

粘菌ネットワークを用いた時間枠制約付き巡回セールスマン問題の解法 True Slime Mold Network for Traveling Salesman Problem with Time Windows

加藤 由人
KATO, Yuto

概要: 近年、粘菌と呼ばれる森の土の中などに存在する単細胞生物が注目されている。粘菌が採餌行動の際に自身の体で構築するネットワークは、しばしば複数の餌場の最短経路を示すことが知られている。粘菌の採餌行動を基に中垣らにより提案された粘菌数理モデルは、さまざまな問題への適用が期待されており、巡回セールスマン問題への適用手法が榎原らにより提案された。本研究では、粘菌数理モデルのさらなる適用可能性を示すことを目的として、粘菌数理モデルを巡回セールスマン問題の中でもより制約の厳しい時間枠制約付きの問題に対応させる。適用事例として北海道のすべての道の駅を営業時間内に最短日数で訪問する場合を取り上げる。

Summary: Recently, true slime mold, a monad that lives in woods, has attracted a great deal of public attention. The slime's body in its gulping behavior shows the shortest route between the 2 food places. From this activity, a mathematical model was proposed by Nakagaki et al. it is expected for applying various problems. Ebara et al. proposed a solving method for Traveling Salesman Problem (TSP) using this model. This study's purpose is to show more this model's possibility, I propose a solving method for Traveling Salesman Problem with Time Windows (TSP-TW) using the model. This study's data is "Collecting series of stamps at Michi-no-Eki (roadside rest area) in Hokkaido".

キーワード: 粘菌・ネットワーク・時間枠制約付き巡回セールスマン問題
Keywords: True Slime Mold, Network, Traveling Salesman Problem with Time Windows

1. はじめに

近年、粘菌と呼ばれる森の土の中などに生存する単細胞生物の行動原理が注目されている。粘菌は採餌行動の際に自身の体で栄養を運ぶ管のネットワークを構築する。ネットワークはしばしば複数の餌場の最短経路を示すことが知られている。粘菌の採餌行動を元に中垣らにより提案された粘菌数理モデル[1]は、さまざまな問題への適用が期待されており、巡回セールスマン問題(Traveling Salesman Problem; TSP)への適用手法が榎原らにより提案された[2]。TSP を実際の応用事例に適用する際には、さまざまな制約条件を考慮する必要がある。中でも、物流事業などの業務特性を考慮する場合、時間的要素は必要不可欠である。本研究では、粘菌数理モデルのさらなる適用可能性を示すことを目的として、粘菌数理モデルをTSP の中でもより制約の厳しい時間枠制約付き巡回セールスマン問題(Traveling Salesman Problem with Time Windows; TSP-TW)に対応させる手法を提案する。提案手法では、榎原らの適用手法に加えて、時間枠の重みを粘菌数理モデルに反映させることにより、TSP-TW に対応可能なネットワークを構築させ、巡回路を求める。北海道の「道の駅」スタンプラリー企画を対象問題として取り上げ、評価実験により提案手法の有用性を検証する。

2. 巡回セールスマン問題

TSP とは、 N 個の都市を一度ずつ訪問して出発地に戻る巡回路の中で、総移動コストが最小となるようなものを求める組み合わせ最適化問題である[3]。 N 個の都市の集合を $V = \{1, \dots, N\}$ 、都市 i と都市 j の間の移動コストを C_{ij} とすると、目的関数は式(2.1)で表される。ただし、 $x(k)$ は k 番目に訪問する都市を表す。

$$\min \left(\sum_{k=1}^{N-1} C_{x(k)x(k+1)} + C_{x(N)x(1)} \right) \quad (2.1)$$

N 個の都市を巡回する TSP の解候補数は $(N-1)!$ で表される。都市数の増加に伴い、解候補数が指数関数的に増大するため、全探索により最適解を有限時間内に求めることは極めて困難である。そのため、長時間の探索により最適解を求めるよりも、最適解に充分近い準最適解を短時間で求めるほうが実用的であると考えられており、短時間で準最適解を求めるメタヒューリスティクスと呼ばれる手法が注目されている。

