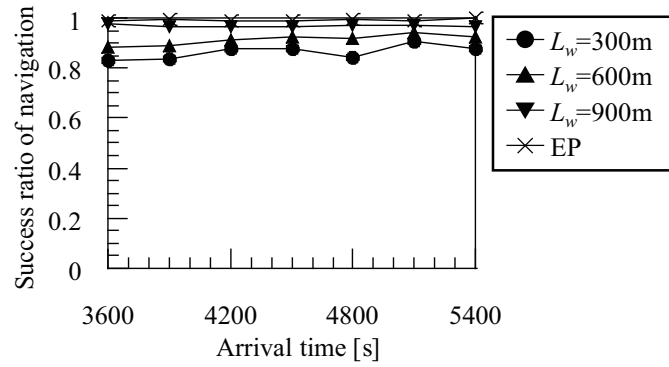


(c) $t_m = 3600$ s.

図 5.12: 誘導成功率 ($p_m = 0.5$, $t_e = 1800$ s)



(a) $p_m = 0.2$.



(b) $p_m = 0.0$.

図 5.13: 誘導成功率 ($t_m = 3600$ s, $t_e = 1800$ s)

(b), (c) に, $p_m = 0.5$, $t_e = 1800$ s の場合の, $t_m = 1200$ s, 1800 s, 3600 s の送信回数を示す. 図 5.15(a), (b) では, $t_m = 3600$ s, $t_e = 1800$ s の場合の, $p_m = 0.2$, 0.0 の送信回数を示している. これらの結果においては, 300 秒ごとに集計した送信回数を示している.

前述のとおり, エピデミック通信と FST の送信回数の公平な比較をすることは簡単ではない. そのため, エピデミック通信のシミュレーションにおいては, $(1 - p_{fail})(1 - p_m)\lambda$ として, 誘導されるノードの発生率の

値を設定する．それぞれの図において， L_w の三つの値に対する FST のデータを示す．前述のとおり，三つの L_w の中では $L_w = 900$ m における成功率が最もよいので， $L_w = 900$ m の場合で，エピデミック通信と FST を比較する．よって，計算機シミュレーションによって $L_w = 900$ m での FST の p_{fail} を算出する．その結果，図 5.14(a), (b), (c) における p_{fail} の値はそれぞれ，0.0310, 0.0300, 0.0232 である．また，図 5.15(a), (b) における p_{fail} の値はそれぞれ，0.0261, 0.0301 である．

図 5.14, 5.15 において， L_w が大きくなるにつれ，送信回数が大きくなることが確認できる．これは，上記で議論したように， L_w が大きくなるにつれ，IF が長く継続する傾向があるためである．図 5.12(c), 5.14(c) は同じパラメータによる結果であるが，別の傾向がある．図 5.12(c) では， L_w の三つの値におけるエピデミック通信の成功率と FST の成功率は高い値であり，近い値を示している．しかしながら，図 5.14(c) では， L_w が小さくなるにつれ，送信回数が急激に減少している．これは，成功率が十分に高い値を維持しつつ，送信回数が減少する L_w の値があることを示している．これらの結果は，提案手法により，送信回数を削減しつつエピデミック通信に近い経路誘導性能を実現できることを表している．これはエピデミック通信と比較して FST の重要な利点である．

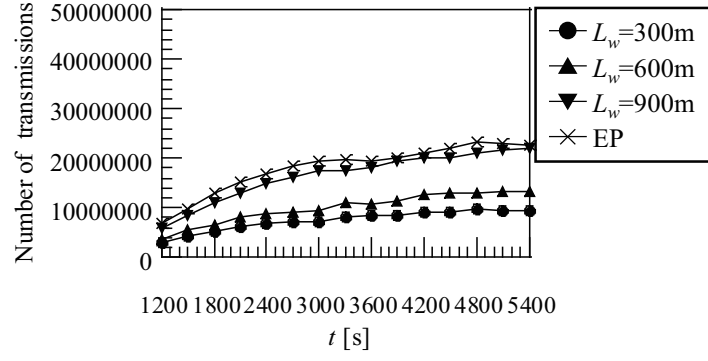
次に， t_m の値に対する送信回数について比較する．前述のとおり， t_m が大きくなるにつれ，成功率と蓄積データの量は大きくなる．それゆえ，送信回数は大きくなると予想され，この傾向は図 5.14(a), (b), (c) でも確認できる．さらに，図 5.12(c), 図 5.13(a), (b) における $p_m = 0.5, 0.2, 0.0$ の成功率にほぼ同じ傾向がある．よって，送信回数もまた， $p_m = 0.5, 0.2, 0.0$ において同じ傾向がある．

