修士論文

レヴィ飛行的な探索構造が埋め込まれたネットワークを用いた メッセージフェリールーティング

指導教員:林幸雄 准教授

北陸先端科学技術大学院大学 知識科学研究科知識科学専攻

1150018 小牧 嵩征

- 審查委員:林 幸雄 准教授(主查)
 - 吉田 武稔 教授
 - 中森 義輝 教授
 - 金井 秀明 准教授

2013年2月

Copyright ©2013 by Takayuki Komaki

目 次

第1章	序論	13				
1.1	研究の背景と目的	13				
1.2	関連研究・・・・・・・・・・・・・・・・・・・・・・・・・・・・・・・・・・・・					
	1.2.1 正方格子上におけるレヴィ探索	15				
	1.2.2 マルチメッセージフェリー	17				
第2章	ネットワーク構造	19				
2.1	GMSQ ネットワーク生成アルゴリズム	19				
2.2	GMSQ ネットワークのリンク長分布	24				
2.3	正方格子上のレヴィ飛行	26				
2.4	ネットワークでのパケット発生	26				
第3章	経路探索アルゴリズム	28				
3.1	メッセージフェリーの基本動作	29				
3.2	経路要求 $REQ_{st}(s,d)$ の拡散方法	29				
3.3	メッセージフェリーの経路確立方法...............	30				
	3.3.1 協調的にリンクバッファを利用した宛先ノードdの探索	32				
3.4	経路要求 $REQ_{st}(s,d)$ と $fn_A(t-1)$ の削除	33				
第4章	シミュレーション結果	37				
4.1	GMSQ ネットワークでのシミュレーションの					
	1ステップの流れ	37				

4.2 正方格子でのレヴィ飛行シミュレーションの

	1ステップの流れ	38
4.3	シミュレーション条件	40
4.4	パケット発生ノードの発見時間	41
4.5	宛先ノード d の発見効率	48
4.6	パケットの経路長.............................	58
第5章	結論	68
付録A	周期的境界条件を用いた	

正方格子上でのレヴィ飛行 72

図目次

1.1	正方格子上でのレヴィ飛行.........................	18
1.2	正方格子上でのレヴィ飛行での探索効率 . 縦軸が探索効率で横軸がべ	
	き乗分布の傾きとなっている.菱形 ,三角 ,丸 のマークが順に	
	餌の密度が高,中,低となっている................	18
2.1	GMSQ ネットワーク	21
2.2	関東エリアの人口データ可視化図.色が赤の箇所ほど人口が多くなっ	
	TN3	21
2.3	ー様ランダムな分割での GMSQ ネットワークの可視化図 . 左上 : ノー	
	ド数 500 , 右上 : ノード数 1000 , 左下 : ノード数 3000 , 右下 : ノード	
	数 5000	22
2.4	関東エリアの人口データを用いて生成した GMSQ ネットワークの可	
	視化図.左上:ノード数 500 , 右上:ノード数 1000 , 左下:ノード数	
	3000 , 右下:ノード数 5000	23
2.5	関東エリアの人口データを用いて生成した GMSQ ネットワークのリ	
	ンク長分布 $P(l_{ij})$.ネットワークサンプルは 100 とした	25
2.6	GMSQ ネットワークノードのテリトリーサイズ累積頻度分布.ノー	
	ドのテリトリー面積は一様ではなく , 偏りがあることがわかる . ネッ	
	トワークサンプル数は100とした	27

- 3.1 メッセージフェリーのリンク履歴の保存方法.リンクの重複を避る
 ために,それをスタックから破棄し,リンク情報を新たにスタックに
 追加する処理を行なう.追加するリンク情報と同じリンク情報が,ス
 タックの任意の位置に無い場合は,FILOのスタック構造となる(左).34

- 4.8 一様ランダムな分割 (左図) と人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での,宛先ノード d を発見するまでに最初に REQ_{st}(s,d) を発見したメッセージフェリーが歩いた距離.横軸はフェリーの数 m となっている.バッファサイズの最大値は全リンク数となっている..... 50
- 4.9 一様ランダムな分割 (左図) と人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での,.最初に REQ_{st}(s,d) を発見したメッセージフェリーがばら 撒いた REQ_{st}(s,d) を受け取った他のメッセージフェリーが,宛先ノー ド d を発見するまでに歩いた平均距離.横軸はフェリーの数 m となっ ている、バッファサイズの最大値は全リンク数となっている......51
- 4.10 一様ランダムな分割 (左図) と人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での,メッセージフェリーが宛先ノード dを発見するまでのステップ数で,横軸はネットワークのノード数 N となっている.平均パケット発生数 R は 0.01.

- 4.14 関東エリアの人口データを用いた正方格子上でのレヴィ飛行探索(左図)と人口を用いた GMSQ ネットワーク(右図)での,宛先ノード d を発見するまでに最初に REQ_{st}(s,d)を発見したメッセージフェリーが歩いた距離.横軸はべき乗分布の傾き μ となっている.平均パケット発生数 R は 0.01.

4.18 -様ランダムな分割 (左図) と人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での,到達したパケットの経路上のリンク長の和 L_s. 横軸はネッ

- 4.21 関東エリアの人口データを用いた正方格子上でのレヴィ飛行探索(左図)と、人口を用いたGMSQネットワーク(右図)での、到達したパケットの経路上のリンク長の和 L_sと、パケットの送信ノード s と宛先ノード d 間のネットワークの最短距離長 L_t との比、横軸はべき乗分布の傾き µ となっている、平均パケット発生数 R は 0.01 64
- 4.23 一様ランダムな分割 (左図) と人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での, Dijkstra 法でパケットの経路を求める時に使用したリンクの数とネットワークの全リンク数との情報量の比. 横軸はネットワークのノード数 N となっている, 平均パケット発生数 R は 0.01, 66

4.24 関東エリアの人口データを用いた正方格子上でのレヴィ飛行探索(左 図) と, 人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での, Dijkstra 法で パケットの経路を求める時に使用したリンクの数とネットワークの全 リンク数との情報量の比.横軸はべき乗分布の傾き μ となっている. A.2 R0.01, Lattice の BR=0.2 は N=500 のときの BR=0.2 に合わせた数 となっている.また,Latticeのパケットの発生位置は格子の全ての A.3 R0.01, LatticeのBR=0.2はN=3000のときのBR=0.2に合わせた数 となっている.また,Latticeのパケットの発生位置は格子の全ての A.4 R0.01, LatticeのBR=0.2はN=500のときのBR=0.2に合わせた数と なっている.また,Latticeのパケットの発生位置はN=500のGMSQ ネットワークと同じとしている...................... 76A.5 R0.01, Lattice の BR=0.2 は GMSQ が N=3000 時の BR=0.2 に合わ せた数となっている.また,Latticeのパケットの発生位置はN=500 A.6 R0.01, Lattice の BR=0.2 は GMSQ が N=500 時の BR=0.2 に合わせ た数となっている.また,Latticeのパケットの発生位置はN=3000の A.7 R0.01, Lattice の BR=0.2 は GMSQ が N=3000 時の BR=0.2 に合わ せた数となっている.また,Latticeのパケットの発生位置はN=3000

表目次

第1章 序論

1.1 研究の背景と目的

近年,移動体間など回線結合が変化する動的な通信環境を想定したDTN(delay/disruptiontolerant networking) において,メッセージフェリーを用いた種々のルーティング手 法が提案されている[1].メッセージフェリーは情報を蓄積,運搬する役割を果たす. すなわち,蓄積した情報の宛先に到達するために,2次元空間を移動しながら宛先 を探索する.その際,2次元空間上の探索をどのような経路で行うのかで,探索効 率が決まる.そのため,メッセージフェリーの経路の決定方法は重要な課題となる. 経路の決定方法として,あらかじめ経路をメッセージフェリーに与えておき,その 経路を逐次的に移動する方法[2]や,方向をランダムに決定し,生物の最適な餌探索 戦略として知られるレヴィ飛行などで移動距離を制御する方法[3]が提案されてい る.レヴィ飛行とは移動距離 l_j の頻度分布がべき乗分布 $P(l_j) \sim l_j^{-\mu}, 1 < \mu < 3$ に 従い,鳥や蜂,人など様々な動物がレヴィ飛行を行っていることが報告されている [10].また,餌の密度が低い場合 $\mu \approx 2$ での探索の効率が良い事が連続空間と三角, 正方格子空間の双方で報告されている[11,12].

