道路ネットワークにおける混雑を考慮した Dial-a-Ride 問題

松本　宙千[1]・峪　龍一[2]・内田　賢悦[3]

[1]学生会員　北海道大学　工学部（〒060-8628 北海道札幌市北区北 13 条西 8 丁目）
E-mail: matsumoto.sorachi.q2@elms.hokudai.ac.jp

[2]正会員　北海道大学大学院　工学研究院（〒060-8628 北海道札幌市北区北 13 条西 8 丁目）
E-mail: r-tani@eng.hokudai.ac.jp

[3]正会員　北海道大学大学院　工学研究院（〒060-8628 北海道札幌市北区北 13 条西 8 丁目）
E-mail: uchida@eng.hokudai.ac.jp

本研究では，道路ネットワークにおける混雑を考慮可能な Dial-a-Ride 問題 (DARP) を提案する．DARP は顧客が要求する乗車・降車の時間帯や最大移動時間等の制約を考慮するルーティング問題である．既往のモデルでは所与の移動費用を用いており，ネットワーク混雑を考慮していない．したがって，共有型自動運転車 (SAV) の運用パターンがネットワーク内の混雑に与える影響を分析することはできない．そこで，本研究では上位に DARP，下位に均衡配分問題を持つ Bi-level 問題を定式化した．DARP の解は顧客の訪問順序として表される．顧客の位置情報を道路ネットワーク上のノードに対応付けることで，SAV の移動経路の情報として変換できる．その情報を含む OD 表に基づいた均衡配分を行うことで道路ネットワーク全体の移動時間を計算する．以上の方法により，DARP の解に対応するネットワーク混雑を考慮した目的関数値が求まる．テストネットワークを用いて数値計算を行い，モデルの妥当性を検証した．

Key Words: *shared autonomous vehicle, dial-a-ride problem, equilibrium assignment, ride sharing, network congestion*

1. はじめに

情報通信技術の発達により，シェアリングエコノミーが世界的に普及しつつある．そして交通分野においても，その考え方は浸透し始めている．その最たる例が“カーシェアリング”と“ライドシェアリング”である [1]．カーシェアリングは，利用者間で自動車を共有することで，個人で自動車を所有することなく，使いたい時だけ利用できるサービスである．これにより，利用者一人あたりの自動車維持費や駐車場料金の負担が軽くなる．一方ライドシェアリングは，移動経路が類似している利用者同士で相乗りを行うサービスである．これにより交通量が減少するため，渋滞の解消や環境負荷の軽減が期待されている．

さらに，これらのサービスが一般的になった未来を予測するにあたっては，同時に自動運転技術の発展についても考慮する必要がある．我が国では 2020 年より，レベル 3 自動運転車の公道走行が可能になった．レベル 3 自動運転では，基本的に全ての運転タスクが自動化されるが，必要に応じて運転者の介入が求められる．将来的には，全てのタスクが常に自動化されるレベル 5 自動運転システムが実現すると考えられている [2]．

そして，シェアリングと自動運転はこれらを両立することによって，互いの欠点を補うことができる．カーシェアリングでは，片道のみの利用などを認めれば車両の再配置が問題となる．また，ライドシェアリングでは，運転手不足が問題となりうる．自動運転技術は，無人運転の実現によりこれらを共に解決する．一方で，自動運転車は多量のセンサーを備えており，高価である．そこで，シェアリングを行って利用者の負担を分散することにより，導入しやすくなる．

したがって，将来的に以下の性質を持つサービスが普及すると推察される．

1．複数のレベル 5 自動運転車を地域が所有する．
2．顧客が必要に応じて車両を呼び出す．
3．運行の効率化のためにライドシェアリングを行う．

本研究では，このサービスのもとで運用される車両を共有型自動運転車(Shared Autonomous Vehicle, 以下 SAV) と定義する．SAV は従来の自動車とは異なり，バスなどに似た，公共交通としての性格を色濃く持つ交通機関といえる．その運用のためには，顧客の要望を最大限満たすことのできる運用計画を作成する必要がある．具体的には，SAV の移動経路や顧客を訪問するスケジュールなどを決定しなくてはならない．さらに，SAV が広く普及し都市内で支配的な存在となる場合，それ自体がネットワーク内の混雑に影響を与えると考えられる．したがって，利用者均衡配分などの合理的な交通量配分を行い，その結果得られる移動時間を用いて運用計画を作成する必要がある．