2-1. 時間枠制約付き巡回セールスマン問題

TSP-TW は、各都市に対して訪問可能な時間帯が設定されている TSP である。各都市にはそれぞれ異なる時間枠制約が設定されており、時間枠外の訪問はできないと

本研究内容は、情報処理学会第 77 回全国大会において発表する予定である。

いう制約条件が加わっている。

2-2. 北海道「道の駅」スタンプラリー

道の駅とは、国土交通省に登録された一般道路上の休憩施設である。2015年1月現在、北海道には114ヶ所の道の駅が登録されており、各道の駅に設置されたスタンプを押印し、スタンプの数に応じて賞品などが与えられるスタンプラリー企画が開催されている。北海道は都市が広域に分散している広域分散型の地域社会を形成しており、都市間距離が全国の1.5~2.0倍であることから、すべての道の駅を訪問することを考える場合、総移動コストが訪問順に大きく依存する。

3. 粘菌ネットワーク

3-1. 粘菌の迷路解き

粘菌とは、森の土の中などに生存する単細胞生物である。粘菌の体には栄養が流れる複雑な管のネットワークが構築されている。2000年、粘菌が迷路の最短経路を表すことが実験で示された。粘菌を迷路全体に置き、餌を2ヶ所に設置すると、粘菌は体の形を変化させながら餌場に向かって移動し始める。迷路の行き止まりの経路に伸びていた体を縮め、縮めた分の体で餌場に伸びていき、2ヶ所の餌場をつなぐ各経路に太い管を形成する。各経路のうち、遠回りの経路の管は次第にやせ細り、消滅する。最後に残る経路は、しばしば迷路の最短経路であることが確認された。空腹を満たすという欲求と一つの個体として分裂したくないという欲求の2つを満たそうとした結果、最短経路に管を残したと考えられている。

3-2. 粘菌数理モデル

中垣らは、3-1節で述べた粘菌の挙動を数理モデルとして再現した[1]。数理モデルでは、粘菌の体をグラフで表現する。グラフのエッジは粘菌の管、ノードは管のつなぎ目である。餌場所であるノードを N_1, N_2 として、その他のノードを N_3, N_4, N_5, \dots と表し、 N_i と N_j を結ぶエッジを M_{ij} と表す。 N_i と N_j の圧力をそれぞれ p_i, p_j であるとすると、長さが L_{ij} 、半径が r_{ij} であるエッジ M_{ij} の単位時間あたりの餌の流量 Q_{ij} は式(3.1)で表される。

$$Q_{ij} = \frac{\pi r^4 (p_i - p_j)}{8\eta L_{ij}} = \frac{D_{ij}}{L_{ij}} (p_i - p_j) \quad (3.1)$$

D_{ij} はコンダクティビティ、すなわち流れやすさであり、式(3.2)で表される。 η は流体の粘性率である。

$$D_{ij} = \frac{\pi r^4}{8\eta} \quad (3.2)$$

ネットワーク全体の餌の流量は一定であることから、各ノード N において式(3.3)が成り立つ。ただし、 Q_0 はネットワークにおける餌の全流量を表す。

$$\sum_j Q_{ij} = \begin{cases} +Q_0 & (i = 1) \\ -Q_0 & (i = 2) \\ 0 & (\text{otherwise}) \end{cases} \quad (3.3)$$

流量に依存したコンダクティビティの変化量をコンダクティビティ・ダイナミクスと呼び、式(3.4)で表す。

$$\frac{dD_{ij}}{dt} = f(|Q_{ij}|) - D_{ij} \quad (3.4)$$

$$f(Q_{ij}) = \frac{|Q_{ij}|^{\gamma}}{1 + |Q_{ij}|^{\gamma}} \quad (3.5)$$

3-3. TSPへの適用手法

粘菌ネットワークをTSPへ適用する手法が榎原らにより提案された[3]。適用手法の概略を以下に示す。

- Step1. メッシュの作成
- Step2. コンダクティビティの初期化
- Step3. ネットワークの構築
- Step4. 巡回路の作成
- Step5. Step2~Step4の反復
- Step6. 局所探索法による解の改善

まず、粘菌の初期状態として三角形分割を用いてメッシュを作成する。三角形分割の手法には、ドロネー三角形分割を用いる。次に、粘菌ネットワークを構築するために各エッジのコンダクティビティ D_{ij} の初期値を次のように設定する。

奇数回目

1回目は、すべてのエッジに対してコンダクティビティを1と与える。以降はその時点での最良解と前回の探索で求めた解に共通するエッジ M_{ij} に通常よりも大きな値 $d(d > 1)$ を与える。