メッセージフェリーに関する既存の研究は,空間上の一様な位置にノードが存在 すると仮定したものが多い[1,2,3].しかしながら,現実の通信要求の発生位置は,空 間的な偏りがある場合が多く,例えば,ルーターの空間的な分布は人口の密度に対 応していることが報告されている[4].また,2次元空間上で空間的に偏った配置を 持つ餌(位置が不明なオブジェクト)探索の手法として,餌の密度に対応したノード 配置をもつネットワークを自己組織的に作り,その上での餌の探索を行うことが提

案されている [5].この手法は,餌の探索効率が最適なレヴィ飛行よりも,探索効率 が良くなることが報告されている.

さらに,複数のメッセージフェリーを用いて運搬効率を高める,マルチメッセー ジフェリーという手法も提案されている[6].マルチメッセージフェリーでは,メッ セージフェリーが直接出会った時に同期的に情報を交換し合い宛先を探索する方法 と,各メッセージフェリーが独立に仕事を行う方法などがある.同期的な方法の場 合,探す空間が広いほどメッセージフェリー同士が出会う頻度は極端に小さくなっ てしまう問題がある.一方,独立に仕事を行う方法では,メッセージフェリーが協 調的に働かないため,一般的に情報を交換する方法よりも宛先の発見等の時間が掛 かることが問題となる.

そこで本稿では,複数のメッセージフェリーがノードを介して非同期に交換する 方法に着目して,人口分布のように偏ったノードの空間配置を持つネットワーク構 造に適した経路探索アルゴリズムを提案し,その効率性を正方格子でのレヴィ飛行 と比較し,手法の有効性を調べた.通信端末の移動を考慮した場合ネットワークが 非連結性になった場合の影響と,ネットワークの連結性との影響が混合され傾向が 分かり難くなることから,本稿では通信端末の移動については議論せず移動につい ての議論は今後の課題とする.

1.2 関連研究

レヴィ飛行は2次元空間に配置された餌探索の有効な手法として知られている [11,12].このことは,連続空間と格子(三角,正方)の双方で確認されている[11,12]. この章では後の議論で必要となる正方格子におけるレヴィ探索と探索効率について 紹介する.

また,多数のメッセージフェリーを使用し伝搬効率を高めるマルチメッセージフェ リーは様々な方法が提案されていることから,マルチメッセージフェリーについて の既存研究[6]も紹介する.

1.2.1 正方格子上におけるレヴィ探索

正方格子におけるレヴィ探索は,図1.1の様に正方格子ネットワークの上で探索 者が方向をランダムに決定し,べき乗分布に従った移動距離*l_jを歩き餌を探索する*. 探索者が餌を発見できる範囲*r_v*は予め決まっており,その範囲を探索しながら探索 者は餌を探索する.詳しくは,以下のルールに従う.

- 1. もし,餌を発見できる範囲 r_v に餌が近接する場合,探索者は餌に向かって直線移動(途中で曲がってはいけない)し餌を取得することができる.
- 2. もし, r_v の範囲の中に餌が存在しなかったら,進む方向をランダムに決め,移 動距離 l_j (最小単位は l_0)を $P(l_j)$ の確率分布 (下記参照)に基づいて選んで移動 する.移動している間も探索者は r_v の範囲で餌を探しながら移動していく.移 動している間に餌を見つけたら1に移る.距離 l_j に達した時点で発見出来な かった場合は,また新たな進行方向と新しい移動距離 l_{j+1} を選択する.
- また,移動距離を決める確率分布は以下の式に従う

$$P(l_j) \sim l_j^{-\mu}, \quad l_j > l_0,$$
 (1.1)

*l*₀は小さい距離をカットオフするためのパラメータ.このべき乗分布の傾きが1に 近いほど直線的な動きになり,3に近いほどブラウン運動的な動きとなる.

探索効率は捕まえた餌の数 N_m と歩いた距離 L_m の割合に,餌の密度を掛け合わせ たものと考える.つまり,餌がどの程度存在する場所かに応じて,どの程度歩いて どのくらいの数の餌を発見したかが指標となる.1個の餌を探し出すのに要した平 均距離の逆数 $\eta(\mu)$ は, M 回シミュレーションを試行して平均をとる.

$$\eta(\mu) = \frac{1}{M} \sum_{m=1}^{M} \frac{N_m}{L_m(\mu)}$$
(1.2)

ここで, L_m は m 番目のシミュレーションで N_m 個の餌を発見するまでに移動した 総距離を表す.また,探索者が餌を発見できる餌の2点間の平均距離を

$$\lambda = \frac{(L+1)^2}{(N_t 2r_v/s)}$$
(1.3)

と定め,餌の密度と探索効率を掛け合わせた指標 $\lambda\eta(\mu)$ を探索効率と定義する.

問題設定としては, 餌を1つ発見したならばその餌を消して別の場所に1つ餌を 再配置する方法 (destructive) と, 餌を発見しても餌の位置は変えない方法 (nondestructive) がある.

以上の方法で探索効率を図ると図 1.2 の様に餌の密度が少ない時べき指数 $\mu \approx 2$ の箇所がもっとも効率が良くなっていることがわかる.

1.2.2 マルチメッセージフェリー

マルチメッセージフェリー方法のルーティングでは,多数のメッセージフェリー を使用する.そのため,下記のような方法が提案されている[6].

方法 1. 各メッセージフェリーが単独で仕事をこなす方法 (No interaction).

方法 2. メッセージフェリー同士で探索しているノードの情報を交換し合い,協調して 仕事をこなす方法.

方法2に関しては,メッセージフェリー同士が直接出会った時に情報を交換する方法(Ferry relaying)と,他のノードを介して情報を交換する方法(Node relaying)に 分けられる.これらのどの情報交換方法でも,メッセージフェリー同士が情報を交換し合い協調して探索するため,各メッセージフェリーが単独に仕事をこなす No interaction よりも基本的に効率は高くなる[6].しかし,Ferry relayingの欠点とし て,メッセージフェリー同士が同じ時刻に同じ場所にいなければならないという同 期化の制約がある.それに対して,Node relaying の場合はノードに情報を渡し,他 のメッセージフェリーが訪れた時にその情報をノードが渡すという方法がとれるた め,非同期にメッセージフェリーは情報のやり取りが行える利点がある.そこで本 稿ではノードを介して非同期な通信が行える Node relaying に焦点を当てた.



図 1.1: 正方格子上でのレヴィ飛行

出典: M. C. Santos et al, Optimization of random searches on regular

lattices, 2005[12].