本研究の目的は，上記の要件を満たす運用計画を作成するモデルを構築することである．つまり，SAV が広く普及した社会において，全ての利用者の要望（出発・到着時間や最大乗車時間など）を入力することで，ネットワーク混雑を考慮した上で，SAV の最適なルートやスケジュールを決定できるモデルを構築する．

SAV に関する既往研究はいくつか存在する．Seo and Asakura[3]は，SAV システムの動的な運用問題とインフラ設計問題を同時に解くことのできる統一モデルを提案した．この問題は線形計画問題として定式化されており，計算効率が良い．しかし，複数の問題を同時に扱うために近似を導入しており，各要素についての表現は厳密ではない．

Tani et al.[4]は SAV システムの動的な運用問題のみに焦点を当て，各車両の乗車人数を区別し，目的地の指定が可能なモデルを提案した．この問題では，Kinematic Wave 理論を導入することで，渋滞を考慮して顧客の総移動時間を最小化している．しかし，このモデルでは乗車人数ごとに走行経路を区別しており，ネットワークが大規模になると経路を列挙するのが困難になる．また，車両のネットワーク内の巡回を表現することができない．これは，目的地に到着した車両を再び近くの顧客に配車するような，効率的な SAV の利用を表現できないことを意味している．

また，ライドシェアの経路選択を行うためには，ルーティング問題が応用されることが多い．中内ら [5]は，ルーティング問題の一つである配送計画問題（VRP）を応用して，津波発生時のライドシェア避難モデルを提案した．このモデルでは，リンクコスト関数（Davidson 関数）を線形近似することによって混雑を考慮し，移動時間を計算している．しかし，交通量が All-or-Nothing 配分によって与えられているため，混雑時の迂回を考慮していない．また，日常的なサービスとしてのライドシェアのためのモデルではなく，緊急時の避難モデルであるため，顧客の出発・到着時間などの要望も考慮されていない．

顧客の要望を経路に反映させ，さらに巡回も表現できるルーティング問題として，Dial-a-Ride 問題 (DARP) が挙げられる．DARP では一つの車庫が置かれ，全車両がここを発着地とする．各車両の経路は以下の条件に従う．

1．割り当てられた顧客の出発地，目的地を共に含み，乗車は降車に先んじる．
2．乗客数が車両容量を超えることがない．
3．出発地，目的地の訪問時刻は，あらかじめ顧客が要望した時間枠内とする．
4．顧客の乗車時間に最大値を設け，それを超えないようにする．

これらの条件下で総移動費用を最小化する．DARP は混合整数計画問題として定式化され，NP 困難であることが知られている．そのため，一般的には発見的手法を用いて求解される．Cordeau and Laporte[6]はタブーサーチによって，Cubillos et al.[7]は遺伝的アルゴリズムによって，それぞれ最適化を行っている．DARP についての既往研究は Cordeau and Laporte[8]にまとめられている．

Aiko et al.[9]は DARP を応用し，SAV のルートとスケジュールを決定できるモデルを提案した．さらにこれを用いて，利用者の空間的・時間的な分布の違いが，ライドシェアの運用効率に影響を与えることを示した．しかし，このモデルでは顧客間の移動時間を所与としており，混雑を考慮していない．また，各顧客がどの車両に割り当てられたかを区別することができない．これは，DARP を道路ネットワーク上で解いたことで，一つのノード上に存在する複数の顧客を区別できないためである．

そこで，本研究では上位に DARP，下位に均衡配分問題を持つ Bi-level 問題を定式化することで，混雑を考慮可能な SAV の運用計画作成モデルを構築する．本モデルでは，均衡配分問題を解く道路ネットワークとは別に，全ての顧客の乗車・降車ノードからなる顧客間ネットワークを用意し，DARP をそのネットワーク上で解くことで，全ての顧客の区別を可能にした．また，二つのネットワークのノード同士を対応づける“アドレス帳写像”を導入することで，DARP の解に対応する均衡配分を行い，混雑を考慮した移動時間が求められることを示す．

