A-018

耐故障性の高いセンサネットワーク構築のためのリレーノードの最適配置に関する研究

角野 俊太, 山田 敏規
埼玉大学 大学院理工学研究科 数理電子情報系専攻

1　導入

センサネットワークとは，複数のワイヤレスセンサが協調することによって構築されるネットワークのことである．センサネットワークは，構築の際に通常のネットワークのように固定インフラを整備する必要がないため，簡易的な通信網の確保の手段として野外危険地域などでの利用が期待されている [1]．このような利用目的から構築に用いられるワイヤレスセンサは破壊や故障が起きる可能性があるため，センサネットワークの耐故障性を評価し，要求される耐故障性を備えた設計を行うことは重要である．

ネットワークの耐故障性は，ネットワークをグラフとしてモデル化し，頂点連結度や辺連結度を求めることで評価される [2]．センサネットワークにおいては，各センサをユークリッド空間上の点集合として表し，点集合から導出される単位円グラフの頂点連結度を求めることで耐故障性の評価を行う．単位円グラフとは，ユークリッド空間上の点集合 V に対して，$UDG(V) = (V, E)$，$E = \{ (u, v) \mid u, v \in V, \|u - v\| \le 1 \}$ として定義される無向グラフである．ここで $\|u - v\|$ はベクトル $u - v$ のユークリッドノルムを表す．

センサネットワークを表すユークリッド空間上の点集合 V と正の整数 k が与えられたとき，$V \cup U$ で導出される単位円グラフが k-連結であるような要素数 $|U|$ が最小の U を求める問題はネットワーク修繕問題と呼ばれ，Bredin らによって定式化された [3]．この問題は $k = 1$ の場合でさえ NP 困難であるため [4]，いくつかの近似アルゴリズムが提案されている．しかしながら，既存の近似アルゴリズムは時間計算量が大きいなどの課題を抱えており，実用的とは言い難い．本研究では，ネットワーク修繕問題に対する高速な近似アルゴリズムを提案し，提案アルゴリズムが既存手法より優れていることを計算機実験により実証する．

2　提案アルゴリズム

提案アルゴリズムでは，単位円グラフの k-頂点連結を実現するために，最小全域木の重ね合わせを利用する．

まず，V に対して重み付き完全グラフ K を求める．各辺に割り当てられる重みは頂点 $u, v \in V$ を結ぶ辺について $\lfloor \|u - v\| \rfloor$ とし，これは 2 点 u, v を真っ直ぐに繋ぐために必要な追加センサの個数と一致する．

次に，K の最小全域木 MST を求める．全域木は 1-頂点連結であり，幾何グラフにおいてあるグラフの k-重化グラフは頂点連結度を純粋に k 倍化するため，この事実を基に近似解を生成する．

近似解 U を生成する手順を以下に述べる．まず U を空集合からはじめ，MST の各辺 (u, v) について，U に点 $u + i \cdot (v - u) \,/\, \|u - v\|$ を追加する．ここで i は，$1 \le i < \|u - v\|$ を満たす全ての整数 i について行う．これは，ネットワーク上で既存ノードに 1 の間隔を開けてリレーノードを配置することに対応する．また，u, v それぞれについて同位置に $k - 1$ 個の点を追加する．

このように近似解 U が生成されたとき，$V \cup U$ で導出された単位円グラフは前述の理由より確かに k-頂点連結を達成する．

2.1　アルゴリズムの改良

アルゴリズムの改良のために，重ね合わせの際に用いる基礎となるグラフを，1-頂点連結である全域木の代わりに 2 -頂点連結である巡回路とすることを考える．最小巡回路問題 (TSP) は一般に NP 困難であるが，メトリックグラフに対しては定数近似アルゴリズムが存在し，これを基礎グラフの構築に用いることにする．

2.2　アルゴリズムの時間計算量

アルゴリズムは，大きく “完全グラフ K の構築”，“基礎グラフの構築”，“点集合 U の生成” の 3 ステップに分かれる．各ステップの計算量は，K の構築には $O(n^2)$，基礎グラフの構築には，基礎グラフを最小全域木とした場合に $O(n^2)$，最小巡回路の近似解とした場合に $O(n^3)$ を要する．また，点集合の生成では，$|U|$ を求めるのに $O(n)$ を要するため，全体の計算量は $O(n^2)$ (改良版 $O(n^3)$) となる．ここで，点集合の生成ステップにおいて U そのものでなく $|U|$ を求める計算量を評価対象としているが，これは具体的な追加センサの配置 U を入力のサイズ n で抑えることが不可能だからである．