本研究では、事前に TA の位置と大きさを設定している。しかしながら、結果からわかるとおり、適切な大きさに TA を設定することが必要である。したがって、適切な TA の大きさにするためには、TA の動的制御が必要である。以前より、TA の動的制御は文献 [12,15] で検討されており、FST にも適用可能である。そのため、TA の動的制御の FST への適用は今後の課題とする。

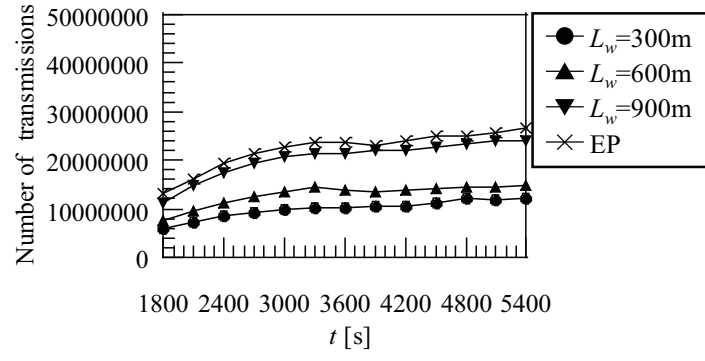
5.4 あとがき

本章では、情報フローティングを適用したセンサネットワークを提案した。この応用として、一般的なセンサネットワークで必要とされるゲートウェイを用いずに仮想的に送信可能エリアの周辺にデータを蓄積するために、フローティングストレージ (FST) を提案した。FST はセルラシステムのような通信インフラも必要としない。また、道路網のいくつかの道路が使用できない場合の災害時に通行可能な道路を探索し共有するために FST を用いることを提案した。

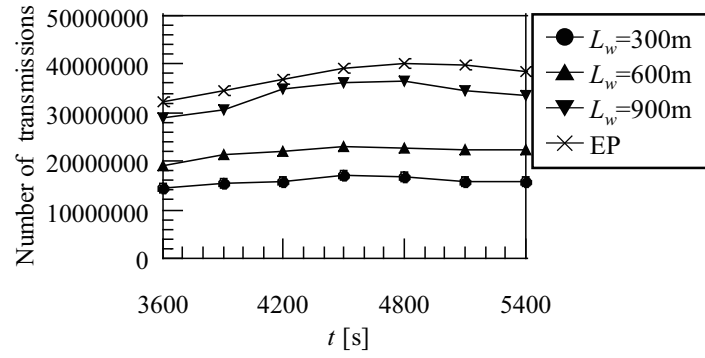
通常の情報フローティングではただ一種類のデータを共有するが、提案手法はそれと異なり、複数の種類のデータを共有する情報フローティングである。そのため、提案手法では TA 周辺で蓄積されたデータ量も重要である。提案手法において、IF の局所的な終了によって FST で蓄積されたデータがなくなることがあるが、これらのデータは別の場所の TA で蓄積されたデータを保持しているノードによって再び運ばれてくるため、蓄積が急速的に再開することがある。さらに、継続的に通行可能経路を発見するために、新しい経路を探索するノードが一定の割合必要となる。



(a) $t_m = 1200$ s.