本研究の構成は以下の通りである．1.では SAV の運用計画作成モデルが求められる社会的な背景と，既往研究との比較による本研究の位置付けを述べた．2.では提案するモデルの具体的な定式化を説明する．3.では遺伝的アルゴリズムによる，本モデルの最適化手法について説明する．4.ではテストネットワークにおける数値計算を行い，本モデルの妥当性を検証する．最後に本稿をまとめるとともに，今後の研究における課題を示す．

2. モデル構築

(1) 問題設定

本節では，定式化を行うにあたり前提となる問題設定について述べる．

a) 道路ネットワークと顧客間ネットワーク

本研究では，下位問題の均衡配分問題と上位問題の DARP をそれぞれ別のネットワーク上で最適化する．

均衡配分問題は**図-1** のような道路ネットワーク上で考える．道路ネットワークは，交通需要の発生・集中や交差点，交通施設等を表すノード集合Nと，ノード同士を結ぶ道路を表すリンク集合Aからなる．

一方で，DARP は**図-2** のような顧客間ネットワーク上で考える．これは，Cordeau[10]や Ropke et al.[11]などにおける DARP の定式化の中で用いられるネットワークである．顧客数をnとすると，$V = \{0,1,2,\dots,2n,2n+1\}$ がノード集合である．この内，$P = \{1,2,\dots,n\}$は乗車ノード集合であり，顧客iの乗車ノード番号がiである．一方，$D = \{n+1,n+2,\dots,2n\}$は降車ノード集合であり，顧客iの降車ノード番号が$n+i$である．そして，本研究を含め一般的に，DARP では 1 つの車庫を想定し，その車庫を全車両の出発場所・帰還場所として 2 つのノードで表す．ノード0は出発場所を，ノード$2n+1$は帰還場所をそれぞれ表している．

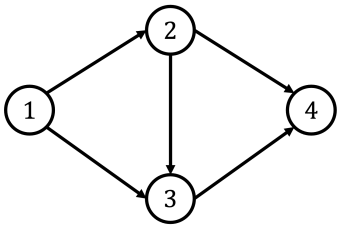


図-1 道路ネットワークの例：Braess ネットワーク

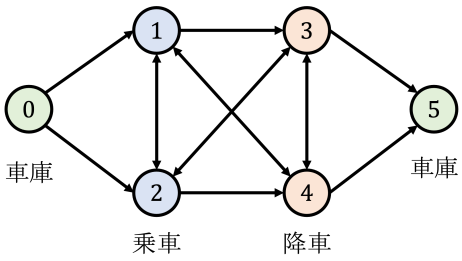


図-2 顧客間ネットワークの例：$n = 2$の場合

b) アドレス帳写像

上記の 2 つのネットワークのノード同士を対応づけるために，顧客間ネットワークのノード番号を入力すると，道路ネットワークにおけるそのノードの位置を出力するような写像ϕを導入する．これは，顧客の名前を入力すると顧客の住所を出力するようなものであるため，その機能から本稿では“アドレス帳写像”と呼ぶ．

DARP の解は，顧客間ネットワーク上の顧客ノードの訪問順序として与えられる．この訪問順序をアドレス帳写像に入力することによって，道路ネットワークにおけるノードの順序として，SAV の移動経路が出力される．

上記の手法を具体例を元に説明する．顧客数$n = 2$の**図-2** のような顧客間ネットワークにおいて，1 台の車両が顧客 1 と顧客 2 に割り当てられたとする．その車両の訪問順序は，車庫発車→顧客 1 乗車→顧客 2 乗車→顧客 2 降車→顧客 1 降車→車庫帰還であるとする．これを顧客間ネットワークのノード番号で表すと，$0 \to 1 \to 2 \to 4 \to 3 \to 5$となる．また，道路ネットワークにおける顧客の出発地・目的地は**図-3** の通りとし，車庫はノード 1 とする．この時，顧客間ネットワークのノード番号と，それらの道路ネットワーク上でのノード番号の対応は，アドレス帳写像ϕを用いて

$$\{0,1,2,3,4,5\} \xrightarrow{\phi} \{1,2,3,5,4,1\}$$

と表される．そして，顧客の訪問順序をϕに入力することにより，車両の道路ネットワーク上のノード順序として，移動経路$1 \to 2 \to 3 \to 4 \to 5 \to 1$が得られる．

