

排出量の不確実性に基づくごみ収集経路の動的設定

Adaptive Routing in Refuse Collection Based on Uncertain Amount of Refuse

山本幸祐

Kosuke YAMAMOTO

渡邊豊英

Toyohide WATANABE

名古屋大学大学院情報科学研究科

Graduate School of Information Science, Nagoya University

In this paper, we propose an adaptive vehicle routing algorithm for the refuse collection. The refuse collection is able to be represented as the application of the Capacitated Arc Routing Problem (CARP). Although several studies have been on the solution of CARP, there has been no study that considers the important factor of the refuse collection, namely, the uncertainty of the amount of refuses on each collection point. Our algorithm can deal with gaps between the predicted amount and the actual amount of refuses by dynamic reconstruction of routes. In our algorithm, cycles in routes are reassigned dynamically. By using the algorithm, flexible rerouting of vehicles is possible with small increase of the total traveling cost.

1. はじめに

近年、ごみの排出量の増加、種類の多様化に伴う収集コストの増大が問題となっている。ごみ収集を応用のひとつとする組み合わせ最適化問題として、容量制約付きアーク巡回問題 (Capacitated Arc Routing Problem: CARP)[Golden 81] がある。CARP は、車両配送問題 (Vehicle Routing Problem: VRP)[Ralphs 03] の特殊な場合と考える事ができるが、グラフネットワーク中の各枝にデマンドが設定される、各車両が容量制約を持つ、という2点から、各戸収集のごみ収集問題に類似した問題であると言える。さらに、有向グラフ、あるいは混合グラフを入力としたとき、特に一方通行の多い住宅街などのごみ収集問題を表現する事が可能である。

ごみ収集問題におけるもう一つの重要な特徴として、排出量の不確実性が挙げられる。すなわち、ごみの排出量は毎日に異なり、各道路に実際に排出されているごみの量を予め正確に知る事は不可能である。従って、より現実世界に忠実なごみ収集問題に取り組むためには、確率的に設定されるデマンドに対応する解法が必要となる。

CARP は、正のデマンドを持つ全ての枝をいずれかの車両が訪れるように、複数車両による分担経路を構築する問題である。ただし、各車両が担当する経路中の総デマンドは車両の容量以下でなければならないという制約を持つ。

CARP の解法についていくつもの研究がなされてきた。特に有向グラフまたは混合グラフを扱ったもので近年では、Lacomme らが、有向グラフを入力とする CARP に進化的アルゴリズムを適用する解法を提案した [Lacomme 04]。Mourão らは、混合グラフを入力とした CARP に取り組み、グラフ中からサイクルを抽出し、それらを結合する事で経路を構築するヒューリスティック解法を提案した [Mourão 05]。部分経路の結合により段階的に経路を構築するこのアプローチは、再構成の容易さという点で、他手法に比べ p-CARP への適用性が期待される。しかし、いずれも静的な値のデマンドを扱っており、それに基づく解法を提案しているため、現実世界に適用し

た場合、排出量と予測量との差異によっては、効率的な巡回が可能であるとは限らない。

そこで本稿では、より現実世界のごみ収集に類似した問題を扱うため、新しく確率的 CARP (probabilistic-CARP: p-CARP) を定義する。そして、その解法としてサイクル再割当てによる動的経路設定アルゴリズムを提案する。

2. p-CARP

p-CARP は、現実世界におけるゴミの排出量の不確実性を取り入れた CARP の拡張問題である。p-CARP では、各デマンドが確率的な値で与えられ、車両はまだ訪れていない枝についてはデマンドの平均値のみを知る事が可能である。以下、p-CARP の定義と表記について説明する。