図 1.2: 正方格子上でのレヴィ飛行での探索効率.縦軸が探索効率で横軸がべき乗 分布の傾きとなっている.菱形,三角,丸のマークが順に餌の密度が高,中, 低となっている.

出典: M. C. Santos et al, Optimization of random searches on regular lattices, 2005[12].

第2章 ネットワーク構造

2.1 GMSQ ネットワーク生成アルゴリズム

GMSQ(Generalized Multi-Scale Quarted) ネットワークは以下の手順で生成される.このモデルは,自己相似な正方形分割における Multi-Scale Quarted ネットワーク[7]を長方形分割に一般化したもの[8]である.後述するように,GMSQ ネットワークのリンク長の頻度分布はべき乗分布に近似できるため,歩いた距離の頻度分布がべき乗分布の Levy 飛行と関連している.

1. 一辺の長さが Lの正方形を用意し,その四隅のそれぞれにノードを配置.

- 毎時,長方形の面の集合から1つの面を一様ランダムに選択する.ただし,LxL
 の正方格子で分割することから長方形の縦または横の一辺の長さが1の場合は
 分割不可能とし,選択から除外する.
- 3. LxLの正方格子の交点のみを分割点とし,交点を一様ランダムに選択する.
- 4. 上記の交点における縦横軸で,(2)で選ばれた面を4つの長方形にする.
- 5. 全ての長方形の縦か横の一辺の長さが1になる時が限界で,選択可能な面が無 くならない範囲で,決められたノード数Nに達するまで2~4を繰り返す.

GMSQ ネットワークは一様ランダムな確率で分割を行っているにも関わらず,図2.3 のようにノード配置が空間的に密な箇所と疎な箇所に自己組織化され,空間的に偏っ た配置となる特徴を持つ. より現実的な設定として,ノード配置の空間的偏りを人口の偏りに対応させるために,以下の手順に従った人口を用いた構成方法も考えられる.

- 1. 一辺の長さが L の正方形を用意し, その四隅のそれぞれにノードを配置.
- 毎時,長方形の面の集合から1つの面を,各面内に存在する人口に比例した確率で選択する.ただし,LxLの正方格子で分割することから長方形の縦または横の一辺の長さが1の場合は分割不可能とし,選択から除外する.また,面内に存在する人口が0の場合も,選択から除外する.
- 3. LxLの正方格子の交点のみを分割点とし,選択した面での人口重心から最も 近い交点を選択する.
- 4. 上記の交点における縦横軸で,(2)で選ばれた面を4つの長方形にする.
- 5. 全ての長方形の縦か横の一辺の長さが1になる時が限界で,選択可能な面が無 くならない範囲で,決められたノード数Nに達するまで2~4を繰り返す.

以上の手順により,図2.4のように人口に対応したノード配置を持つネットワー クが自己組織的に生成される.人口統計データに合わせて,空間さイズL = 160と した.



図 2.1: GMSQ ネットワーク



図 2.2: 関東エリアの人口データ可視化図. 色が赤の箇所ほど人口が多くなっている.



図 2.3: 一様ランダムな分割での GMSQ ネットワークの可視化図. 左上: ノード数 500, 右上: ノード数 1000, 左下: ノード数 3000, 右下: ノード数 5000.



図 2.4: 関東エリアの人口データを用いて生成した GMSQ ネットワークの可視化図. 左上:ノード数 500,右上:ノード数 1000,左下:ノード数 3000,右下:ノード数 5000.

2.2 GMSQ ネットワークのリンク長分布

人口を用いた GMSQ ネットワークのリンク長分布は, べき乗則に従うことネット ワークのノード数 N が大きくなるにつれてべき指数が大きくなることが報告されて いる [5].そこで,関東の人口データを用いて生成した GMSQ ネットワークのリン ク長分布 P(l_{ii})を調べ, べき乗分布

$$f(x) = ax^{-\mu} \tag{2.1}$$

で最小二乗法でフィッティングを行った.その結果,図2.5の様に既存研究と同じく, べき乗分布に良くフィットすることが確認できた.表2.1には最小二乗法でのフィッ ティング値で,ノード数Nが大きくなるに連れてべき指数も,既存の研究と同じく 大きくなっていることが確認できる.



図 2.5: 関東エリアの人口データを用いて生成した GMSQ ネットワークのリンク長 分布 $P(l_{ij})$.ネットワークサンプルは 100 とした.

	N = 500	N = 1000	N = 2000	N = 3000	N = 4000	N = 5000
a	1.446	2.779	3.299	3.563	3.89	3.843
μ	1.714	2.248	2.692	3.034	3.335	3.518

表 2.1: GMSQ ネットワークのリンク長分布 $P(l_{ij})$ を最小二乗法でのフィッティング した値.

2.3 正方格子上のレヴィ飛行

比較のために,正方格子上のレヴィ飛行を考える.GMSQネットワークでは周期 的境界条件はないので,正方格子でも同様に周期的境界条件なしとした.

2.4 ネットワークでのパケット発生

ネットワークのノードにテリトリーと呼ぶ担当エリアを定め,ノードは自分のテ リトリーで発生したパケットを受信し,パケットを蓄積するものとする.ノードのテ リトリーの決め方は2次元空間を LxLの正方格子に分割し,各正方形の面の中心点 から最近接のノードがその面を担当するものとした.ネットワークのノードは,自 分のテリトリー内のパケットを発生する端末をこの最近接での割り当てにより識別 できるものとする.また,人口データを使用したパケット発生では担当エリア内の 人口に応じた確率でパケット発生するものとした.また,パケットの宛先ノード*d* もノード*d*の担当エリア内の人口に応じた確率で決定する.1ステップで発生する パケットの数をパラメータ*R*として与えシミュレーションを行った.

テリトリー面積の頻度を確認したところ,図2.6のように各ノードのテリトリー面積は非常に偏りがあることがわかった.



図 2.6: GMSQ ネットワークノードのテリトリーサイズ累積頻度分布.ノードのテ リトリー面積は一様ではなく,偏りがあることがわかる.ネットワークサンプル数 は 100 とした.

第3章 経路探索アルゴリズム

本論文で議論する経路探索には複数のメッセージフェリーを利用する.GMSQ ネットワークを使用したシミュレーションでは,メッセージフェリーはネットワー ク上をランダムウォークしながら,お互いに情報を交換し,パケットの宛先ノード dを探索するものとする.ランダムウォークを用いるのは,空間的なノード配置が 偏っている為に,GMSQ ネットワーク上のリンク長分布がべき乗則に従い,をレ ヴィ飛行と対応付けが出きるためである[3].一方,正方格子でのレヴィ飛行では, メッセージフェリーは動く方向をランダムに決定し,移動するホップ数をべき乗分 布 $P(l_j) \sim l_j^{-\mu}$, $1 < \mu < 3$ で定める.また,GMSQ ネットワークと比較するために, レヴィ飛行ではメッセージフェリーの移動距離は正方格子の境界までで,制限され るものとした.

本研究では経路探索に焦点を当て,メッセージフェリーはパケットを運搬するの ではなく,ノードが作成する経路要求 REQ_{st}(s,d)をノードから受け取るものとし た.パケットの運搬については経路探索後に扱うものとした.経路要求 REQ_{st}(s,d) を運搬することにより,パケットの大きさに依存しないルーティングが実現できる と考えられる.st は要求が生成されたステップ数,s は送信ノード,d は宛先ノード を表す.

経路探索は大まかに以下のものに分けられる.

 メッセージフェリーはパケット発生しているノードsを見つけ次第、そのパケットの宛先ノードdを他のメッセージフェリーに教え合いながらノードsを 探索.