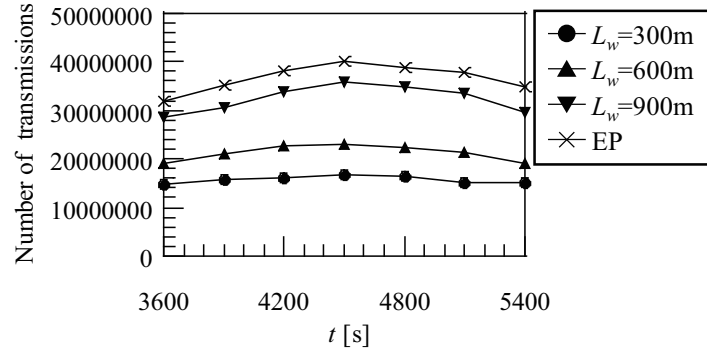


(b) $t_m = 1800$ s.

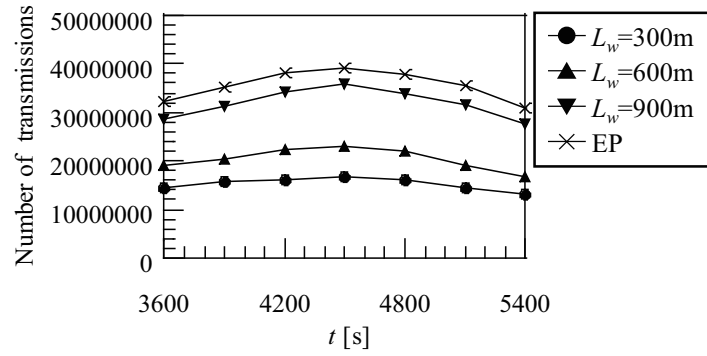


(c) $t_m = 3600$ s.

図 5.14: 送信回数 ($p_m = 0.5$, $t_e = 1800$ s)



(a) $p_m = 0.2$



(b) $p_m = 0.0$

図 5.15: 送信回数 ($t_m = 3600$ s, $t_e = 1800$ s)

これらのFSTの重要な特性を考慮して提案手法の性能を計算機シミュレーションにより、評価した。まず、TAの場所や情報を収集する時間による違いを考慮して、FSTがどの程度データを蓄積できるかを評価した。結果より、提案手法はサービスエリア全体で十分なデータ量を蓄積でき、突然のデータの消滅に対して対応できることを示した。

また、FSTによって蓄積されるデータを用いた経路誘導の性能を評価した。提案手法は、要求される送信回数を削減しつつ、エピデミック通

信の性能に近いことを示した。

IF の性能が、ノードが TA をどのように通過してどのようにふるまうかに大きく依存することから、性能評価におけるノードの移動の影響に着目したため、計算機シミュレーションにおいて、位置情報の取得や無線通信に関するいくつかの仮定を用いた。性能評価における更なるより複雑な要因を考慮することは重要な課題である。さらに、自律分散的に動作する FST の処理を実現するために、FST に送信可能エリアの動的制御を適用しなければならない。送信可能エリアの動的制御と FST の理論解析は今後の課題である。

参考文献

- [1] C. E. Perkins, “Ad Hoc Networking, Addison-Wesley,” 2001.
- [2] 中野敬介, “エピデミック通信, 情報フローティングと安全・安心,” 電子情報通信学会 Fundamentals Review, Vol.10, No.4, pp.282–292, April 2017.
- [3] A. V. Castro, G. Di Marzo Serugendo, D. Konstantas, “Hovering Information - Self-organising Information that Finds its Own Storage,” BBKCS-07-07, Technical Report, School of Computer Science and Information Systems, Birkbeck College, London, UK, Nov. 2007.
- [4] E. Hyytiä, J. Virtamo, P. Lassila, J. Kangasharju, J. Ott, “When Does Content Float? Characterizing Availability of Anchored Information in Opportunistic Content Sharing,” IEEE INFOCOM, pp. 3123–3131, 2011.
- [5] J. Ott, E. Hyytiä, P. Lassila, J. Kangasharju, S. Santra, “Floating Content for Probabilistic Information Sharing,” Pervasive and Mobile Computing, vol. 7, no. 6, pp. 671–689, Elsevier, 2011.

