AD調査に基づいたダイアルアライド問題に対する分枝価格法の適用

坂本　信[1]・有村　幹治[2]

[1]学生会員 室蘭工業大学 大学院工学研究科 環境創生工学系専攻（〒050-8585 室蘭市水元町27-1）
E-mail:19041032@mmm.muroran-it.ac.jp

[2]正会員 室蘭工業大学准教授 大学院工学研究科 もの創造系領域（〒050-8585 室蘭市水元町27-1）
E-mail:arimura@ mmm.muroran-it.ac.jp

現在，高齢化を伴う人口減少が進んでいる北海道の生産空間においては，自動運転技術や Mobility as a Service (MaaS)といった新しい移動技術を既存のハードインフラと組み合わせた新たな移動サービスの構築が期待されている．実際の導入に関しては，サービス提供側の制約を省みつつ、利用者側の需要を可能な限り満たすシステムと構築する必要があると考えられる．本研究では，生産空間を有している北海道の大樹町を対象に、平成 30 年 12 月に実施されたアクティビティ・ダイアリー調査(以後 AD 調査)より利用者側の潜在リクエスト数を算出し，ダイアルアライド問題を定義したうえで、厳密解法である分枝価格法を用いて最適解を得る手法を構築し、その有効性を検討した．

Key Words : *Dial a ride problem, Brunch and Price, Active Diary Survey*

1.　はじめに

農業・林業・水産業及び観光を支える場である北海道の生産空間においては，人口流出に伴う人口減少が全国に比べて早く進行している．特に圏域中心都市からの距離が離れている市町村ではその傾向が強く(**図-1**), 圏域中心都市へのアクセシビリティ改善による地域の QoL の向上が期待されている。また，そのための自動運転導入を伴う新たな移動サービスのありかたが研究されている．自動運転技術や Mobility as a Service (MaaS)といった新しい移動の概念は都市部だけではなく生産空間においても問われている．

勿論、生産空間における自動運転の導入に関しても,時間帯によって異なる住民からの乗降リクエストに応じた最適なスケジュール問題を検討する必要がある。このような Dial a ride problem(以下 DARP と呼ぶ)に関する既往研究では，解法として遺伝的アルゴリズムやシミュレーティッド・アニーリング等，局所探索（local search）やメタ戦略（メタヒューリスティクス，metaheuristics）の適用が主流となっている [2]．しかし問題の規模や構造によっては，繰り返し計算が多い近似解法を用いなくとも，厳密解を求めてしまう方が最適化に要する時間が短い場合がある．DARP を最小化問題と仮定し、それに厳密解法を適用した場合、厳密解を得ることができること、また仮に最適化計算を途中で打ち切っても、その時点での最適値の下界を知ることができる点は近似解法と比較して有利である。近年，アルゴリズムの発展と計算機の能力向上により、厳密解法が有効に働く規模が飛躍的に大きくなった。そのため組み合わせ最適化問題への厳密解法の適用は再び脚光を浴びている [3),4)]．

本研究の目的は，北海道の生産空間への自動運転車両の導入をケーススタディとして，複数車両による DARP として定式化を行い、厳密解法である分枝価格法を用いてそれを解くことにある。目的関数値は、複数車両の移動距離の総和と乗客の待ち時間，乗車時間の総和を加算した値であり、これを最小化する。自動運転の導入の検討にあたり,目的関数値の算出には実際の生産空間である大樹町の道路データを用いた．乗客のリクエストに関しては大樹町で実施した AD 調査に基づいて設定した。

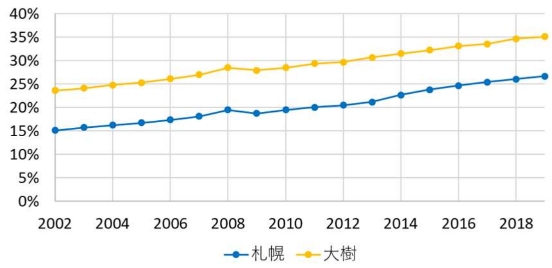

図-1全年齢に対する高齢者（65歳以上）の割合[1)]