- 2. メッセージフェリーは宛先ノード dを探索する際,ノードに通過経路を残す.
- 3. 宛先ノード dを発見したならば、ノードに残っている軌跡を辿りノード s, d 間の経路が含まれたサブグラフを作成する.
- 4. 作成したサブグラフから Dijkstra 法でノード s,d 間の経路を確立する.

メッセージフェリー , ノードは複数 $REQ_{st}(s,d)$ を保持することができるものとする .

メッセージフェリーは通過したリンク *l_{ij}* をバッファに保存しながら,ネットワー ク上をランダムウォークする.また,通過経路としてメッセージフェリーの1ステッ プ前のノード情報 *fn*(*t*-1)を,各メッセージフェリーの通過ノードに渡しながら移 動を行う.これは,宛先を発見した時経路を探索するために行う.

以下, 2.1 ではメッセージフェリーの基本動作について, 2.2 ではメッセーフェリー が持つ経路要求 $REQ_{st}(s,d)$ を拡散方法する方法について, 2.3 では宛先を発見した 時の経路を確立する方法について, 2.4 では経路確立後にメッセージフェリーとノー ド上から経路要求 $REQ_{st}(s,d)$, fn(t-1)を削除する方法を述べる.

3.1 メッセージフェリーの基本動作

メッセージフェリーはネットワーク上を移動する際に, 宛先ノード *d* を発見する 確率を高めるために,図 3.1 のようなバッファを持ち,時刻順に訪問したリンク *l_{ij}* を重複が無いようにリンクを記録しながら移動する.

3.2 経路要求 $REQ_{st}(s, d)$ の拡散方法

メッセージフェリー A は自分が探している宛先ノード d を他のメッセージフェリー B に教えて,他のノード i にも宛先ノード d の探索を協力してもらう.そのために, メッセージフェリー A は通過したノード i に経路要求 $REQ_{st}(s, d)$ 渡しながら移動 を探索を行う.これを拡散と呼ぶ.

メッセージフェリーには[探索状態]経路要求を保持している状態と[フリー状態]保持としていない状態のどちらかを持つ.図3.2のように各状態によってメッ セージフェリーはそれぞれに,以下の挙動を行う.

[探索状態]:複数の経路要求 REQ_{st}(s,d)をメッセージフェリーが持ち、それぞれの宛先ノード dをネットワーク上をランダムウォークし探索する.また、各メッセージフェリーは持っていない経路要求 REQ_{st}(s,d) も同時に探索する.その際、訪れたノードにメッセージフェリーが保持している経路要求 REQ_{st}(s,d)をすべて置きながら探索を行う.

[フリー状態]:経路要求 $REQ_{st}(s,d)$ を保持しているノードをネットワーク上でランダムウォー クしながら探索する.

> 探索状態のメッセージフェリー Aが,図3.2や図3.3のようにメッセージフェ リーが経路要求 $REQ_{st}(s,d)$ をパケット発生ノード以外のノード*i*にばら撒く ことで,他のメッセージフェリー Bが経路要求 $REQ_{st}(s,d)$ を発見し易くなる ため,メッセージフェリーは持っているすべての経路要求を $REQ_{st}(s,d)$ を通 過したノード*i*に渡しながら探索を行う.

3.3 メッセージフェリーの経路確立方法

探索状態のメッセージフェリー A が宛先ノード d を発見した時, ノード s, d 間のパ ケットを届ける経路を確立することができる.その際, できるだけ少ない情報量で経 路をもとめられるよう, 探索状態のメッセージフェリーはどのノードから来たのか を表す必要最小限の情報を通過ノードに渡しながら移動を行うものとする.ノード *d*からその通過ノードを順に辿ることにより,ノード*s*,*d*間の経路を含んだサブグラ フが作成でき,そこから Dijkstra 法などで経路を計算することにより,ネットワー クの部分情報のみで経路を知ることが出来る.以下,その処理の流れを説明する.

- 1. 探索状態のメッセージフェリー A は通過したノードに,前ステップのノード $fn_A(t-1)$ を記憶させながらランダムウォークを行う. $fn_A(t-1)$ はメッセー ジフェリー A が時刻 t-1 にいるノードを表す.また,メッセージフェリー Aが前ステップのノード $fn_A(t-1)$ を読み出す際は,メッセージフェリー Aの 図 3.1 のリンクバッファから読み取るものとする.宛先ノード d を発見するま で (1) の処理を繰り返す.もし,宛先ノード d を発見したならば (2) の処理へ 移る.
- メッセージフェリー A が宛先ノード d を発見した際には,宛先ノード d から fn(t-1)をたどることにより,ノード s,d間の経路を含んだサブグラフを作 成し(3)の処理へ移る.
- 3. 作成したサブグラフから,ユーグリッド距離の意味でリンク長の和が最小となる Dijkstra 法で経路を探索する.

以上の処理により, ノード *s*, *d* 間の経路を確立することができる.パケットは経路の確立次第すぐ届けられるものとする.

次に、パケットの経路を確立する際に使用するネットワークの情報をなるべく少なくするために、経路を確立する際に辿る軌跡の情報を制限することを考えていく、 辿る軌跡情報は、宛先ノード d を探索していたメッセージフェリーのみの軌跡を辿るものとする、そのために、軌跡情報と経路要求を対応付ける必要がある、そこで、 $fn_A(t-1)$ は経路要求 $REQ_{st}(s,d)$ ごとにノードに保存されるものとする、また、経路要求 $REQ_{st}(s,d)$ の宛先ノード d を発見したメッセージフェリーがパケットの経路を確立する際には $REQ_{st}(s,d)$ の合内の要素のみをたどるものとする、以上のよ うにたどるリンクを制限することにより,経路を確立する際に使用するネットワー クの情報が制限され,ネットワークの部分情報のみでの経路探索が可能になると考 えられる.

また,経路要求 $REQ_{st}(s,d)$ ごとにノードに保存される各 $fn_A(t-1)$ は,同じメッセージフェリーかつ,同じノードから訪れて重複していた場合はノードに保存しないものとする.

3.3.1 協調的にリンクバッファを利用した宛先ノードdの探索

リンクバッファの利用方法として、リンクバッファからメッセージフェリー Aの 前ステップのノード情報 $fn_A(t-1)$ を作成するだけでなく、宛先ノード d を発見す る際に利用することを考える.もし、経路要求 $REQ_{st}(s,d)$ を持ったメッセージフェ リー A が、宛先ノード d 探索を行っている最中に、ノード i を通過したことを考え る.図 3.5 のように、メッセージフェリー A がノード i 通過後、他のメッセージフェ リー B が i に訪れ経路要求 $REQ_{st}(s,d)$ をノード i から渡された時に、メッセーフェ リー B のリンクバッファに宛先ノード d が含まれていた時に以下の処理を行う.

- (1) ノード *i*,*s* 間の経路を確立するために,図3.4の *fn_A*(*t*+1) をたどる処理をノード *d* からではなく,ノード *i* から行う.メッセージフェリー *A* が通過したノードから,ノード *i*,*d* 間の経路を含んだサブグラフが作成できる.
- (2) メッセージフェリーのバッファには訪問したリンクが時刻順となって保存されているため、メッセージフェリー Bのバッファにノードdが含まれていた場合は、ノードi,d間の経路は必ず存在する.よって、メッセージフェリーBのリンクバッファを(1)で作成したサブグラフに結合する.これにより、ノードs,d間の経路を含んだサブグラフが作成できる.
- (3) (2) で作成したサブグラフを,ユーグリッド距離の意味でリンク長の和が最小
 となる Dijkstra 法で経路を求める.