まず、入力として混合グラフ G が与えられる (式 (1))。

$$\begin{cases} G &= (N, A \cup E) \\ N &= \{n_0, n_1, \dots, n_{L-1}\} \\ A &= \{a_{ij} | n_i \in N, n_j \in N\} \\ a_{ij} &= (d_{ij}^r, d_{ij}^p, c_{ij}^s, c_{ij}^t) \\ E &= \{e_{ij} | n_i \in N, n_j \in N\} \\ e_{ij} &= (d_{ij}^r, d_{ij}^p, c_{ij}^s, c_{ij}^t) \end{cases} \quad (1)$$

$N = \{n_0, n_1, \dots, n_{L-1}\}$ は L 個の頂点の集合、 $a_{ij} \in A$ は n_i から n_j へ向かうアーク (方向を持つリンク)、 e_{ij} は n_i と n_j を結ぶエッジ (方向を持たないリンク) を表す。グラフ G は道路ネットワークを抽象化したものであり、 N が交差点の集合、 $A \cup E$ が交差点間の道路セグメントの集合を表す。ただし、双方向に通過可能な道路セグメントのうち、その幅等の条件によって、どちらか1方向に通過すればそこでの収集活動を完了可能なものはエッジで、両方向に通過する必要があるものはお互いに逆方向の2アークで表される。頂点間が1つのアークで接続されている場合は、一方通行道路を表す。各アーク a_{ij} 若しくはエッジ e_{ij} はそれぞれ、実デマンド d_{ij}^r 、予測デマンド d_{ij}^p 、サービスコスト c_{ij}^s 、通過コスト c_{ij}^t を属性として持つ。予測デマンド d_{ij}^p はあらかじめアーク a_{ij} 若しくはエッジ e_{ij} に与えられる静的な値であるが、実デマンド d_{ij}^r は、各試行開始時に d_{ij}^p を平均値とする正規分布で設定され、同じグラフに対しても試行毎に異なる値で設定される。また、実デマ

連絡先: 山本幸祐, 渡邊豊英, 名古屋大学大学院情報科学研究科, 466-8603 愛知県名古屋市千種区不老町, Tel: 052-789-2735, Fax: 052-789-3808, Mail: {yamamoto, watanabe}@watanabe.ss.is.nagoya-u.ac.jp

ンド $d_{ij}^r > 0$ のアーク, エッジをそれぞれデマンドアーク, デマンドエッジと呼ぶ. ごみ収集に置換えて考えると, 実デマンド d_{ij}^r はある 1 収集日においてその道路セグメント上に排出された実際のごみの量を表し, 予測デマンド d_{ij}^p はその道路セグメントでの排出量の統計データに基づく予測排出量を表す. また, サービスコストはその道路セグメント上でのごみの収集コスト, 通過コストはその道路セグメントの通過に必要なコストを表す.

次に, K 台の車両 V (式 (2)) によりグラフ G の巡回が行われる.

$$\begin{cases} V = \{v_0, v_1, \dots, v_{K-1}\} \\ v_k = (d_k^l, d_k^p) \end{cases} \quad (2)$$

d_k^l, d_k^p はそれぞれ積載デマンド, 許容デマンドを表す. 許容デマンドとは, 積載デマンドを許容する目安となる値で, 車両の実際の容量よりもやや小さい値で設定される物とする. これは, 排出量の不確実性に留意し, 一定の余裕を保持するためである. 各車両 v_k は, それぞれ積載デマンド $d_k^l = 0$ の状態で, グラフ中にデポとして設定された頂点から巡回を開始する. そして, 各アーク若しくはエッジ上で収集活動を行うたびに, サービスコスト c_{ij}^s を費やし, 積載デマンド d_{ij}^l をそこでの実デマンド d_{ij}^r だけ増加させる. このとき, 対象アーク若しくはエッジの実デマンド d_{ij}^r と予測デマンド d_{ij}^p は 0 となる. ただし, $d_k^l \geq d_k^p$ となった場合, 車両 v_k は, デポを訪れ投棄コスト c^d を費やす事で積載デマンド $d_k^l = 0$ とするまで収集活動が不可能になる. ただし, $d_k^l > d_k^p$ である状態が許される為には, 1 アーク上のデマンドの考えうる最大値以上の余裕を持って許容デマンドが設定されていなければならない. また, 車両は各アーク若しくはエッジについて, その予測デマンドのみを事前に把握しており, 実デマンドについてはそこでの収集活動を終えたとき, 積載量の増加分として知ることができる. 以上のように, デポを出発し, 積載デマンド d_k^l が許容デマンド d_k^p を超えるまでグラフ G 上を巡回し, デポに戻るという一連の行動をトリップと呼ぶ. 各車両は, グラフ G 上にデマンドアークが存在しなくなるまでトリップを繰り返す.