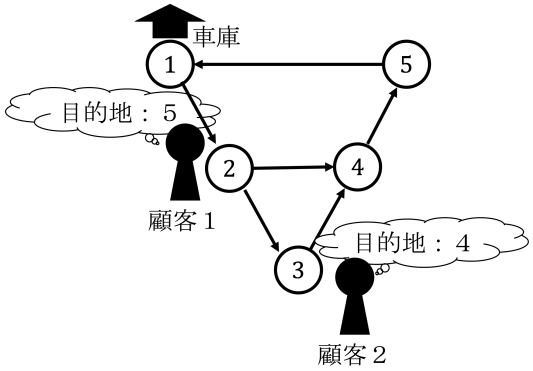


図-3 道路ネットワークにおける顧客の出発地・目的地の例

c) 要求 OD 表と配分 OD 表

本研究では 2 種類の OD 表を区別して扱う．

1 つ目が要求 OD 表である．道路ネットワーク上のノードrを出発地とし，ノードsを目的地とする顧客数が，要求 OD 表のr行s列の値となる．これは通常の交通量配分に用いられる OD 表と同一のものである．**図-3** の例であれば，OD ペア$(2,5),(3,4)$の交通量が 1 で，それ以外が 0 となる．

2 つ目は配分 OD 表である．配分 OD 表はライドシェアを行うために迂回するような SAV の挙動を正確に表したものである．本問題ではこの配分 OD 表に対して交通量配分を行い，混雑を考慮したリンク移動時間を求める．

以上の配分 OD 表を取得する手法を**図-3** の具体例に適

用することを考える．今，道路ネットワーク上の車両の移動経路として，$1 \to 2 \to 3 \to 4 \to 5 \to 1$が得られている．そして，この移動経路上の各トリップ（$1 \to 2$，$2 \to 3$など）においては，その最短経路を選択すると考えられる．そこで，各トリップを配分 OD 表上の交通量として，別々に数え上げる．**図-3** の例であれば，OD ペア$(1,2), (2,3), (3,4), (4,5), (5,1)$にそれぞれ 1 台の交通量が存在し，それ以外には存在しないという配分 OD 表が得られる．この配分 OD 表に基づいた交通量配分を行うことで，SAV の挙動を正確に表現しつつ，混雑を考慮したリンク移動時間を求めることができる．

また，ネットワーク内に SAV 車両と従来型の自動車が混在する場合は．SAV 車両だけの配分 OD 表と従来型自動車だけの要求 OD 表を足し合わせることにより，このシナリオを正確に表現した OD 表を得ることも可能である．

(2) 仮定

本研究においては，以下の仮定を設定した．

- SAV 車両は全て同一とし，車両容量等に違いはないものとする．したがって，本問題の上位問題である DARP の定式化は，同様の仮定をもって定式化された Ropke et al.[11]のモデルを参考にした．
- リンクフローは定常的であるとする．また，顧客の要望は全て予め与えられる．そして，SAV の各トリップは，Wardrop の第一原則によってその経路を決定する．したがって，下位問題として固定需要型の利用者均衡配分問題を設定した．
- リンクコスト関数として BPR 式を用いる．
- 顧客の知覚する時間価値として，一人乗り時と相乗り時で異なる値を設定する．一般的には不快感を伴う相乗り時の時間価値の方が高くなる．