- [6] E. Hyytiä, P. Lassila, J. Ott, J. Kangasharju, “Floating Information with Stationary Nodes,” in Eighth Workshop on Spatial Stochastic Models for Wireless Networks (SpaSWin), 2012.
- [7] B. Liu, B. Khorashadi, D. Ghosal, C. N. Chuah, H. M. Zhang, “Analysis of the Information Storage Capability of VANET for Highway and City Traffic,” *Transportation Research Part C: Emerging Technologies*, vol. 23, pp. 68–84, 2012.
- [8] M. S. Desta, E. Hyytiä, J. Ott, J. Kangasharju, “Characterizing Content Sharing Properties for Mobile Users in Open City Squares,” in 10th Annual IEEE/IFIP Conference on Wireless On-Demand Network Systems and Services (WONS), pp. 147–154, 2013.
- [9] J. Virtamo, E. Hyytiä, P. Lassila, “Criticality Condition for Information Floating with Random Walk of Nodes,” *Performance Evaluation*, vol. 70, no. 2, pp. 114–123, Feb. 2013.
- [10] M. Ciocan, C. Dobre, C. X. Mavromoustakis, G. Mastorakis, “Analysis of Vehicular Storage and Dissemination Services based on Floating Content,” in Proc. of International Workshop on Enhanced Living Environments (ELEMENT 2014), 6th International Conference on Mobile Networks and Management (MONAMI 2014), Sept. 2014.

- [11] 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提案および安定性解析,” 電子情報通信学会技術研究報告, vol. 115, CQ2015-21, pp. 7–12, July 2015.
- [12] 中野敬介, 宮北和之, “情報滞留の理想モデルによる考察,” 電子情報通信学会第7回安全・安心な生活のための情報通信システム研究会講演論文集, ICSSSL2015-02, pp. 7–12, Oct. 2015.
- [13] K. Nakano, K. Miyakita, “Information Floating on a Road with Different Traffic Volumes Between Opposite Lanes,” *Journal of Advanced Simulation in Science and Engineering*, vol. 3, no. 1, pp. 97–113, Aug. 2016.
- [14] K. Nakano, K. Miyakita, “Analysis of Information Floating with a Fixed Source of Information Considering Behavior Changes of Mobile Nodes,” *IEICE Trans. Fundamentals*, vol. E99-A, no. 8, pp. 1259–1268, Aug. 2016.
- [15] F. Narita, K. Miyakita, N. Karasawa, K. Nakano, “A Consideration on Dynamic Control of a Transmittable Area in Information Floating,” *Proceedings of the 36th JSST Annual International Conference on Simulation Technology (JSST 2017)*, pp. 249–252, Oct. 2017.
- [16] H. Karl, A. Willig, “Protocols and Architectures for Wireless Sensor Networks,” John Wiley & Sons, 2005.
- [17] 横田孝義, “次世代交通情報通信システムを担うプローブ技術,” 電子情報通信学会誌, Vol. 95, No. 8, pp. 718–723, Aug. 2012.

- [18] 須藤三十三, 浦川豪, 福重新一郎, 濱本両太, 林春男, “広域的な災害発生後のプローブ情報の活用 -東日本大震災での事例を通して-”, 情報システム学会誌, Vol.8, no.1, pp.30–41, 2012.
- [19] ITS Japan, <http://www.its-jp.org/saigai/>, accessed May 12. 2019.
- [20] ITS Japan, “ITS Japan: Probe Helps Traffic Information in Disaster Area,” http://www.its-jp.org/english/its_asia/553/, accessed May 12. 2019.
- [21] L. Wischhof, A. Ebner, H. Rohling, “Information Dissemination in Self-organizing Intervehicle Networks,” IEEE Trans. Intelligent Transportation Systems, vol. 6, no. 1, pp. 90–101, March 2005.