車両 v_k が担当したトリップの集合を $T_k = \{t_0^k, t_1^k, \dots\}$, 各トリップ t_i^k の巡回コスト, すなわちそのトリップを行うために費やしたサービスコストと通過コストの総和を $total_cost(t_i^k)$ とすると, p-CARP は全トリップの総巡回コスト C^{total} (式 (3)) を最小化する巡回経路を求める問題である.

$$C^{total} = \sum_{v_k \in V} \sum_{t_i^k \in T_k} total_cost(t_i^k) \quad (3)$$

3. 動的経路設定アルゴリズム

本章では, p-CARP の解法として我々が提案する動的経路設定アルゴリズムについて述べる. p-CARP におけるデマンドの不確実性に対応するため, 提案アルゴリズムでは巡回中のトリップの再構成を行う. つまり, ある車両が現在進行中のトリップにおいて, 実デマンドと予測デマンドの間に大きな差異が見られた場合, 他トリップとの間で部分経路の再割当てを行う. しかし, 巡回中の経路変更は新たに冗長な部分経路を発生させ, 巡回コストを増加させる可能性がある. そこで提案アルゴリズムでは, オイラーグラフの概念に基づき, 再割当てを行う部分経路を選択する. オイラーグラフとは, オイラー閉路, すなわち辺を重複しない閉路によって全ての辺を通る事が可能なグラフのことである. p-CARP においては, トリップ集合 $\{T_k | v_k \in V\}$ がグラフ G 中の全てのデマンドアークとデマ

ンドエッジを通り, 各トリップがそれぞれ辺を共有しないオイラー閉路で表されることが最適である. したがって, 各トリップが担当するグラフがオイラーグラフである場合, トリップの更新後もそれらのグラフがオイラーグラフのまま維持されるような更新が望ましい. ここで, オイラーグラフについて以下の定理が成り立つ.

定理 1 グラフ g はオイラーグラフである. \Leftrightarrow グラフ g の辺集合は複数のサイクルに分割可能である.

従って, オイラーグラフ間でサイクルの交換を行っても, それによってグラフの分断が起こらない限り, 各グラフはオイラーグラフのまま維持される. この定理に基づき, 提案アルゴリズムでは, トリップ間でサイクルの逐次的再割当てを行う.