(3) 記号

本モデルに用いられる記号は以下の通りである．

n 顧客数
V 顧客間ネットワークのノード集合
P 顧客間ネットワークにおける乗車ノード集合
D 顧客間ネットワークにおける降車ノード集合
S_λ 実行不可能な経路におけるノード集合
$|S_\lambda|$ S_λの要素数
$\mathfrak{S}$ 実行不可能な経路におけるノード集合S_λの集合族
Λ $\mathfrak{S}$の要素数$|\mathfrak{S}|$に対し，$\Lambda = \{1,2, \dots, |\mathfrak{S}|\}$である添字集合
E 顧客間ネットワークのリンク集合
γ_{ij} 顧客ノード$i, j\ (\in V)$ 間の移動費用
x_{ij} 顧客ノード$i, j\ (\in V)$ 間の移動が存在する時に 1，それ以外の時 0 となるバイナリ決定変数
c_{ij} 顧客ノード$i, j\ (\in V)$ 間の移動時間
R_i 顧客ノード$i\ (\in V)$ 発車時の乗客数
r_i 顧客ノード$i\ (\in V)$ における乗車人数
R_{max} 車両容量
B_i 顧客ノード$i\ (\in V)$ の訪問時刻
d_i 顧客ノード$i\ (\in V)$ での到着から発車までの時間
e_i 顧客ノード$i\ (\in V)$ の訪問時間枠の下限
l_i 顧客ノード$i\ (\in V)$ の訪問時間枠の上限
L_i 顧客$i\ (\in P)$ の乗車時間
L_{max} 最大乗車時間
τ_i 顧客ノード$i(\in V)$発車後の時間価値
τ_s 乗客数が一名のときの時間価値
τ_m 相乗り時の時間価値
F 時間あたりの SAV 走行コスト
N 道路ネットワークのノード集合
Ω 道路ネットワークにおける OD ペアの集合
Q_{rs} OD ペア$rs\ (\in \Omega)$ 間の交通量
K_{rs} OD ペア$rs\ (\in \Omega)$ 間の有効経路集合
k_1 OD ペア$rs\ (\in \Omega)$ 間の最短経路 $(\in K_{rs})$
f_k^{rs} OD ペア$rs\ (\in \Omega)$ 間の経路$k\ (\in K_{rs})$の経路交通量
ϕ アドレス帳写像
y_{ij}^{rs} $\phi(i) = r, \phi(j) = s$の時 1，それ以外の時 0 となるバイナリ定数
A 道路ネットワークのリンク集合
ξ_a リンク$a(\in A)$のリンク交通量
Ξ リンク交通量$\xi_a\ (\forall a \in A)$ の集合
t_a リンク$a\ (\in A)$ のリンク移動時間
t_{a0} リンク$a\ (\in A)$ のゼロフロー時の移動時間
C_a リンク$a\ (\in A)$ のリンク容量
α, β BPR 関数のパラメータ
δ_{ak}^{rs} OD ペア$rs\ (\in \Omega)$ 間の経路$k\ (\in K_{rs})$ がリンク$a\ (\in A)$ を含む時 1，それ以外の時 0 となるバイナリ定数

(4) 定式化

本モデルはまず，以下のように Single-level 問題として記述される．

$$\min \sum_{i \in V} \sum_{j \in V} \gamma_{ij} \cdot x_{ij} \tag{1}$$

with respect to

$$x_{ij} \in \{0,1\} \quad \forall i \in V, \forall j \in V$$

such that

$$\sum_{i \in V} x_{ij} = 1 \qquad \forall j \in P \cup D \tag{2}$$

$$\sum_{j\in V} x_{ij} = 1 \qquad \forall i \in P \cup D \quad (3)$$

$$\sum_{i,j\in S} x_{ij} \le |S_\lambda| - 2 \qquad \forall \lambda \in \Lambda,\ \forall S_\lambda \in \mathfrak{S} \quad (4)$$

$$r_i = \begin{cases} 1 & if\ i \in P \\ -1 & if\ i \in D \\ 0 & otherwise \end{cases} \qquad \forall i \in V \quad (5)$$

$$R_j \ge \left(R_i + r_j\right) \cdot x_{ij} \qquad \forall i,j \in V \quad (6)$$

$$\max\{0, r_i\} \le R_i \le \min\{R_{max}, R_{max} + r_i\} \qquad \forall i \in V \quad (7)$$