以上の処理を順に行い,複数のメッセージフェリーのリンクバッファを連結して 利用することで,ノードs,d間の経路が求まる.シミュレーションでは,リンクバッ ファをこの協調的な連携方法を用いて宛先探索に使用した場合と,使用しない場合 で比較した.

3.4 経路要求 $REQ_{st}(s,d) \ge fn_A(t-1)$ の削除

パケットを届け終わった際に,届け終わったパケットが生成した経路要求 $REQ_{st}(s,d)$ と, $REQ_{st}(s,d)$ ごとにノードに保存されている $fn_A(t-1)$ を削除しなければ,ノー ド,メッセージフェリーに情報が貯まり続けて負荷がかかる.よって,届け終わった パケットに関わるこれら2つの情報をメッセージフェリー,ノードから削除する.削 除するために,ネットワーク全てに削除情報を流す方法をとった場合,ネットワーク にかかる負荷が大きく好ましくない.よって,メッセージフェリーが通過したノード*i* に $fn_A(t-1)$ を渡した後で,次の時刻にどのノードに移動したかの情報 $fn_A(t+1)$ を ノード*i* に渡すものとした. $fn_A(t+1)$ は $fn_A(t-1)$ と同じく,経路要求 $REQ_{st}(s,d)$ ごとにノード*i* に保存される.これをノード*s* から辿ることにより,届け終わったパ ケットの宛先を探索する際に使用した情報をメッセージフェリー,ノードからすべ て削除できる.



図 3.1: メッセージフェリーのリンク履歴の保存方法.リンクの重複を避るために,それをスタックから破棄し,リンク情報を新たにスタックに追加する処理を行なう.追加するリンク情報と同じリンク情報が,スタックの任意の位置に無い場合は,FILOのスタック構造となる(左).



図 3.2: メッセージフェリーの状態による挙動の違い.点線はメッセージフェリーが 経路要求を保持しない[フリーな状態]で,経路要求 *REQ_{st}(s,d)*を探索している ことを表す.実線はメッセージフェリーが経路要求 *REQ_{st}(s,d)*を複数持ち,複数の 宛先を探索している[探索状態]を表す.また,メッセージフェリー A は保持する すべての経路要求 *REQ_{st}(s,d)*を訪れたノードに渡しながら,複数の宛先と,メッ セージフェリー A が持っていない経路要求を探索している.



図 3.3: メッセージフェリー同士での,ノードを介した経路要求 *REQ_{st}(s,d*) 交換の 時系列の図.



図 3.4: パケットの経路確立方法.1.経路要求 $REQ_{st}(s,d)$ を保持したメッセージ フェリーがノード d を発見.2.ノード d から fn(t-1) をたどり,ネットワークを 作成する.3.作成したネットワークから s,d 間の経路を Dijkstra 法で求める.



図 3.5: リンクバッファを宛先探索に使用したパケットの経路確立方法.黒色の線種 は図 3.2 と同じ意味を表している.1.経路要求 *REQ_{st}(s,d)* を保持したメッセージ フェリー *A* がノード*i* を通過.その後,宛先ノード*d* を通過してリンクバッファに *i*,*d* 間のリンクを保存したメッセージフェリー *B* がノード*i* に到着.2.ノード*i* から 図 3.4 の方法で *fn*(*t*-1) をたどり,ノード*i*,*s* の経路を含んだサブグラフ (赤線) を 作成する.3.2 で作成したサブグラフにメッセージフェリー *B* のリンクバッファを 組み合わせる.以上の処理により,ノード*s*,*d* 間の経路を含んだサブグラフ (赤線) が作成でき,そこから *s*,*d* 間の経路を Dijkstra 法で求めることにより経路が確立出 来る.
第4章 シミュレーション結果

本稿では,メッセージフェリーのリンクバッファサイズに制限をつけて,一様な 確率でパケットを発生させるシミュレーションを行い,経路探索の探索時間,保存 情報量,経路長について述べる.GMSQネットワークではノード位置に空間的偏り があるため,各ノードに一様な確率でパケットを発生しても,空間的な発生位置は 非一様になる.また,3.3.1で述べた協調動作に従ったリンクバッファを宛先探索に 使用した場合において,効率性を測るために宛先探索に使用した場合と,使用しな い場合との比較も行った.各図のバッファサイズ 0.0 が宛先探索にリンクバッファを 使用しない結果を示す.

4.1 GMSQネットワークでのシミュレーションの

1ステップの流れ

GMSQ ネットワークでのシミュレーションの1ステップの流れを以下に示す.

- Step 1: パケットを各ノードに一様ランダムまたは,人口に応じた確率 ρ で発生させる.パケットが発生したノード s は,パケットの経路要求 REQ_{st}(s,d)を作成し自身に蓄積する.
- Step 2: *m* 個の各メッセージフェリーのリンクバッファに,現在のノード*j*と前ステップのノード*i*とのリンク*l_{ij}*を重複が無いように追加する.
- Step 3: あるメッセージフェリー A が経路要求 $REQ_{st}(s,d)$ を保持する [探索状態]の 場合は,前ステップのノード情報 $fn_A(t-1)$ をノードに追加する.

- Step 4: すべてのメッセージフェリーは現在のノード j と経路要求 $REQ_{st}(s,d)$ を交換 する.
- Step 5: Step 4 で新たな経路要求 REQ_{st}(s, d) を入手したメッセージフェリーで,リンクバッファの中に宛先ノード d が存在した場合は Step 7 の処理に移る.存在しない場合は Step 6 の処理に移る.
- Step 6: 経路要求 REQ_{st}(s, d) を持つメッセージフェリーで,経路要求 REQ_{st}(s, d) の
 どれかの宛先ノード d が現在のノードならば, Step 7 の処理に移る.そうでな
 ければ, Step 8 の処理に移る.
- Step 7: 経路探索を行いパケットを運搬する.また, $fn_A(t+1)$ を宛先ノードdからた どって行き,たどった先のノード上にいるメッセージフェリーが保持する経路 要求 $REQ_{st}(s,d)$ と,たどった先のノードが保持している $REQ_{st}(s,d)$ ごとに 保存されている $fn_A(t-1)$ と $fn_A(t+1)$ を削除して Step 8 の処理に移る.
- Step 8: すべてのメッセージフェリーはネットワーク上をランダムウォークし,次のノードを選択,移動する.移動する際に,メッセージフェリーが経路要求 REQ_{st}(s,d)
 を保持していた場合は,次のノード情報 fn_A(t + 1)を現在ノード j が保有する REQ_{st}(s,d) ごとの集合に追加する.決められたステップ数に達した場合は
 終了する.達していない場合は Step 1の処理に移る.
 - 4.2 正方格子でのレヴィ飛行シミュレーションの

1ステップの流れ

正方格子でのレヴィ飛行シミュレーションの1ステップの流れを以下に示す.