3.1 全体の流れ

提案手法の全体の流れを図 1 に示す. 図 1 において, 破線

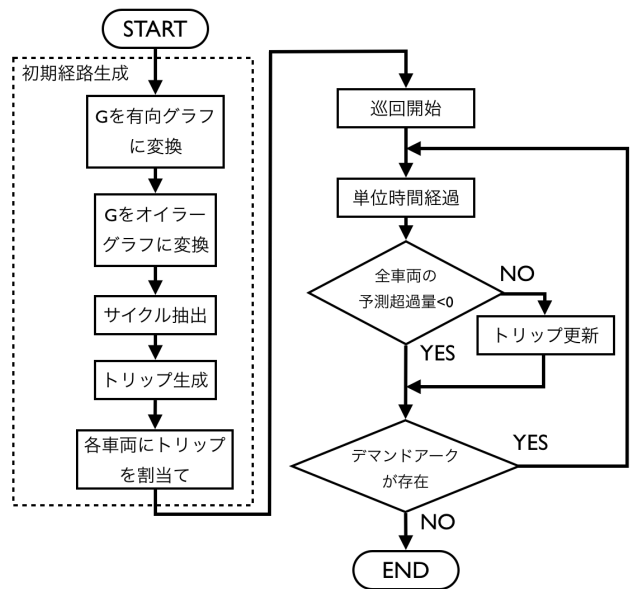


図 1: 全体の流れ

で囲まれた部分は初期経路生成ステップである. ここで予めトリップ集合を生成し, 各車両に経路として割り当てる. 初期経路生成ステップについては 3.2 節で述べる. 巡回中は, 常に各車両の“予測超過量”を監視する. 予測超過量は, その車両が現在のトリップを終了した時点での, 積載デマンドと許容デマンドの差の予測値を表す. この値が 0 より大きい車両はそのトリップの終了までに積載デマンドが許容デマンドを超えてしまう可能性が高い. したがって, 予測超過量が正の値の車両が存在する場合にトリップの更新を行う. 予測超過量とトリップの更新については 3.3 節で述べる.

3.2 初期経路生成

初期経路の生成は, 概ね Mourão らの手法 [Mourão 05] に従う. ここで, 定理 1 より, 明らかに以下の定理が成り立つ.

定理 2 グラフ g はオイラーグラフである. \Leftrightarrow グラフ g の辺集合は複数のオイラーグラフに分割可能である.

従って, 各トリップをオイラー閉路として構築する為には, 入力グラフ G をオイラーグラフに変形する必要がある. ここで, オイラーグラフについて, もう一つ以下の定理が知られている.

定理 3 グラフ g はオイラーグラフである. \Leftrightarrow グラフ g 中の全頂点について出次数と入次数が等しい

ここで、出次数とはその頂点から出るアークの数、入次数とはその頂点に向かうアークの数を表す。定理 3 に基づき、グラフ G をオイラーグラフに変形する。まず混合グラフである G を有向グラフに変形する。すなわち、各エッジの両端の頂点の出次数、入次数を調べ、それらが出来るだけ等しくなる様にエッジをアークで置換えていく。次に、有向グラフとなった G をオイラーグラフに変形する。これは、出次数と入次数が異なる頂点間に仮想的なアークを付加することで実現する。これらの仮想的なアークは、実際には重複して通過する部分経路、つまり冗長な経路を意味し、それらを付加する事による総巡回コストの増加は最低限に抑える事が望ましい。Mourão らは、入次数が出次数より大きい頂点を source、出次数が入次数より大きい頂点を sink とみなす輸送問題 (Transportation Problem: TP) を解くことでこれを実現した [Mourão 00]。

入力グラフ G をオイラーグラフに変形した後、 G からサイクルの抽出を行う。ここで、各サイクルを $cycle_c$ と表記し、 $cycle_c$ が含むアークの予測デマンドの総和を $D^p(cycle_c)$ 、サービスコストと通過コストの総和を $C(cycle_c)$ で表すとする。このとき、以下の 1, 2, 3 を繰り返す事で、グラフ G 中の全アークを包含するサイクル集合を抽出する。

1. G 中の各頂点 v_i について、 v_i から開始するサイクルの中で、 $D^p(cycle_c)$ が最小のものを選択。
2. 1. で選択されたサイクルから、 $D^p(cycle_c)$ が最大のものを選択
3. 2. で選択されたサイクルを抽出し、 G から該当サイクル中のアークを削除する。

上の操作により、平均的に小さい予測デマンドを含むサイクル集合が抽出される。これにより、1 サイクルの再割当てによる各トリップ中のデマンドの変化が小さくなり、より柔軟な経路変更が可能になる。

サイクルの抽出が終了した後、隣接サイクルの結合によりトリップの生成を行う。まず、サイクル間の隣接関係、すなわち頂点の共有関係を保存しておく。次に、保存された隣接関係に基づいて、サイクルを結合していくことで予測デマンドの総和が車両の許容デマンドを超えないようにトリップを生成していく。ここでも Mourão らの手法に習い、マッチングの実現可能解法に基づいて結合するサイクルを選択する。