$$B_j \ge \left(B_i + d_i + c_{ij}\right) \cdot x_{ij} \qquad \forall i,j \in V \quad (8)$$

$$e_i \le B_i \le l_i \qquad \forall i \in V \quad (9)$$

$$L_i = B_{i+n} - (B_i + d_i) \qquad \forall i \in P \quad (10)$$

$$c_{i,i+n} \le L_i \le L_{max} \qquad \forall i \in P \quad (11)$$

$$\tau_i = \begin{cases} \tau_s & if\ R_i \le 1 \\ \tau_m & if\ R_i > 1 \end{cases} \qquad \forall i \in V \quad (12)$$

$$\gamma_{ij} = R_i \cdot \tau_i \cdot \left(c_{ij} + d_i\right) + F \cdot c_{ij} \qquad \forall i,j \in V \quad (13)$$

$$f_k^{rs} \cdot \left(\sum_{a\in A} \delta_{ak}^{rs} \cdot t_a(\xi_a) - c_{ij}\right) = 0 \qquad \forall k \in K_{rs}, \forall i,j \in V \quad (14)$$

$$\sum_{a\in A} \delta_{ak}^{rs} \cdot t_a(\xi_a) - c_{ij} \ge 0 \qquad \forall k \in K_{rs}, \forall i,j \in V \quad (15)$$

where

$$\phi(i) = r, \phi(j) = s \quad (16)$$

$$t_a(\xi_a) = t_{a0}\left\{1 + \alpha\left(\frac{\xi_a}{C_a}\right)^\beta\right\} \qquad \forall a \in A \quad (17)$$

$$\xi_a = \sum_{rs\in\Omega} \sum_{k\in K_{rs}} \delta_{ak}^{rs} \cdot f_k^{rs} \qquad \forall a \in A \quad (18)$$

$$\sum_{k\in K_{rs}} f_k^{rs} = Q_{rs} \qquad \forall rs \in \Omega \quad (19)$$

$$f_k^{rs} \ge 0, \xi_a \ge 0 \qquad \forall rs \in \Omega, \forall a \in A, \forall k \in K_{rs} \quad (20)$$

$$y_{ij}^{rs} = \begin{cases} 1 & if\ \phi(i) = r, \phi(j) = s \\ 0 & otherwise \end{cases} \qquad \forall i,j \in V, \forall rs \in \Omega \quad (21)$$

$$Q_{rs} = \sum_{i\in V} \sum_{j\in V} x_{ij} \cdot y_{ij}^{rs} \qquad \forall rs \in \Omega \quad (22)$$

式 (1) から式 (11) は Ropke et al.[11]による DARP の定式化に基づいている．式 (1) は本問題の目的関数であり，総移動費用を最小化することを表している．式 (2) から式 (4) は SAV の移動経路が満たすべき制約である．式 (2)，(3) は車両の保存則であり，全ての顧客ノードは 1 回のみ訪問されることを表している．式 (4) は優先順位制約であり，任意の顧客の乗車ノードと降車ノードが同一車両の経路上にあって，さらに乗車ノードへの訪問が降車ノードに先んじることを表している．ここで用いられている実行不可能な経路S_λは，$0 \in S_\lambda, 2n+1 \notin S_\lambda$であり，$i \notin S_\lambda$かつ$n+i \in S_\lambda$であるような$i \in P$が少なくとも 1 つ存在するようなノード集合である．つまり，降車ノードのみを含む移動経路や，降車ノードが乗車ノードに先んじる移動経路といった実行不可能経路に含まれるノード集合である．ここで，実行不可能経路のノード集合S_λ内のノード同士を結ぶようなリンクの内，優先順位制約を満たす実行可能経路にも含まれるリンク数の最大値を考える．S_λ内のノード数は$|S_\lambda|$であるから，これら全てのノードを繋ぐ経路上のリンク数は$|S_\lambda| - 1$である．しかし，$i \notin S_\lambda$かつ$n+i \in S_\lambda$であるような$i \in P$が少なくとも 1 つ存在するため，S_λ内のノードをいかにうまく繋いでも，実行可能経路にはならない．そこで，この実行不可能経路上の適当な連続するノードj,k間に，不足していた$i \notin S_\lambda$を挿入し，これによって実行可能経路になったとする．この時，元の実行不可能経路の内，j,k間のリンクは利用されず，$x_{jk} = 0$となる．したがって，いかに上手くS_λに含まれるノードを選んだとしても，それらのノードを結ぶリンクは最大でも$|S_\lambda| - 2$本しか利用されない．以上より，式 (4) が導かれる．優先順位制約についての理論的詳細は，Ruland and Rodin[12]や Ropke et al.[11]を参照されたい．式 (4) で表される制約式の数は，顧客数nに対して指数関数的に増加する．そのため，顧客数nが増加するとこの制約をそのまま取り扱うことは困難になる．本研究では 3. に示す求解アルゴリズムにおける工夫によって，生成される解が常に優先順位制約を満たすようにすることで，式 (4) を陽に取り扱うことをせず，この問題を解消している．