- Step 1: パケットを各ノードに一様ランダムまたは,人口に応じた確率 ρ で発生させる.パケットが発生したノード s は,パケットの経路要求 REQ_{st}(s,d)を作成し自身に蓄積する.
- Step 2: m 個の各メッセージフェリーが進む方向をランダムに,ホップ数 l_{ij} をべき乗 分布 $P(l_{ij})$ で決定する.
- Step 3: Step 2 で決定した方向に 1 ホップ進む.
- Step 4: メッセージフェリーのリンクバッファに,通過したリンクを重複が無いように 追加する.
- Step 5: メッセージフェリーが経路要求 $REQ_{st}(s,d)$ を保持していた場合は,前ノード のノード情報 $fn_A(t-1)$ を通過ノードに追加する.
- Step 6: メッセージフェリーは通過ノードから経路要求 $REQ_{st}(s, d)$ を受け取る.
- Step 7: Step 6 で新たな経路要求 *REQ_{st}(s, d)* を入手した場合で,かつリンクバッファの中に宛先ノード *d* が存在した場合は Step 8 の処理に移る.存在しない場合
 Step 9 の処理に移る.
- Step 8: 経路要求 REQ_{st}(s, d) を持つメッセージフェリーで,経路要求 REQ_{st}(s, d) の
 どれかの宛先ノード d が通過ノードならば Step 9 の処理に移る.そうでなけ
 れば, Step 10 の処理に移る.
- Step 9: 経路探索を行いパケットを運搬する.また, $fn_A(t+1)$ を宛先ノードdからた どって行き,たどった先のノード上にいるメッセージフェリーが保持する経路 要求 $REQ_{st}(s,d)$ と,たどった先のノードが保持している $REQ_{st}(s,d)$ ごとの $fn_A(t-1)$ の集合と $fn_A(t+1)$ の集合を削除して Step 10 の処理に移る.
- Step 10: メッセージフェリーが経路要求 $REQ_{st}(s,d)$ を保持していた場合は,次のノー ド情報 $fn_A(t+1)$ を現在ノードの $REQ_{st}(s,d)$ ごとの集合に追加する. Step 2

で決定したステップ数に達した場合,または,格子の境界のノードにメッセー ジフェリーが辿り着いた場合はStep1に移る.達していない場合はStep3に 移る.

4.3 シミュレーション条件

シミュレーションは空間サイズ L = 160, 10,000 ステップ経過したならばシミュ レーションは終了とした.ネットワークサンプル数は 100 とした.レヴィ飛行でメッ セーフェリーが進む距離はべき乗分布に従う.よって,どこかでべき乗分布を打ち きる必要がある.シミュレーションでは空間サイズ L に 10,000 をかけた値でべき分 布を打ちきった.

人口を用いた GMSQ ネットワークと正方格子上のレヴィ飛行との比較は,2.2 章で 示した表 2.1 の傾きの値と,レヴィ飛行のべき分布のパラメータの値を比較を行った.

4.4 パケット発生ノードの発見時間

パケットの経路要求 *REQ_{st}(s,d)* が生成されてからメッセージフェリーが発見す るまでの時間をはかり,どの程度の時間が経てば発見されるのかを調べた.その際, ステップ数と,そのステップで*m* 個のメッセージフェリーが歩いたユーグリッド距 離の平均値を測定した.

その結果,図4.1,図4.2のようにメッセージフェリー数mの増加につれて,べき 乗的にパケット生成ノードを発見するまでの時間が減少した.ネットワークの探索 を高速化する手法として,一様なランダムウォークするウォーカーをk個使用する 多重ランダムウォークという手法があり,特定のネットワークでは全ノード訪問時 間(Cover Time)が1つのウォーカーよりも,k倍高速化できることが報告されてい る[9].この影響が現れたと考えられる.



(d) R=0.1, N=1000

図 4.1: 一様ランダム分割 (左図) と人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での メッセージフェリーがパケットを発見するまでのステップ数.縦軸はメッセージフェ リーがパケットが作成した $REQ_{st}(s, d)$ を見つけるまでのステップ数で, 横軸はメッ セージフェリーの数 m となっている.バッファサイズの最大値は全リンク数となっ ている. 42



(d) R=0.1, N=1000

図 4.2: 一様ランダム分割 (左図) と人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での メッセージフェリーがパケットを発見するまでに歩いた距離.縦軸は縦軸はパケッ トが作成した REQ_{st}(s,d)を見つけるまでに1つのメッセージフェリーが歩いた平 均距離.横軸はメッセージフェリーの数*m* となっている.バッファサイズの最大値 は全リンク数となっている. 43





図 4.3: 一様ランダム分割 (左図) と人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での メッセージフェリーがパケットを発見するまでのステップ数.縦軸はメッセージフェ リーがパケットが作成した REQ_{st}(s,d)を見つけるまでのステップ数で,横軸はネッ トワークのノード数 N となっている.





図 4.4: 一様ランダム分割 (左図) と人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での メッセージフェリーがパケットを発見するまでに歩いた距離.縦軸はパケットが作 成した REQ_{st}(s,d)を見つけるまでに1つのメッセージフェリーが歩いた平均距離. 横軸はネットワークのノード数 N となっている.



図 4.5: 関東エリアの人口データを用いた正方格子上でのレヴィ飛行探索 (左図) と 人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での,メッセージフェリーがパケットが 作成した *REQ_{st}(s,d)* を見つけるまでのステップ数. 横軸はべき乗分布の傾き *µ* と なっている.平均パケット発生数*R*は0.01.





図 4.6: 関東エリアの人口データを用いた正方格子上でのレヴィ飛行探索 (左図) と 人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での,パケットが作成した REQ_{st}(s,d) を 見つけるまでに1つのメッセージフェリーが歩いた平均距離.横軸はべき乗分布の 傾き *μ* となっている.平均パケット発生数 *R* は 0.01.

4.5 宛先ノード *d* の発見効率

メッセージフェリーが経路要求 REQ_{st}(s, d) を発見後から, 宛先ノード d を発見す るまでの時間と距離をはかり, どの程度の時間が経過するとメッセージフェリーは宛 先ノード d が発見できるのかを調べた.その際, 距離は最初に経路要求 REQ_{st}(s, d) を発見したメッセージフェリーが歩いた距離と, 最初に発見したメッセージフェリー がばら撒いた経路要求 REQ_{st}(s, d) を受け取り協調処理しメッセージフェリーが歩 いた平均距離をそれぞれ調べた.

その結果,メッセージフェリー数を増加するに連れて,ステップ数(図 4.7),最初 に経路要求 $REQ_{st}(s,d)$ を発見したメッセージフェリー A が歩いた距離(図 4.8),最 初に発見したメッセージフェリー A がばら撒いた経路要求 $REQ_{st}(s,d)$ を受け取り, 協調処理し探索を行ったメッセージフェリー B が歩いた距離(図 4.9) べき乗的な減 少を見せた.



(d) R=0.1, N=1000

図 4.7: 一様ランダムな分割 (左図) と人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での, メッセージフェリーが宛先ノード d を発見するまでのステップ数.横軸はフェリーの数 m となっている.バッファサイズの最大値は全リンク数となっている.



(d) R=0.1, N=1000

図 4.8: 一様ランダムな分割 (左図) と人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での, 宛先ノード d を発見するまでに最初に REQ_{st}(s, d) を発見したメッセージフェリーが歩いた距離.横軸はフェリーの数 m となっている.バッファサイズの最大値は全リンク数となっている.



(d) R=0.1, N=1000

図 4.9: 一様ランダムな分割 (左図) と人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) で の ,. 最初に $REQ_{st}(s,d)$ を発見したメッセージフェリーがばら撒いた $REQ_{st}(s,d)$ を受け取った他のメッセージフェリーが, 宛先ノード dを発見するまでに歩いた平 均距離.横軸はフェリーの数mとなっている.バッファサイズの最大値は全リンク 数となっている. 51



(c) m=20

図 4.10: 一様ランダムな分割 (左図) と人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での,メッセージフェリーが宛先ノード d を発見するまでのステップ数で,横軸はネットワークのノード数 N となっている.平均パケット発生数 R は 0.01.