2. Dial a ride problem

DARPとは、オンデマンドの巡回型で送迎する場合の車両別の経路、順序、利用者の時間窓等の制約条件に基づき総距離を最適化する問題であり，NP-hardクラスの問題に分類される．時間窓制約付き配車配送問題（VRPTW）[5]との異なる点は，DARP はカスタマーが乗車，そして降車を行うため，1 度に乗車できる乗車人数はルート内に最大乗車人数以上のカスタマーを含むことができるという点がある．

3. モデル（Dial a ride problem）

DARP の制約などを必要な定式化について次に示す．モデルの定式化については，Nastaran Rahman の文献[6]に基づき行った．

R：リクエストの総数

$p_r(d_r)$：リクエスト r における乗車（降車）ノード

$e_{p_r}(e_{d_r})$：r の乗車（降車）ノードにおける Time Window の始め

$l_{p_r}(l_{d_r})$：r の乗車（降車）ノードにおける Time Window の終わり

$\bar{l}_{p_r}(\bar{l}_{d_r})$：r の乗車（降車）ノード到着する予定の時間

$s_{p_r}(s_{d_r})$：r の乗車（降車）ノードにおける乗車（降車）に要する時間

q_r：r の乗車人数

c_i^w：r の乗車時間（コスト）

$x_{ij}^k \in \{0,1\}$：ビークル k がアーク(i, j)を通るとき 1，通らなければ 0（$i \neq j, i \neq o^-, j \neq o^+, i, j \in N$）

$y_r^k \in \{0,1\}$：ビークル k がリクエスト$r \in R$を乗せるとき 1，乗せなければ 0

$t_i^k \in [e_i, \bar{l}_i]$：ビークル k がノード$i \in N$において乗車（降車）を始める時間

$Q_i^k \in [0, Q]$：ビークル k がノード$i \in N$を通った後の乗車人数

$w_i^k \in [0, \bar{l}_i - l_i]$：カスタマー$i \in N \setminus \{o^+, o^-\}$がビークル k を待つ時間

$f_r^k \in [0, b_k^f]$：リクエスト r のビークル k に乗車している時間

$\mathrm{P} = \{(p_r, r): r \in R\}$：乗車

$\mathrm{D} = \{(d_r, r): r \in R\}$：降車

$\mathrm{O} = \{o^+, o^-\}$：デポ(StartDepot, EndDepot)

$\mathrm{G} = (\mathrm{N}, \mathrm{A})$：問題のネットワーク

$\mathrm{N} = \mathrm{P} \cup \mathrm{D} \cup \mathrm{O}(\mathrm{P} \cap \mathrm{D} \neq 0)$：ノード N は

全てのリクエスト r において乗車ノードと降車ノードはすべて異なる位置に存在しており，全てのビークルは Start Depot から出て End Depot に戻る．また，それぞれのビークルは共通の最大稼働可能時間$T^k = T^i$，最大乗車人数$Q^k = Q^i$を持っている．以上のパラメータを用いて定式化を行う．

$$\text{Minimize} \sum_{k \in K} \left\{ \sum_{i \in N} \sum_{j \in N} c_{ij}^k x_{ij}^k + \sum_{i \in N \setminus O} c_i^w w_i^k + \sum_{r \in R} c_i^f f_i^k \right\} \tag{1}$$

c_{ij}^k：ビークル k におけるノード$i \in N$からノード$i \in N$までの移動距離

DARP の目的関数にあたるのは式(1)で表す．移動距離c_{ij}^kの総和とカスタマーの待ち時間，乗車時間の総和をすべて足し合わせた値の最小化が目的となっている．また，制約条件については，以下に示す．

制約条件

$$\sum_{k \in K} y_r^k = 1 \quad \forall_r \in R \;, \forall_k \in K \tag{2}$$

式(2)は，ビークル k がすべてのリクエスト r を乗せるときビークル k の台数は超えない

$$y_r^k - \sum_{j \in N \setminus \{o^+\}} x_{p_r j}^k = 0 \quad \forall_r \in R \tag{3}$$