第6章 あとがき

本研究では，移動情報ネットワークの制御手法と性能評価手法に関して研究を行い，リユースパーティショニングを用いたダイナミックチャネル割当て，情報フローティングによる進入制限領域情報の配信と交通誘導，プローブエピデミック通信による情報フローティング，情報フローティングによる空間的な情報蓄積とその蓄積情報を用いた災害時に通信可能経路を提供するための手法についての知見を得た．

まず，セルラシステムにリユースパーティショニングを用いたシステムにおいて，ダイナミックチャネル割当ての性能解析を検討した．その結果，リユースパーティショニングを適用したセルラシステムにおいて呼損率が不均一となる問題を議論し，この問題を解決するための手法を提案した．この手法はクリークパッキングによるダイナミックチャネル割当てのモデル化を利用した手法で，空間的に不均一な呼損率を均一化するために効果的であることを示した．また，最大クリークの大きさと，ダイナミックチャネル割当ての特徴的なパラメータ β が，小さなセルに予約したチャネルの数の比に影響することを示した．

次に，情報フローティングによる進入制限エリア情報の配信とそれによる行動変化について検討を行った．従来の研究で比較的単純なモデルで評価されていた情報フローティングによる交通誘導を格子状道路にお

いて考え、送信可能エリアの段数と大きさを理論的な手法により適切に定めることができることを示した。また、情報フローティングによる交通誘導の結果、一部の道路に混雑が発生し空間的に移動ノードの分布が偏ることを示した。このような、進路変更による特定の道路区間における極端な交通量の増加を防ぐため、ノードを空間的に分散させることを考え、複数の進入制限エリアを併用することにより偏りを改善できることを示した。

次に、プローブデータを利用して効果的に情報をフローティングを行うための送信可能エリアを決定する方法について検討し、三つの手法の比較評価を行った。これらの手法では、目的地点を通過する客に事前に広告を配信することと、店舗を通過しない客に広告を配信することで店舗への誘導を試みることを目的としている。各手法を、情報を受け取って目的地点を通過する端末の数について、計算機シミュレーションにより比較評価を行い、有効な手法を明らかにした。評価の結果、移動端末の移動経路が均一な場合には、目的地点を通過する端末の数は、三つの手法、いずれの場合にも近い数値となることを示した。また、移動経路に大きな偏りがある場合には、交通量が大きい地域と目的地点との位置関係が性能に大きく影響することを示し、特に、交通量を考慮して送信可能エリアを選択する方法は、交通量が大きい地域と目的地点が離れている場合に、より多くの端末に広告情報を配信し、より多くの端末を誘導できることを示した。また、単純なプローブデータだけで、すべての場合で同程度の性能を実現できることが明らかになり、その有効性を示した。端末の移動特性が性能に大きく依存してくるため、プローブデータにより移動特性を把握したうえで情報フローティングを行うことの有

効性を確認することができた。

そして、最後に、通信インフラが使用できない災害時におけるセンサネットワークにおける情報の収集や蓄積について検討した。情報フローティングを適用し、通信インフラを使用することなく情報を収集し、一般的なセンサネットワークに必要であったゲートウェイのような特定の端末を用いずに、空間的に情報を蓄積することを実現する手法としてフローティングストレージを提案した。通信インフラが使用できない災害時における通行可能な経路を提供するための手法について提案し、計算機シミュレーションにより評価を行った。まず、提案手法の蓄積性能を評価するため、情報を収集するための初期段階において、各移動体が保持している通行可能道路の情報量を評価し、十分に蓄積できることを示した。次に、蓄積された通行可能道路の情報を基に、目的地までの通行可能な経路を算出し、その経路に従って目的地に誘導できるかを評価し、エピデミック通信で行った場合と同等の誘導性能であることを示した。更に、情報の送信回数については、フローティングストレージによる提案手法が、エピデミック通信よりもよい性能であることを示した。以上の性能評価により、フローティングストレージが情報を蓄積する手法として、有効な手法であることを確認した。

これらの研究を通して、移動情報ネットワークの新しい性能評価手法を明らかにすることができた。これはセルラ移動通信だけでなく、情報フローティングの理論評価も含む。また、新しい移動情報ネットワーク技術である情報フローティングの応用場面に則したネットワーク問題の検討と、有効な手法を明らかにできた。また、主に情報配信手法として捉えられてきた情報フローティングが情報蓄積性能という新しい機能も

持つことを指摘できたことにも意味がある。

セルラシステムのダイナミックチャネル割当ての理論解析のように厳密な理論的評価が難しいものは多々あるが、本論文で示したように近似手法等を用いることで解決できるものもあるので、それは今後の課題とする。