図 4.11: 一様ランダムな分割 (左図) と人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での, 宛先ノード d を発見するまでに最初に REQ_{st}(s, d) を発見したメッセージフェ リーが歩いた距離. 横軸はネットワークのノード数 N となっている. 平均パケット 発生数 R は 0.01.



図 4.12: 一様ランダムな分割 (左図) と人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での,最初に REQ_{st}(s,d) を発見したメッセージフェリーがばら撒いた REQ_{st}(s,d) を受け取った他のメッセージフェリーが,宛先ノード d を発見するまでに歩いた平均距離.横軸はネットワークのノード数 N となっている.平均パケット発生数 R は 0.01.



図 4.13: 関東エリアの人口データを用いた正方格子上でのレヴィ飛行探索(左図) と人口を用いた GMSQ ネットワーク(右図)での,メッセージフェリーが経路要求 *REQ_{st}(s,d)*を見つけてから宛先ノード *d*を発見するまでのステップ数.横軸はべき 乗分布の傾き *μ* となっている.平均パケット発生数 *R* は 0.01.





図 4.14: 関東エリアの人口データを用いた正方格子上でのレヴィ飛行探索 (左図) と 人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での,宛先ノード d を発見するまでに最 初に REQ_{st}(s,d) を発見したメッセージフェリーが歩いた距離. 横軸はべき乗分布 の傾き μ となっている. 平均パケット発生数 R は 0.01.



図 4.15: 関東エリアの人口データを用いた正方格子上でのレヴィ飛行探索 (左図) と 人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での,最初に *REQ_{st}(s,d)* を発見したメッ セージフェリーがばら撒いた *REQ_{st}(s,d)* を受け取った他のメッセージフェリーが, 宛先ノード d を発見するまでに歩いた平均距離.横軸はべき乗分布の傾き *µ* となっ ている.平均パケット発生数 *R* は 0.01.

4.6 パケットの経路長

届けられたパケットの経路を調べた.その際,パケットの経路上のリンク長の和 L_sを調べると同時に,ネットワークの最短距離長Lに対してのL_sの比L_s/L_tも同 時に調べた.その結果,図4.16のようにメッセージフェリーが増加するにつれてL_s も減少する傾向が見られた.また,同じく図4.17のようにL_s/L_tもメッセージフェ リーが増加するにつれて減少傾向が見られた.次に,経路を確立する際にネット ワーク全体のどの程度の部分情報を使用して経路を確立しているかを知るために, 経路を確立する際にリンクをどの程度使用しているかを調べた.使用している部分 情報量を知ることにより,経路探索にかかる計算量,ネットワークにかかる負荷量 を知ることができる.その結果,図4.22のようにメッセージフェリーのリンクバッ ファサイズをある程度の長さに制限すると,経路確立の際に使用するリンクが,リ ンクバッファを使用しない時よりもネットワークの部分情報のみで経路が確立され ていることが確認できた.

また,メッセージフェリーのリンクバッファを宛先ノードdの探索に使用した場合,使用しない時よりもある程度L。は大きくなるが,使用しない時よりも少ない部分情報で経路確立できることが確認できた.





図 4.16: 一様ランダムな分割 (左図) と人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での, 到達したパケットの経路上のリンク長の和 L_s. 横軸はフェリーの数 m となっている. バッファサイズの最大値は全リンク数となっている.



(d) R=0.1, N=1000

図 4.17: 一様ランダムな分割 (左図) と人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での, 到達したパケットの経路上のリンク長の和 L_sと,パケットの送信ノード s と宛 先ノード d 間のネットワークの最短距離長 L_t との比.横軸はフェリーの数 m となっている.バッファサイズの最大値は全リンク数となっている.



(c) m=20

図 4.18: 一様ランダムな分割 (左図) と人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での, 到達したパケットの経路上のリンク長の和 L_s. 横軸はネットワークのノード数 N となっている. 平均パケット発生数 R は 0.01.





図 4.19: 一様ランダムな分割 (左図) と人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での, 到達したパケットの経路上のリンク長の和 L_sと,パケットの送信ノード s と宛 先ノード d 間のネットワークの最短距離長 L_t との比.横軸はネットワークのノード 数 N となっている.平均パケット発生数 R は 0.01.



図 4.20: 関東エリアの人口データを用いた正方格子上でのレヴィ飛行探索 (左図) と, 人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での, 到達したパケットの経路上のリン ク長の和 L_s. 横軸はべき乗分布の傾き *µ* となっている. 平均パケット発生数 R は 0.01.





図 4.21: 関東エリアの人口データを用いた正方格子上でのレヴィ飛行探索 (左図) と, 人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での,到達したパケットの経路上のリン ク長の和 L_s と,パケットの送信ノード s と宛先ノード d 間のネットワークの最短距 離長 L_t との比.横軸はべき乗分布の傾き μ となっている.平均パケット発生数 R は 0.01.



(d) R=0.1, N=1000

図 4.22: 一様ランダムな分割 (左図) と人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での, Dijkstra 法でパケットの経路を求める時に使用したリンクの数と, ネットワークの全リンク数との情報量の比. 横軸はフェリーの数 *m* となっている.





図 4.23: 一様ランダムな分割 (左図) と人口を用いた GMSQ ネットワーク (右図) での, Dijkstra 法でパケットの経路を求める時に使用したリンクの数とネットワークの全リンク数との情報量の比.横軸はネットワークのノード数 N となっている.平均パケット発生数 R は 0.01.





図 4.24: 関東エリアの人口データを用いた正方格子上でのレヴィ飛行探索(左図)と, 人口を用いた GMSQ ネットワーク(右図)での, Dijkstra 法でパケットの経路を求め る時に使用したリンクの数とネットワークの全リンク数との情報量の比. 横軸はべ き乗分布の傾き *µ* となっている. 平均パケット発生数 *R* は 0.01.

第5章 結論

本研究では,複数のメッセージフェリーがノードを介して非同期に情報を交換する 方法に着目して,人口分布のように偏ったノードの空間配置を持つネットワーク構 造に適した経路探索アルゴリズムを提案し,その効率性を正方格子におけるレヴィ 飛行と比較した.その際,パケット発生ノードの発見時間,パケットの宛先ノード*d* の発見時間,パケットの経路長,経路を確立する際に使用する情報量を調べた.そ の結果を以下にまとめる.

1. パケット発生ノードの発見時間

パケット発生ノードの発見時間はメッセージフェリー数を増加させること により,時間と距離双方ともにGMSQネットワークではべき乗的に減少した. また,GMSQネットワークの分割回数を増加させることにより,時間と距離 双方ともに増加した.レヴィ飛行との比較ではGMSQネットワークの分割回 数をある程度制限することにより,レヴィ飛行よりも探索距離が短くなった.

2. 宛先ノード d の発見時間

宛先ノードの発見時間 d も上記 1 のパケット発生ノードの時間と同じ傾向 を見せた.これにより,ノードを介した非同期な協調処理が上手く働いている ことが確認できたと言える.メッセージフェリー数を増加させることにより, 時間と距離の双方ともに GMSQ ネットワークではべき乗的に減少し,GMSQ ネットワークの分割回数を増加させることにより,時間と距離双方ともに増加 した.レヴィ飛行との比較では GMSQ ネットワークの分割回数をある程度制 限することにより,時間と距離ともにレヴィ飛行よりも良い傾向を示した. 3. パケットの経路長

人口を用いた GMSQ ネットワークでの,到達したパケットの経路上のリン ク長の和 L_s と,パケットの送信ノード sと宛先ノード d 間のネットワークの 最短距離長 L_t との比 L_s/L_t を調べた. L_s とネットワークの最短距離 L_t を比 較することにより,提案手法の有効性を確認した.結果,メッセージフェリー の数 m を増やすにつれて,経路の比 L_s/L_t の値も小さくなる傾向があること が確認できた.