3 計算機実験

提案アルゴリズムと改良版のアルゴリズムをそれぞれ提案手法 1，提案手法 2 として実装を行い[1]，計算機実験を行った．また，性能評価のために，既存アルゴリズムとして Bredin の貪欲手法 [3] を取り上げ，同様に計算機実験を行った．入力は 1000×1000 の矩形領域上にランダムに点を配置したものとし，$n = |V|$ と頂点連結度 k を変化させ，出力サイズ $|U|$ を評価値とした．この実験を各パラメータにつき 50 ケース行い，評価値と実行時間の平均を求めたものを図 1,2 と表 1,2 に示す．

なお実験は，CPU：Intel Core i3 540 3.07GHz， メモリ：3.7 GiB， OS：Ubuntu 12.04 32-bit， コンパイラ：g++ 4.6.3 の下で行った．

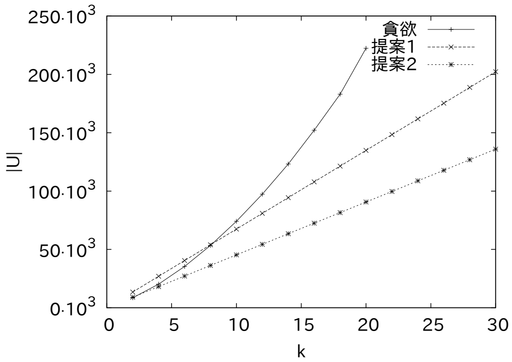

図 1: n=100 で k を変化させた場合の出力サイズ

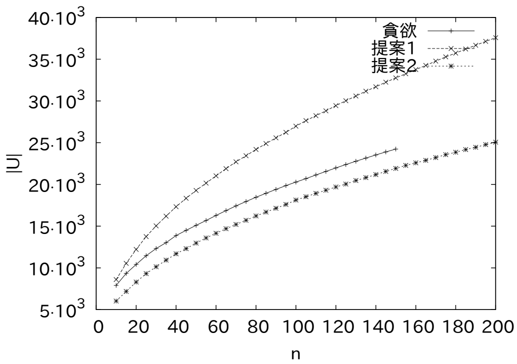

図 2: k=4 で n を変化させた場合の出力サイズ

3.1 実験結果の考察

提案手法 2 と貪欲手法を比較すると， $n = 100$ の場合， $k = 4$ の場合それぞれにおいて，提案手法 2 の方が常に良い結果を出力していることが分かる．また，実行時間については貪欲手法は n および k に依存して大きく増加している一方，提案手法では $n = 5000$ の場合でも実時間内に完了することが分かる．特に，提案手法の実行時間は k に依存せず，大きな k に対しても高速に解を出力する．

[1]提案手法 2 の実装の中で，最小重み完全マッチングを求める際に [5] を用いた．

表 1: n=100 で k を変化させた場合の実行時間 (sec)

k	貪欲手法	提案手法 1	提案手法 2
2	15.02	0.0024	0.0338
4	58.72	0.0023	0.0428
6	145.37	0.0026	0.0444
14	1008.44	0.0022	0.0414

表 2: k=4 で n を変化させた場合の実行時間 (sec)

n	貪欲手法	提案手法 1	提案手法 2
10	0.01	0.0017	0.0225
30	0.50	0.0020	0.0365
50	3.14	0.0020	0.0354
150	567.98	0.0028	0.0454
5000		0.8831	9.9384

参考文献

[1] P. Corke, S. Hrabar, R. Peterson, D. Rus, S. Saripalli, and G. Sukhatme: Autonomous deployment of a sensor network using an unmanned aerial vehicle, in *Proc. 2004 Int. Conf. Robot.Autom.*, New Orleans, LA, 2004, pp.3602–3608.

[2] M. Bahramgiri, M. T. Hajiaghayi, and V. S. Mirrokni: Fault-tolerant and 3-dimensional distributed topology control algorithms in wireless multi-hop networks, *Wireless Netw.*, vol. 12, no. 2, pp. 179–188, 2006.

[3] J. L. Bredin, E. D. Demaine, M. T. Hajiaghayi, and D. Rus: Seploying Sensor Networks With Guaranteed Fault Tolerance, IEEE/ACM Transactions on Networking, vol.18, no.1, pp.216–228, 2010.

[4] G. H. Lin and G. Xue: Steiner tree problem with minimum number of Steiner points and bounded edge-length, inf.Process.Lett, vol.69, no.2, pp.53–57, 1999.

[5] Vladimir Kolmogorov. ”Blossom V: A new implementation of a minimum cost perfect matching algorithm.” In Mathematical Programming Computation (MPC), July 2009, 1(1):43-67.