式(3)は，デポを出発するときの制約条件

$$y_r^k - \sum_{j \in N \setminus \{o^-\}} x_i^k d_r = 0 \quad \forall_r \in R \tag{4}$$

式(4)は，デポに戻るときの制約条件

$$\sum_{j \in P} x_{o^+ j}^k \leq 1 \tag{5}$$

式(5)は，ルートの始まりは，デポと設定

$$\sum_{j \in N \setminus \{o^-\}} x_{ji}^k - \sum_{j \in N \setminus \{o^+\}} x_{ij}^k = 0 \quad \forall_i \in N \setminus O \tag{6}$$

式(6)は，デポを除くビークル k のルートで乗り降りする回数は等しいことを意味している，

$$\sum_{i \in D} x_{io^-}^k \leq 1 \tag{7}$$

式(7)は，ルートの終わりは，デポと設定

$$t_i^k + s_i + t_{ij} - M_{ij}^k\left(1 - x_{ij}^k\right) \leq t_j^k$$
$$\forall_i \in N \setminus \{o^-\}, j \in N \setminus \{o^+\} \tag{8}$$

M_{ij}^kは，ノード i の予定時刻から次のノード j につく時間を表す．また，t_{ij}はノード i から次のノード j までの移動時間を表していて，バス停間の距離行列と等しい値となる．なお，距離行列の作成に関しては，Open Street Map を用いて作成した．以上より，式(8 は，デポ以外のルート上でノード i から次のノード j まで行く際を時間の観点から実行可能か確認するものとなる．

$$Q_i^k + q_i - W_{ij}^k\left(1 - x_{ij}^k\right) \leq Q_j^k$$
$$\forall_i \in N \setminus \{o^-\}, j \in N \setminus \{o^+\} \tag{9}$$

W_{ij}^kは，$\max\{Q^k, Q^k+q_i\}$で表され，ノード i での乗車人数とノード j においての乗車人数を比較して大きい方の値が取られる．式(9)も，式(8)と同様に，乗車人数の観点から，デポ以外のルート上でノード i から次のノード j まで行く際，実行可能か確認するものである．

$$t_{o^-}^k - t_{o^+}^k \le T^k \tag{10}$$

式(10)は, 1 台のビークルの総移動時間が制約である最大移動時間に収まっているか確認するものである．

$$e_{p_r} y_r^k \le t_{p_r}^k \le \bar{l}_{p_r} y_r^k \quad \forall_r \in R \tag{11}$$

$$e_{d_r} y_r^k \le t_{d_r}^k \le \bar{l}_{d_r} y_r^k \quad \forall_r \in R \tag{12}$$

式(11)，(12)は，各乗車，降車ノードにおいて Time Window を満たしているのか確認するものである．

$$w_i^k \ge t_i^k - l_i \quad \forall_i \in N \setminus O \tag{13}$$

$$0 \le w_i^k \le \bar{l}_i - l_i \quad \forall_i \in N \setminus O \tag{14}$$

式(13)，(14)は，各乗車，降車ノードにおいて待ち時間が Time Window の範囲と比較して満たしているかを判断するものである．

$$q_r y_r^k \le Q_{p_r}^k \le Q^k y_r^k \quad \forall_r \in R \tag{15}$$

$$0 \le Q_{p_r}^k \le \left(Q^k - q_{d_r}\right) y_r^k \quad \forall_r \in R \tag{16}$$