式 (5) から式 (7) は乗客数に関する制約や定義式である．式 (5) は乗車ノードで 1 人の顧客が乗車し，降車ノードで 1 人の顧客が降車すること，そして車庫ノードで乗降車は発生しないことを示している．式 (6) は顧客ノード

i,j間を移動する時，i発車後の乗客数がR_iであり，jにおいてr_j人が乗車する場合，$R_i + r_j$がj発車後の乗客数R_jであることを表している．式 (7) は乗客数が非負かつ車両容量以下であることを表している．

式 (8) から式 (11) は時間に関する制約や定義式である．特に，式 (8)，(9) は顧客の訪問時刻に関する制約である．式 (8) は，連続する 2 つの顧客ノードの訪問時刻の間隔は，発車にかかる時間と移動時間の和以上であることを示している．また，連続する 2 つの顧客ノードの訪問時刻の間隔は常に正となるため，解に部分巡回路が含まれないことも保証される．式 (9) は，顧客ノードの訪問時刻が指定された時間枠内であることを表している．一方，式 (10)，(11) は乗車時間に関する式である．式 (10) では顧客の乗車時間はその顧客の乗車ノード発車時から降車ノード到着時までの時間であると定義している．そして，式 (11) は顧客の乗車時間が乗車ノードと降車ノードを直接結ぶ移動時間以上かつ，所与の最長移動時間以下であることを表している．

式 (12)，(13) は本モデルにおける移動費用の計算方法を表している．まず，式 (12) は仮定の節で述べた通り，乗客数が 1 人の時と複数の時で時間価値が異なることを示しており，一般的に$\tau_s < \tau_m$である．式 (13) は移動費用の定義式である．第 1 項は移動中の車内の各乗客が知覚する費用の和，第 2 項は SAV の走行にかかる費用である．

式 (14) から式 (20) は固定需要型利用者均衡問題 [13]を定式化したものである．式 (14) から (16) では相補性条件によって，顧客ノードi,j間の移動時間c_{ij}を定義している．式 (16) は，アドレス帳写像を用いて，顧客ノードi,jがそれぞれ道路ネットワーク上のノードr,sに対応していることを表している．c_{ij}は顧客ノードi,j間，すなわち道路ネットワーク上のノードr,s間の最短移動時間として定義する．そして式 (14)，(15) では，r,s間の利用されている経路の移動時間は最短移動時間c_{ij}と等しいという Wardrop の第一原則が定式化されている．式 (17) はリンク移動時間を表す BPR 式である．式 (18) から (20) は経路交通量とリンク交通量が満たすべき制約式である．

しかし，相補性条件によって定式化された利用者均衡配分の計算効率は悪く，一般的には Beckman et al.[14]によって提案された等価な最適化問題によって定式化される．本モデルでも式 (14) から (16) を以下のように置き換え，Bi-level 問題として定式化することで求解した．

$$c_{ij} = \sum_{a \in A} t_a(\xi_a) \cdot \delta_{ak_1}^{rs} \qquad \forall k_1 \in K_{rs}, \forall i,j \in V \quad (23)$$

where

$$\phi(i) = r, \phi(j) = s \qquad (16)$$

$$\Xi = \operatorname{argmin} \sum_{a \in A} \int_0^{\xi_a} t_a(w)dw \qquad \forall \xi_a \in \Xi \quad (24)$$