偶数回目

前回の探索で求めた解に含まれるエッジ M_{ij} に通常よりも大きな値 $d(d > 1)$ を与える。

初期化後、三角形分割を行ったグラフ G および、初期化で決定された各エッジの D_{ij} を元に、粘菌ネットワークを次のように構築する。

奇数回目

ノード間距離が一定以上であり直接接続されていないノードをランダムに4点選択して、流入点および流出点としてそれぞれ2点ランダムに割り振る。

偶数回目

前回の探索により求めた解に含まれるエッジから、グラフ G に含まれないエッジを取り除いたグラフ G' を作成する。グラフ G' において、接続エッジ数が1以下のノード集合 V' を求める。 V' に含まれるノードにのみ餌を設置してネットワークを構築する。

構築されたネットワーク N における各エッジの D_{ij} を元に次の要領で巡回路を作成する。

Step1. D_{ij} の小さなエッジを除去

ネットワーク N で使用されているエッジ M_{ij} を D_{ij} の昇順に並べた集合 E_1 を求め、 E_1 を D_{ij} の小さいものから順にエッジ M_{ij} を除去する。各ノードにおける接続エッジ数が1以下にならないようにする。 E_1 に除去対象のエッジがなくなれば処理を終了する。

Step2. D_{ij} の大きなエッジを接続

エッジ M_{ij} を D_{ij} の降順に並べた集合 E_2 を求める。 E_2

を D_{ij} の大きなものから順にエッジ M_{ij} を接続する。エッジ M_{ij} を接続することにより閉路ができる場合、接続しない。

Step3. 残りのノードを接続

接続エッジ数が1以下のノード間をつなぐエッジを距離の昇順に並べた集合 E_3 を求め、 E_3 に含まれるエッジ M_{ij} を距離の短い順に閉路をつくらないように接続する。最後に経路の両端をつなぎ巡回路を得る。

巡回路作成の際、残りのノード同士を強制的に接続したことにより、他のエッジと交差した非常に長いエッジが発生し解品質が悪化したため、一定回数 2-opt 法による局所探索を行い、解を改善する。

4. 時間枠制約付き問題への適用

提案手法では、榎原らにより提案された TSP への適用手法[3]に変更を加え、ネットワークを構築する際に時間枠制約の重みをエッジのコンダクティビティに付与することにより、時間枠制約付きの問題に対応させる。

4-1. 提案手法の概略

提案手法の概略を以下に示す。

- Step1. メッシュの作成
- Step2. ノード選定
- Step3. 時間枠制約の重みを付与したコンダクティビティの初期化
- Step4. ネットワークの構築
- Step5. 巡回路の作成
- Step6. Step2.~Step5.を未訪問地点集合 W が $W = \phi$ となるまで繰り返す

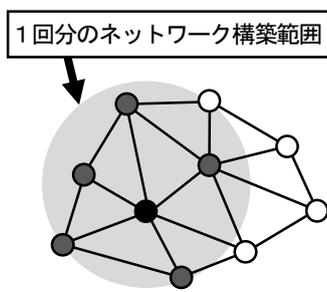


図 4.1 ノード選定

まず、ネットワークを構築する前処理として、出発地から当日中に訪問可能なノードのみを選定して、ネットワークの構築範囲を決定する。図 4.1 のように未訪問地点集合 W から、式(4.1)を満たすノード集合 W' を求める。ただし、 C_{da} は出発地 d と目的地 a 間の移動コスト、 l_a は目的地 a の時間枠終了時刻、 t は出発時刻である。

$$t + C_{da} \leq l_a \quad (4.1)$$

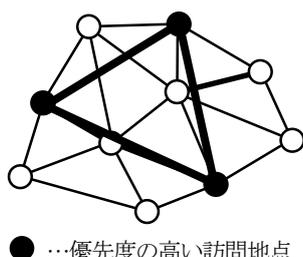


図 4.2 時間枠の重み付与

次に、ネットワーク構築のために各エッジのコンダクティビティ D_{ij} を設定する。図 4.2 のように優先的に訪問すべきノード同士が強固に接続されるように、集合 W' のノード N_i を時間枠終了時刻 l_i の早い順に並べた集合 W'' を求め、 W'' を結ぶエッジ M_{ij} に l_i の早い