情報フローティングとは、通信インフラを必要とせず、移動ノードだけで情報の伝達、配信、共有、蓄積を行うことができる新しい形の移動情報ネットワークの一つであり、移動ノードの種類、扱う情報、運用する目的や状況によって、いろいろなシステムやサービスが考えられる。本研究においても、移動ノードの種類をみたとき、第3章や第5章では自動車を想定しているが、第4章では歩行者を想定している。また、同じ自動車を想定していても、第3章では進入制限エリアへの進入禁止情報だけを配信しているが、第5章では、各自動車の走行記録をまとめて、膨大な通行実績情報として情報共有している。さらに第3章では進入制限エリアを迂回するような交通誘導を目的としており、第4章では同じ誘導を目的としていても、歩行者を店舗に招き入れるための誘導を目的とした情報配信である。このように、情報フローティングはさまざまな目的のためのシステムやサービスに応用できるが、本論文の検討に含めることができなかった要因の中には、大きな影響を持つものもあるであろうから、それらを取り入れた本研究の拡張は今後の課題となる。また、情報フローティングの蓄積機能は新たに見出されたものであり、今後検討すべき課題も多く、これらも今後の課題である。

謝辞

本研究を進めるにあたり，常に適切な御指導並びに御助言を賜りました，新潟大学教授 中野敬介先生に深く感謝し御礼申し上げます。また，本論文の審査において，適切な御指導，御助言を賜りました，新潟大学教授 大河正志先生，林隆史先生，山崎達也先生，山田寛喜先生，中央大学教授 田村裕先生に深く感謝いたします。

機会ある毎に親切な御助言，御指導いただきました，事業創造大学院大学長 仙石正和先生，中央大学名誉教授 篠田庄司先生，新潟大学名誉教授 間瀬憲一先生，山口芳雄先生並びにご指導いただいた諸先生方に感謝いたします。

日頃より大変お世話になっている事業創造大学院大学教授 大塚晃先生，新潟大学助教 宮北和之先生に感謝いたします。

また，様々な面において御協力，御意見いただきました新潟大学 阿達透氏，教職員各位，新潟大学大学院修了生 笠木響介氏，稲川優斗氏，修士2年 小林航大氏，その他の博士課程院生，修士課程院生並びに卒業研究生諸君に感謝いたします。

柄沢 直之

2020 年 2 月

参考論文

- [1] Keisuke Nakano, Naoyuki Karasawa, Masakazu Sengoku, Shoji Shinoda, Takeo Abe, “Characteristics of Dynamic Channel Assignment in Cellular Systems with Reuse Partitioning,” IEICE Transactions on Fundamentals of Electronics, Communications and Computer Sciences, Vol. E79-A, No. 7, pp. 983–989, July 1996.
- [2] 柄沢直之, 中野敬介, 宮北和之, 笠木響介, 田村裕, “プローブエピデミック伝送による情報滞留について,” 日本シミュレーション学会論文誌, Vol. 7, No. 4, pp. 85–97, Nov. 2015.
- [3] 宮北和之, 柄沢直之, 稲川優斗, 中野敬介, “情報フローティングによる交通誘導に関する考察,” 電子情報通信学会論文誌, Vol.J101-B, No.8, pp. 603–618, Aug. 2018.
- [4] Naoyuki Karasawa, Kazuyuki Miyakita, Yuto Inagawa, Kodai Kobayashi, Hiroshi Tamura, Keisuke Nakano, “Information Floating for Sensor Networking to Provide Available Routes in Disaster Situations,” IEICE Transactions on Communications, April 2020. DOI:10.1587/transcom.2019NRP0006.