式(15)，(16)は，各乗車，降車ノードにおいて乗車人数が制約の範囲内になっているのかの判断を行う．

$$t_{d_r}^k - t_{p_r}^k - s_{p_r} \le f_r^k \quad \forall_r \in R \tag{17}$$

$$t_{p_r d_r} y_r^k \le f_r^k \le b_r^f y_r^k \quad \forall_r \in R \tag{18}$$

式(17)，(18)は，各カスタマーの乗車時間が定められた時間に収まっているかの制約となる．

4. 分枝価格法

(1) 概要

分枝価格法(Branch and Price)は（図-2），分枝限定法(Branch and Bound)と列生成法(Column Generation)を組み合わせた厳密解を求める手法であり，割り当て問題全般に広く応用されている [7]．分枝限定法における各部分問題に線形緩和問題の最適解を列生成法から導出し，得られた線形緩和問題の情報を元に，分枝限定法における分枝操作及び限定操作を実行することで，元の問題の最適解を探索する．利点は，厳密解法であるため，途中段階であっても精度の保証があることが挙げられ，欠点としては問題規模が多大になると求解に時間がかかる事が挙げられる．

(2) 列生成法（Column Generation method）

列生成法は，有望な解集合を部品として列挙し，被覆問題として定式化することで解を求めるアプローチである [8]．可能な全ての解候補を予め用意するのではなく，有望な解候補を必要に応じて作成することにより，変数や制約が多い問題に対しても効率よく厳密解を得ることが出来る [9]．

(3) 分枝限定法（Branch and Bound method）

分枝限定法は，1960 年，A.H.Land と A.G.Doig が線形計画法の手法として最初に提案した．各種最適化問題の最適化を求める汎用アルゴリズムである [10]．分枝操作と限定操作から構成される．全ての解候補を体現的に列挙するもので，最適化された量の上限と下限の概算を使って，最適でない候補はひとまとめに捨てられるという特徴を持つ．

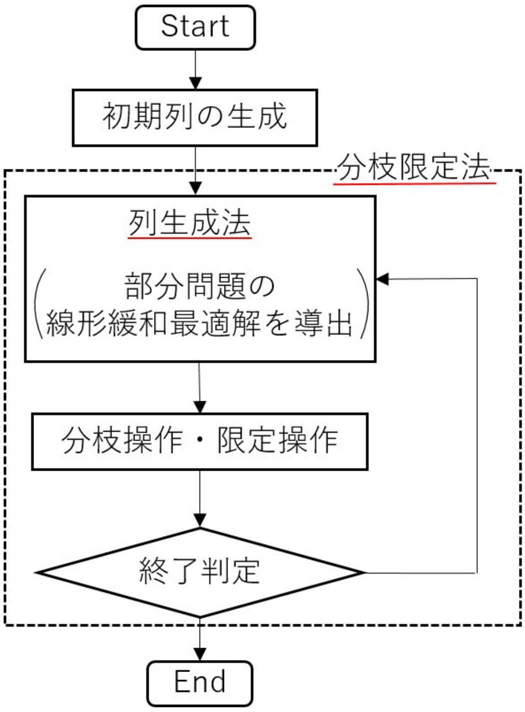

図-2 分枝価格法のフロー図

5 シミュレーション

(1) リクエスト数算出

リクエストの算出は，平成 30 年度に大樹町で行ったアクティビティ・ダイアリー調査（以後 AD 調査）と大樹町の人口統計より作成した．

AD 調査とは，1 週間すべての移動を記録してもらう調査のことで平成 30 年度に大樹町と中札内村にて行った（**表-1**）．中でも，範囲は大樹町内とし，移動手段をバスまたは他人が運転する自動車と答えた人に限定し（**図-3**），それを大樹町の実際の人口に拡大したものをリクエスト数として表した．

(2) バス停設定

バス停は大樹町すべての家から約 25m範囲に少なくとも 1 つは存在するように設定を行った．また，道路データは，オープン地理データである Open Street Map（OSM）を使用し，予め各バス停間の距離行列とし用意した．

表-1 H30 年度 AD 調査（アクティブダイアリー調査）

	回答者数	総トリップ数	期間
大樹町	150 人	5,557	1 週間
中札内村	81 人	2,745	1 週間
H30 年 12 月 10 日(月)〜12 月 16 日（日）実施			