順に通常より大きなコンダクティビティ値 $d(d > 1)$ を与える。初期化後、3-4節で述べた手法と同様に、粘菌数理モデルによりネットワークを構築する。餌の流入点と流出点はランダムにノードを選択してそれぞれ2点ずつ、計4点決定する。最後に、構築したネットワークにおける各エッジの D_{ij} から巡回路を作成する。巡回路の作成方法には3-4節で述べた手法を用いる。

4-2. 北海道「道の駅」スタンプラリー問題への適用

北海道「道の駅」スタンプラリー企画を対象問題とする場合、北海道道路情報総合案内 Web サイト[4]より取得した地点間移動コストデータを元にメッシュを作成して、粘菌ネットワークの初期状態とする。道の駅 i と道の駅 j を結ぶ実際の経路をエッジ M_{ij} と定義する。ただし、道の駅 i と道の駅 j を結ぶ実際の経路上に道の駅 i 、道の駅 j 以外の道の駅が1つ以上存在する場合、 M_{ij} を定義しない。

5. 評価実験

提案手法の有用性を検証するため、評価実験を行った。

5-1. 実験方法

北海道の「道の駅」スタンプラリー企画を取り上げ、総移動コストが最小となるような訪問順を求める。提案手法および遺伝的アルゴリズム(Genetic Algorithm; GA)を用いた手法による探索をそれぞれ10回ずつ行い、結果を比較する。GAとは、生物の進化の過程を模倣した探索アルゴリズムであり、代表的なメタヒューリスティクス手法の一つとして知られている。

本実験において、移動コストは所要時間(分)、各道の駅における滞在時間は30分、出発地および到着地は道の駅「三笠」とする。なお、地点間移動コストおよび時間枠制約データは北海道道路情報総合案内 Web サイト[4]より取得した。また、本実験に使用した計算機のスペックは表 5.2 の通りである。

表 5.1 GA を用いた手法の各条件

| 条件 | 値 | 条件 | 値 |
|-------|---------|--------|-------|
| 染色体表現 | パス表現 | 世代交代数 | 3,000 |
| 選択方法 | ランキング選択 | 集団の個体数 | 2,000 |
| 交叉方法 | 部分写像交叉 | 突然変異確率 | 0.01 |
| 突然変異 | 転座 | | |

表 5.2 評価実験に用いた計算機のスペック

| OS | プロセッサ | メモリ |
|------------------------|--------------------------------|---------|
| Windows 7 Professional | Intel(R) Core(TM) i5-3320M CPU | 4.00 GB |

5-2. 実験結果

表 5.4 に実験結果を示す。提案手法と GA を用いた手法のそれぞれの結果を比較すると、最良解は 4,595(分)、平均で 6,892(分)提案手法が劣る結果となった。一方、処理時間は提案手法では約 2 秒、GA を用いた手法では約 28 秒であり、提案手法の方が平均で約 26 秒速く解を導出できた。

表 5.4 実験結果

| | 最良解 (分) | 平均値 (分) | 標準偏差 | 処理時間 (秒) |
|------|------------|------------|-------|-------------|
| 提案手法 | 26,911 | 22,316 | 2,296 | 2.365 |
| GA | 30,227 | 23,335 | 1,038 | 28.422 |

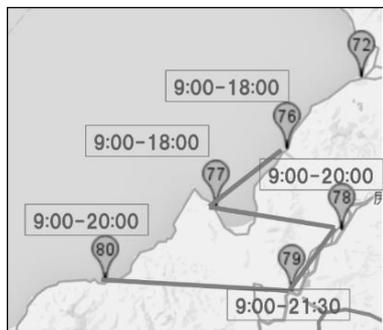


図 5.1 提案手法により求めたルートの一部

図 5.1 は、提案手法により求めた解が示すルートの一部を地図上に表したものである。地図上の番号は地点番号、四角枠内の時間はそれぞれの地点の時間枠制約を表している。図 5.1 が示す経路は以下の経路 A で表される。

()内はそれぞれの経路の総移動コストである。

- ・経路 A 76 → 77 → 78 → 79 → 80 (124)
- ・経路 B 76 → 78 → 79 → 77 → 80 (112)