関係論文

- (1) Naoyuki Karasawa, Keisuke Nakano, Masakazu Sengoku, Shoji Shinoda, “Clique Packing and Dynamic Channel Assignment under Non Uniform Traffic Distribution in Cellular Systems,” Proceedings of 1996 International Technical Conference on Circuits/Systems, Computers and Communications (ITC-CSCC’96), vol. 2, pp. 545–548, July 1996.
- (2) Naoyuki Karasawa, Ritsuko Noto, Kenichi Mase, Keisuke Nakano, Masakazu Sengoku, Shoji Shinoda, “PHS Based Ad Hoc Networks,” Proceedings of 2000 IEEE International Conference on Industrial Electronics, Control and Instrumentation (IECON-2000), vol. 2, pp. 1141–1146, Oct. 2000.
- (3) Naoyuki Karasawa, Arata Kato, Kazuyuki Miyakita, Keisuke Nakano, Hiroshi Tamura, “A Consideration on Efficient Message Delivery of Probe Epidemic Transmission in Delay Tolerant Networks,” Proceedings of The 29th International Technical Conference on Circuit/Systems Computers and Communications (ITC-CSCC 2014), pp.815–818, July 2014.

- (4) Naoyuki Karasawa, Keisuke Nakano, Kazuyuki Miyakita, Kyosuke Kasagi, Hiroshi Tamura, “A Consideration on Information Floating by Probe Data,” Proceedings of the 30th International Technical Conference on Circuit/Systems Computers and Communications (ITC-CSCC 2015), pp.12–15, July 2015.
- (5) Naoyuki Karasawa, Keisuke Nakano, Kazuyuki Miyakita, Hiroshi Tamura, “A Consideration on Arrangement of Places where Information is Floated,” Proceedings of Annual International Conference on Simulation Technology (JSST 2015) pp.104–107, Oct. 2015.
- (6) Naoyuki Karasawa, Keisuke Nakano, Kazuyuki Miyakita, Hiroshi Tamura, “A Consideration on Evaluation of Epidemic Information Sharing by Multiple UAVs,” Proceedings of the 31st International Technical Conference on Circuit/Systems Computers and Communications (ITC-CSCC 2016), pp. 519–522, July 2016.
- (7) Naoyuki Karasawa, Kento Nakayachi, Kazuyuki Miyakita, Keisuke Nakano, Hiroshi Tamura, “Experimental Evaluation of Fundamental Characteristics of Information Floating in a Prototypic System,” Proceedings of the 33rd International Technical Conference on Circuit/Systems Computers and Communications (ITC-CSCC 2018), pp. 561–564, July 2018.
- (8) Naoyuki Karasawa, Kazuyuki Miyakita, Keisuke Nakano, Hiroshi Tamura, “A study on information floating considering human body

shadowing and mobility characteristics of nodes,” Proceedings of The 37th JSST Annual International Conference on Simulation Technology (JSST 2018), pp. 159–164, Sept. 2018.

- (9) Naoyuki Karasawa, Kodai Kobayashi, Kazuyuki Miyakita, Hiroshi Tamura, Keisuke Nakano, “A consideration on dynamic control of transmittable areas of information floating for generation of a map of available routes,” Proceedings of the 38th JSST Annual International Conference on Simulation Technology (JSST 2019), pp. 170–173, Nov. 2019.

This thesis is based on “Characteristics of Dynamic Channel Assignment in Cellular Systems with Reuse Partitioning” [1], by Keisuke Nakano, Naoyuki Karasawa, Masakazu Sengoku, Shoji Shinoda, Takeo Abe, which appeared in the IEICE Transactions on Fundamentals of Electronics, Communications and Computer Sciences, Copyright(C)1996 IEICE.

This thesis is based on “On Information Floating by Probe Epidemic Transmission” [2], by Naoyuki Karasawa, Keisuke Nakano, Kazuyuki Miyakita, Kyosuke Kasagi, Hiroshi Tamura, which appeared in Transaction of the Japan Society for Simulation Technology, Copyright(C)2015 JSST.

This thesis is based on “A Consideration on Traffic Guidance by Information Floating” [3], by Kazuyuki Miyakita, Naoyuki Karasawa, Yuto Inagawa, Keisuke Nakano, which appeared in the IEICE Transactions on Communications (Japanese Edition), Copyright(C)2018 IEICE.

This thesis is based on “Information Floating for Sensor Networking to Provide Available Routes in Disaster Situations” [4], by Naoyuki Karasawa, Kazuyuki Miyakita, Yuto Inagawa, Kodai Kobayashi, Hiroshi Tamura, Keisuke Nakano, which appeared in the IEICE Transactions on Communications, Copyright(C)2020 IEICE.