最後に、各車両が出来る限り同等のコストを費やすように、つまり作業の均等化がなされるように、トリップを割り当てる。各車両は、ランダムに実行するトリップの順序を決定し、最初のトリップから順に巡回を開始する。

3.3 トリップ更新

上述した様に、巡回中は常に各車両の予測超過量が監視される。トリップ t_i^k の途中である車両 v_k の予測超過量 $EX^p(v_k, t_i^k)$ は式 (4) で計算される。

$$EX^p(v_k, t_i^k) = d_k^l + \sum_{cycle_c \in t_i^k} D^p(cycle_c) - d_k^p \quad (4)$$

式 (4) において、右辺の第 1 項、第 3 項はそれぞれ車両 v_k の積載デマンド、許容デマンドであり、第 2 項はトリップ t_i^k を完了するまでにこれから収集するデマンドの予測量である。2. 章で定義した様に、収集活動が行われたアーク a_{ij} の予測デ

マンド d_{ij}^p は 0 となり、車両の積載量は実デマンド d_{ij}^r だけ増加するので、巡回行動が進行するにつれて右辺第 1 項は増加、第 2 項は減少していく。予測超過量は、“トリップ終了時、積載量が許容量に比べてどれだけ多くなりそうか”を示す値であり、これが正の値となる車両のトリップはその時点で見直しが必要であると分かる。図 1 における“トリップ更新”の具体的な流れを図 2 に示す。まず、全車両を“更新対象リスト”に入れる。

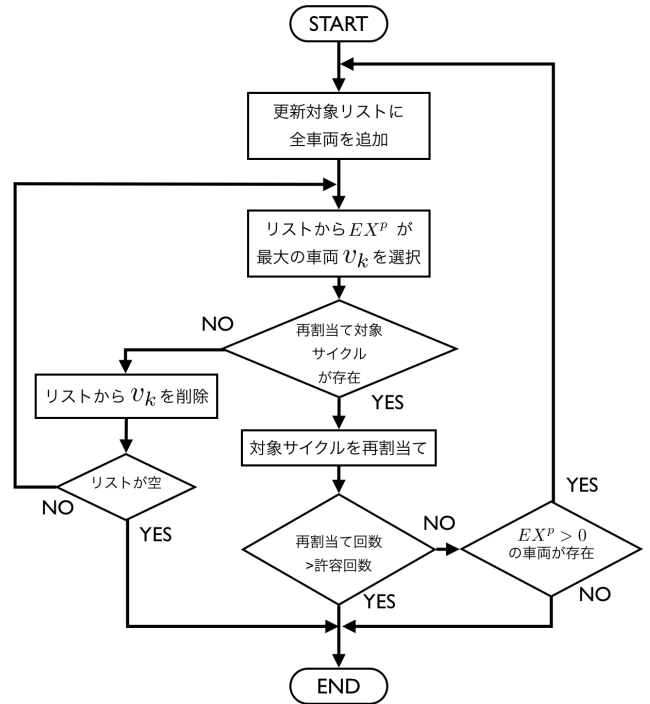


図 2: トリップ更新

次に、リスト中の車両の中で予測超過量 $EX^p(v_k, t_i^k)$ が最大となる車両 v_k 及び現在のトリップ t_i^k を選択する。そして、再割当て対象のサイクルとそのサイクルの新しい割当先となるトリップを選択する。ここで、再割当て対象サイクルは、他トリップと隣接しており、まだ車両 v_k が巡回していないサイクルでなくてはならない。さらに、そのサイクルを失う事で、トリップ t_i^k が分断されてはならない。図 3 に例を示す。破線で