4. 経路確立に使用する情報量

使用している部分情報量を知ることにより,経路探索にかかる計算量や,ネッ トワークにかかる負荷量を知ることができる.経路を確立する際にネットワー ク全体のどの程度の部分情報を使用しているかを知るために,経路を確立する 際にリンクをどの程度使用しているかも同時に調べた.その結果,ネットワー クの部分情報で経路確立が行われていることと,メッセージフェリーのリンク バッファサイズをある程度の長さに制限すると,経路確立の際に使用するリン クが,リンクバッファを使用しない時よりも少ない部分情報のみで経路が確立 されていることが確認できた.

本研究により,複数のメッセージフェリーが宛先をあらかじめ知らなくとも,非 同期に宛先を教え合い協調しながら宛先を探索することにより,探索時間は大幅な 減少を見せることを示すことができた.また,レヴィ飛行的な構造が埋め込まれた ネットワークを使用してメッセージフェリーが経路を決定する場合,ネットワーク の分割回数をある程度制限すればよりレヴィ飛行よりも良い傾向を示した.

参考文献

- Wenrui Zhao and Mostafa H.Ammar, Proc. of 9th IEEE Workshop on FTDCS 2003, pp.308-314, May 2003.
- [2] Wenrui Zhao, Mostafa H.Ammar and Ellen Zegura, MobiHoc'04, May 24-26, 2004, Roppoingi, Japan.
- [3] Minsu Shin, Seongik Hong and Injong Rhee, CHANTS'08, September 15, 2008.
- [4] S.H.Yook, H.Jeong and A.-L.Barabási, PNAS 99(21), 13382, 2002.
- [5] Yukio Hayashi, Proc. of the 4th International Conference on Adaptive and Self-adaptive Systems and Applications, pp.63-68, ISBN:978-1-61208-219-6, Nice, France, July 23-26 (2012).
- [6] Wenrui Zhao, Mostafa H.Ammar and Ellen Zegura, IEEE Infocom 2005, Mar, 2005.
- [7] Yukio Hayashi and Yasumasa Ono, Phys. Rev. E 82, 016108, 2010.
- [8] Yukio Hayashi, Rethinking of Communication Requests, Routing, and Navigation Hierarchy on Complex Networks -for a Biologically Inspired Efficient Search on a Geographical Space-, In "Introduction to Routing Issues," Chapter X, Arshin Rezazadeh(ed), iConcept Press, 2012.

- [9] Noga Alon, Chen Avin, Michal Koucky, Gady Kozma, Zvi Lotker and Mark R. Tuttle, Many Random Walks Are Faster Than One, SPAA '08, June 1416, 2008, Munich, Germany.
- [10] G.M.Viswanathan et al. The Physics of Foraging, Cambridge Univ. Press, 2011.
- [11] G. M. Viswanathan, S. V. Buldyrev, S. Havlin, M. G. E. daLuz, E. P. Raposo, and H. E. Stanley, Nature (London) 401, 911(1999).
- [12] M. C. Santos, G. M. Viswanathan, E. P. Raposo, and M. G. E. da Luz, PHYS-ICAL REVIEW E 72, 046143(2005).

付録A 周期的境界条件を用いた

正方格子上でのレヴィ飛行

周期的境界条件を用いた正方格子上でのレヴィ飛行のシミュレーション結果を以下に示していく.1ステップでの平均パケット発生数R = 0.01,空間サイズL = 160, 10,000ステップ経過したならばシミュレーションは終了とした.シミュレーション 結果は全て 50 平均.


(b) フェリー A の宛先ノード d 探索距離 (左),フェリー B の探索距離 (中),探索時間 (右)



(c) パケットのパスのリンク長の和 (左), ネットワークの最短距離長との 比(右)



(d) 経路確立の際に使用したリンクの数とネットワークの全リンク数との比

 \boxtimes A.1: R0.01 , N=1000 , GMSQ .



(b) フェリー A の宛先ノード d 探索距離 (左,中),探索時間(右)



(c) パケットのパスのリンク長の和 (左),ネットワークの最短距離長との
比(右)



(d) 経路確立の際に使用したリンクの数とネットワークの全リンク数との比

```
(左),フェリーが各ステップで平均的に保持している経路要求の数(右)
```

図 A.2: R0.01, Lattice の BR=0.2 は N=500 のときの BR=0.2 に合わせた数となっている.また,Lattice のパケットの発生位置は格子の全てのノード.



(b) フェリー A の宛先ノード d 探索距離 (左,中),探索時間(右)



(c) パケットのパスのリンク長の和 (左),ネットワークの最短距離長との
比(右)



(d) 経路確立の際に使用したリンクの数とネットワークの全リンク数との比

(左),フェリーが各ステップで平均的に保持している経路要求の数(右)

図 A.3: R0.01, Lattice の BR=0.2 は N=3000 のときの BR=0.2 に合わせた数となっている.また, Lattice のパケットの発生位置は格子の全てのノード.



(b) フェリー A の宛先ノード d 探索距離 (左,中), 探索時間(右)



(c) パケットのパスのリンク長の和 (左), ネットワークの最短距離長との 比(右)



(d) 経路確立の際に使用したリンクの数とネットワークの全リンク数との比

```
(左),フェリーが各ステップで平均的に保持している経路要求の数(右)
```

図 A.4: R0.01, Lattice の BR=0.2 は N=500 のときの BR=0.2 に合わせた数となっている.また,Lattice のパケットの発生位置は N=500 の GMSQ ネットワークと同じとしている.



(b) フェリー A の宛先ノード d 探索距離 (左,中), 探索時間(右)



(c) パケットのパスのリンク長の和 (左), ネットワークの最短距離長との 比(右)



(d) 経路確立の際に使用したリンクの数とネットワークの全リンク数との比
(左),フェリーが各ステップで平均的に保持している経路要求の数(右)

図 A.5: R0.01, Lattice の BR=0.2 は GMSQ が N=3000 時の BR=0.2 に合わせた数 となっている.また, Lattice のパケットの発生位置は N=500 の GMSQ ネットワー クと同じとしている.



(b) フェリー A の宛先ノード d 探索距離 (左,中), 探索時間(右)



(c) パケットのパスのリンク長の和 (左), ネットワークの最短距離長との 比(右)



(d) 経路確立の際に使用したリンクの数とネットワークの全リンク数との比

```
(左),フェリーが各ステップで平均的に保持している経路要求の数(右)
```

図 A.6: R0.01, LatticeのBR=0.2はGMSQがN=500時のBR=0.2に合わせた数と なっている.また,Latticeのパケットの発生位置はN=3000のGMSQネットワー クと同じとしている.



(b) フェリー A の宛先ノード d 探索距離 (左,中), 探索時間(右)



(c) パケットのパスのリンク長の和 (左), ネットワークの最短距離長との 比(右)



(d) 経路確立の際に使用したリンクの数とネットワークの全リンク数との比
(左),フェリーが各ステップで平均的に保持している経路要求の数(右)

図 A.7: R0.01 , Lattice の BR=0.2 は GMSQ が N=3000 時の BR=0.2 に合わせた数 となっている . また , Lattice のパケットの発生位置は N=3000 の GMSQ ネットワー

クと同じとしている.