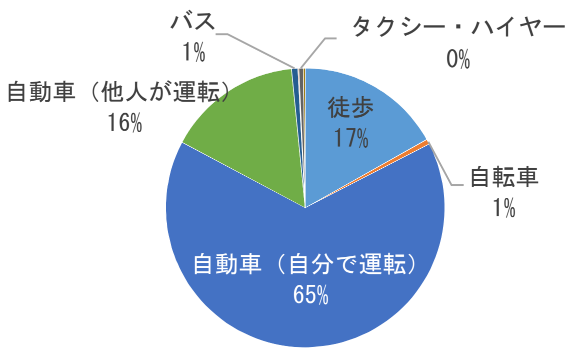

図-3 大樹町における主な移動手段（AD 調査より）

(3) 町内シミュレーション

本研究のシミュレーションでは，乗降リクエストの総数を 10 から 100 まで 10 刻みで計算した．また乗降リクエストは,各バス停からランダムに発生するものおつぃた．車両台数はリクエスト数の半分の台数で行うものとし，解析時間は現実的な時間を考慮し 12 時間で解析を打ち止めとした．シミュレーションの条件を以下で示す（表-2）．一方，利用者の時間制約については最大乗車時間を 30 分に設定することで表すものとする．

表-2 シミュレーション条件（町内シュミレーション）

	パラメータ
最小リクエスト数	7 人
最大リクエスト数	469 人
リクエスト発生	一様乱数
最小使用台数	1 台
最大使用台数	250 台
車両定員	10 人
速度	30km/h
最大乗車時間	30 分
車両最大稼働時間	8 時間
使用 PC 環境	Intel(R)Core(TM)i7-7700 メモリ：16GB

6 最適化の結果

町内シミュレーションにより目的関数を計算し，分枝価格法で各車両のルートを探索した．最適化の結果を以下に示す（図-4）．リクエスト数を 5 から 100 まで行い，リクエスト数 5 以外では，12 時間で打ち止めを行う結果となった（表-3）．しかし，総距離と計算時間の関係は，60 秒あたりから収束し始め，1 時間を超えると最適解の更新が大幅に少ないことがわかった（図-5）．

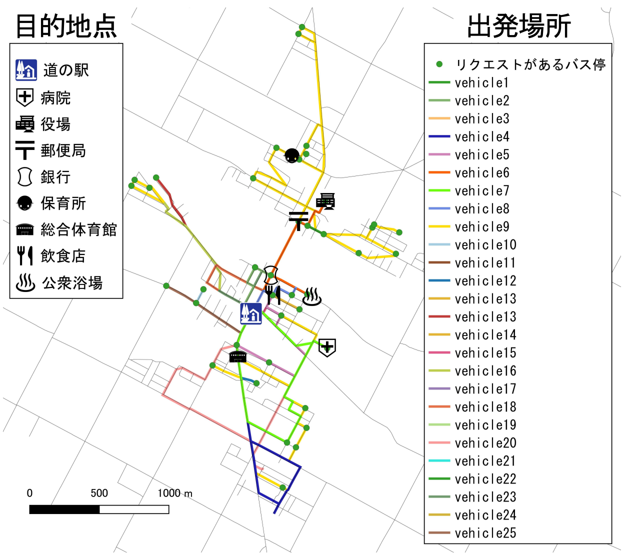

図-4 リクエスト：50，車両台数：25 台

表-3 最適化の結果（町内シュミレーション）

リクエスト数	台数[台]	解析時間[h]	総距離[km]	一台当たりの距離[km]
5	2	0.1	8.44191	4.3
10	5	7.9	13.6214	2.8
20	10	9.6	26.5828	2.7
30	15	0.7	38.4945	2.6
40	20	0.6	50.9096	2.6
50	25	5	66.646	2.7
60	30	11.7	79.5881	2.7
70	35	0.1	122.289	3.5
80	40	10.1	111.918	2.8
90	45	11.6	128.131	2.9
100	50	8.6	140.131	2.9