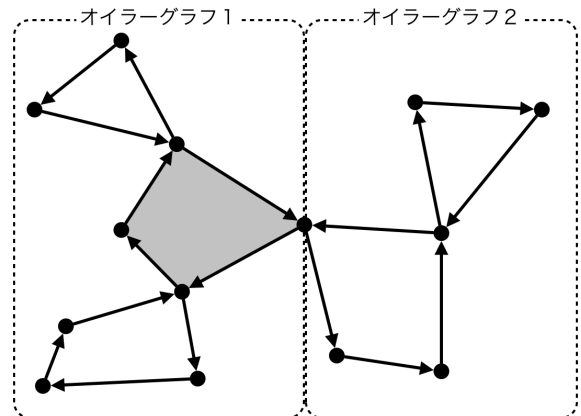


図 3: サイクル再割当て

囲まれた2つのオイラーグラフの間でサイクルの再割当てが行われる場合を考える。このとき、オイラーグラフ1に含まれる、内部に色が塗られたサイクルをオイラーグラフ2に割り当てることが考えられるが、それを行うと、オイラーグラフ1は上下2つのサイクルに分断されてしまい、オイラーグラフでなくなる。従って、このような再割当ては認められない。

こうして選択された再割当て対象のサイクルとトリップについて、再割当てを行う。対象サイクルを新しく割り当てる先のトリップとしては、再割当て対象サイクルと隣接しているトリップの中で、予測超過量が最も小さいもの、すなわち最も余裕のある車両のトリップが選択される。ただし、上記の条件を満たすサイクルが存在しない場合、この時点でその車両のトリップの更新は不可能と見なし、更新対象リストから車両 v_k を削除する。もしここで更新対象リストが空になると、トリップ更新失敗となり、アルゴリズムを終了する。サイクルの再割当てが行われると、リストが全車両を含む状態で初期化され、アルゴリズムを続行する。そして、予測超過量が0より大きい車両が存在する限りこれを繰り返す。ただし、全車両の予測超過量が0以下になる様な組み合わせが存在しない場合が考えられるので、ある許容回数を設定しておき、再割当ての回数が許容回数に到達したらトリップ更新を終了する。あくまで予測値に基づく手法なので、この時点でのトリップ更新は失敗となっても、全車両の巡回が終了するまで逐次的にアルゴリズムを適用し続ける。

4. おわりに

本稿では、CARP に現実世界におけるごみの排出量の不確実性を取り入れた拡張問題である p-CARP を定義し、その解法としてサイクル再割当てによる動的経路設定アルゴリズムを提案した。しかし、本アルゴリズムを現実世界に適用するためには、今後いくつかの概念を取り入れる必要がある。たとえば、右左折コストやUターンなどの交通における制約や、車両の現在位置を考慮に入れた経路変更の制約などである。また、排出量の不確実性への適応性について、提案手法の詳細な評価をするとともに、トリップ、サイクルの順序決定戦略の構築等、さらなるアルゴリズムの洗練を行う必要がある。

参考文献

- [Golden 81] Golden, B. L. and Wong, R. T.: Capacitated Arc Routing Problems, Networks, Vol. 11, pp. 305-315 (2003),
- [Lacomme 04] Lacomme, P., Prins, C. and Ramdane-Cherif, W.: Competitive Memetic Algorithms for Arc Routing Problems, Annals of Operations Research, Vol. 131, pp. 159-185 (2004)
- [Mourão 00] Mourão, M. C. and Almeida, M. T.: Lower-bounding and Heuristic Methods for a Refuse Collection Vehicle Routing Problem, European Journal of Operational Research, vol. 121, No.2, pp. 420 - 434 (2000),
- [Mourão 05] Mourão, M. C. and Amado, L.: Heuristic Method for a Mixed Capacitated Arc Routing Problem: A Refuse Collection Application, European Journal of Operational Research, vol. 160, No.1, pp. 139 - 153 (2005),

- [Ralphs 03] Ralphs, T. K., Kopman, L., Pulleyblank, W. R. and Trotter, L. E.: On the Capacitated Vehicle Routing Problem, Mathematical Programming, Vol. 94, No. 2, pp. 343-359 (2003),