地点 76 から次の地点に移動するとき、地点 77 に移動する経路 A より地点 78 に移動する経路 B の方が総移動コストは低いが、提案手法により導出された解は経路 A を示している。営業終了時刻が早く、優先的に訪問すべき地点 77 を先に訪問することを表しており、時間枠制約の重みを管のコンダクティビティに反映した手法が有効であることを確認できる。しかし、優先的に訪問すべきノード同士を強固に接続したことにより、残りのノードを接続した際に非効率的な巡回路が生成される場合が確認された。

5-3. 現実問題への活用方法の検討

評価実験の結果、解品質は GA を用いた手法と比べ提案手法が劣る結果となった。しかし、提案手法では GA を用いた手法と比べ処理時間が大幅に短く、高速に解を導出できることを確認した。提案手法での解導出にかかる時間は約 2.3 秒であり、当該時間は GA を用いた手法による解探索において、おおよそ 300 世代目にあたる。当該時間におけるそれぞれの解の評価値を比較すると、提案手法が GA を用いた手法より評価値が良いことが確認でき、早期に解を導出できていることがわかる。以上の特徴から、提案手法における高速な解導出と GA を用いた手法における高品質な解導出を活かした現実問題への活用方法を検討する。GA を用いた手法では通常、初期集団はランダムに生成して探索を開始する。通常生成する GA の初期集団の中の個体の一部を、提案手法による導出解に置き換えて、GA により解を探索する。

本手法の有用性を評価するため、5-1 節における評価実験と同問題である北海道の「道の駅」スタンプラリー企画を取り上げ、現実問題への活用手法による探索を

10 回行う。GA の初期集団で置き換える個体の数は 3 とする。なお、実験条件は 5-1 節における評価実験と同条件である。

実験結果を表 5.5 に示す。GA のみを用いた手法に比べ、現実問題への活用手法では最良解で 908(分)、平均して 88(分)解品質が向上しており、GA の初期集団の一部を提案手法での導出解に置き換える手法が有効であったと考えられる。

表 5.5 現実問題への活用手法の評価実験結果

| | 最良解 (分) | 平均値 (分) | 標準偏差 | 処理時間 (秒) |
|----------|------------|------------|------|-------------|
| 提案手法 +GA | 21,408 | 23,246 | 998 | 35.519 |

6. おわりに

本研究では、粘菌ネットワークの TSP への適用手法に加え、時間枠制約の重みをエッジのコンダクティビティに反映させることにより、TSP-TW に対応させる手法を提案した。評価実験の結果、提案手法により得られたルートにおいて、時間枠制約が厳しく優先的に訪問すべき地点に先に訪問する箇所があり、時間枠制約の重み付け手法が部分的に有効であることを確認した。しかし、優先的に訪問すべきノード同士を強固に接続したことにより、残りのノードを接続したときに非効率的な巡回路が生成され、解品質が悪化した。解品質の悪化を防ぐために、時間枠制約の重み付けの表現手法の改善を検討する必要があると考える。提案手法による解品質は、最良解で 26,911(分)、平均で 30,227(分)であり、GA を用いた手法に比べて平均して 6,892(分)劣る結果となったが、GA を用いた手法と比べて大幅に高速な解導出が可能であることから、解の品質よりも処理の高速さが求められる問題に対しては適用可能性があると考えられる。提案手法と GA を用いた手法のそれぞれの特徴を考慮し、GA の初期集団の一部を提案手法での導出解に置き換える手法を検討した。GA のみを用いた手法よりも平均で 88(分)、最良解で 908(分)解品質が向上したことから、提案手法の高速さと GA を用いた手法の解品質の高さが有効に働き、現実問題への活用手法として有用であったと考えられる。

参考文献

- [1] Tero, A., Kobayashi, R. and Nakagaki, T.: Mathematical model for adaptive transport network in path finding by true slime mold, J. Theor. Biol., Vol.244, pp. 553-564 (2007)
- [2] 榎原博之, 田中裕也, 石川琢士: 粘菌ネットワークを用いた巡回セールスマン問題の解法, 情報処理学会研究報告, Vol.2011-MPS-83, No.10 (2011)
- [3] 山本芳嗣, 久保幹雄: 巡回セールスマン問題への招待, 朝倉書店 (1997)
- [4] “北海道道路情報総合案内サイト北の道ナビ”, <http://northern-road.jp/navi/>, (参照 2014-11-22)