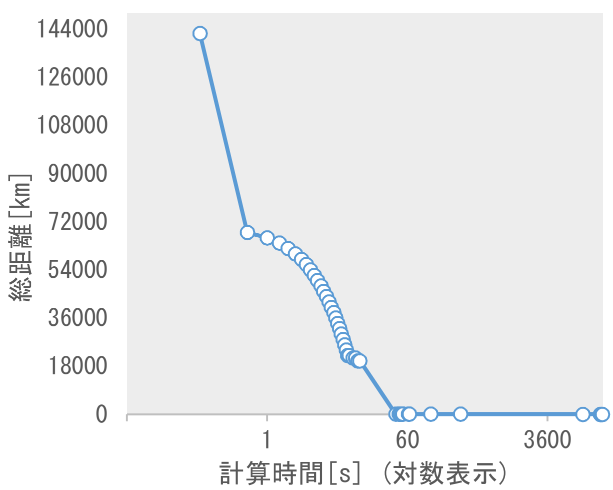

図-5 総距離と計算時間
（リクエスト数：50,車両台数：25 台）の場合

7　まとめ

本研究では，生産空間における DARP を定式化し計算時間を制約する形で，厳密解である分枝価格法で解くことが出来た．リクエスト数が 5 以上では，計算時間を打ち切る結果となったが，最適解の存在領域の下限値を約１時間の計算時間でおおよそ絞ることが出来ている．この特徴は，あくまでも近似解かつ解の探索領域の情報が得られないメタヒューリスティックスよりも有利であると考えられる．特に自動運転車両導入の検討には多くのステークスホルダーが関係するため，説明責任の観点からは，厳密解法を用いる利点があるものを考えられる．

今後の課題としては，問題サイズ毎の厳密解法とメタヒューリスティックスの性能比較が必要である. 並びに，大規模なリクエスト数を分枝価格法で解くと，今のままでは計算時間に多くの時間を要しているため，列を生成するアルゴリズムの改良が必要となる.

今後は，本研究の結果と令和元年度に大樹町にて行われた実証実験時のアンケートを活用した利用者側の希望価格の結果を組み合わせて，収支計算を行いたい.

謝辞：本研究は，国土交通省・道路施策向上に資する技術開発「自動運転と道の駅を活用した生産空間を支える新たな道路交通施策に関する研究開発」からの支援を受けて行われた．並びに，室蘭工業大学情報工学系学科の渡邊研究室においても，分枝価格法を実装するにあたり多大な協力を頂いた．ここに謝意を表する.

参考文献

1) 北海道住民基本台帳人口 2019 年 11 月 5 日閲覧
2) Jean-François Cordeau, Gilbert Laporte : The dial-a-ride problem: models and algorithms, Annals of Operations Research, 2007
3) W. Cook, D. Espinoza and M. Goycoolea : Computing with domino-parity inequalities for the TSP, working paper available, 2007
4) David L. Applegate, Robert E. Bixby, Vasek Chvatal, William J. Cook : The Traveling Salesman Problem: A Computational Study, Princeton Univ Pr, 2007
5) Haibing Li, Andrew Lim : Local search with annealing-like restarts to solve the VRPTW, European Journal of Operational Research, 2002
6) Nastaran Rahman, Boris Detienne, Ruslan Sadykov, and Francois Vanderbeck : A column generation based heuristic for the dial a ride problem. Information Systems, Logistics and Supply Chain, 2016
7) Cynthia Barnhart, Ellis L. Johnson, George L. Nemhauser, Martin W. P. Savelsbergh,and Pamela H. Vance : Branch-and-price Column generation for solving huge integer programs, Operation Research,Vol.46, 1996
8) 宮本裕一郎：はじめての列生成法(<特集>はじめよう整数計画）OR学会　経営の科学，Vol. 57，2012
9) Land,A.H and Doig,A.G : An automatic method of solving discrerte programing problems, Econometrica, Vol28,1960
10) 渡邉真也，稲船淳也：看護師勤務表作成問題に対するヒューリスティックスおよび厳密解法に基づくアプローチと現在，OR学会　学会誌，2017

(2020. 3. 8 受付)

APPLICATION OF BRANCH AND PRICE METHOD TO DIAL A RIDE PROBLEM BASED ON ACTIVE DIARY SURVEY

Shin SAKAMOTO　Mikiharu ARIMURA