ここで，k_1はr,s間の最短経路を表している．したがって，式 (23) は式 (14)，(15) と同様にc_{ij}は顧客ノードi,j間の最短経路 (式 (16) より，これは道路ネットワーク上のノードr,s間の最短移動時間と同値) として定義されることを表している．また，式 (24) はリンク移動時間ξ_aが下位問題の最適解として求められることを表している．

式 (21)，(22) は DARP の解x_{ij}から利用者均衡配分に用いる配分 OD 表を生成する手法を表している．式 (21) では，顧客ノードi,j間の移動が，道路ネットワーク上のノードr,s間の移動に対応するとき 1 となるようなバイナリ定数y_{ij}^{rs}を導入している．式 (22) ではy_{ij}^{rs}を利用して配分 OD 表の OD ペアrsの交通量を導出している．x_{ij}とy_{ij}^{rs}が共に 1 である時，顧客ノードi,j間の移動が存在し，さらにその顧客間ネットワーク上の移動は道路ネットワーク上においてr,s間の移動に対応することを意味する．つまり，OD ペアrsに 1 台の交通量が加算される．そして，全ての$i,j \in V$について交通量を足し上げることにより，OD ペアrsの交通量が求められる．

3. 遺伝的アルゴリズムによる求解

本章では 2. で定式化したモデルを遺伝的アルゴリズム (GA) によって最適化する手法を説明する．GA は Holland[15]によって提唱されたメタヒューリスティクスであり，生物の進化過程を模倣している．

GA では複数の個体を進化させることで，最適化問題の目的関数値を改善していく．1 つの個体は，染色体によって表現されている．染色体は複数の記号からなっており，個々の記号を遺伝子，染色体上の遺伝子の位置を遺伝子座と呼ぶ．染色体設計の最も単純な手法として，最適化問題の決定変数をそのまま遺伝子として 1 列に並べる方法が考えられる．しかし，別の方法で個体を生成し，それを最適化問題の解としての表現に変換する手法を採用することにより，効率的な求解を行える可能性がある．この変換のことを，遺伝子型から表現型へのデコーディングと呼ぶ．表現型で表される最適化問題の解から，その目的関数値を求める．そして，目的関数値から個体の評価値を算定する．本モデルは最小化問題であるため，評価値の小さい個体ほど優れていることを表す．

そして，複数の個体からなる個体群に対して，選択則，交叉則，突然変異則の演算を適用することで，次の世代の個体群を生成する．選択則は，次の世代に残す個体を

選別するための操作である．評価値の優れた個体のみを選択することによって，進化の過程で良い個体のみを生き残らせることができる．交叉則は，複数の個体の遺伝子をかけ合わせることによって，新しい個体を生成する操作である．元となる個体を親，生成された個体を子と呼ぶ．子が親の良い遺伝子を継承することにより，より良い個体が生成されることが期待できる．突然変異則は一個体の遺伝子の一部をランダムに変更することによって，新しい個体を生成する操作である．これも交叉則同様，良い親からさらに良い子が生成されることが期待できる．

以上の演算の順番は特に定められていない．本研究では選択則→交叉則→突然変異則の順で行った．アルゴリズム全体の流れとしては，以下のようになる．

<Step 1> 個体群をランダムに生成する．世代数$g = 1$とする．

<Step 2> 全ての個体をデコーディングし，評価値を計算する．

<Step 3> 予め与えた最終世代数に達していたら計算を終了し，それまでに得られた最良の解を出力する．

<Step 4> 選択則，交叉則，突然変異則を適用し，新しい個体群を生成する．世代数$g = g + 1$としてStep 2に戻る．

以下の節では，Step 2, 4 について説明する．本研究では，個体表現とデコーディングの方法として，Cubillos et al.[7]と榊原ら[16]を，各演算の方法として，相吉・安田[17]を参考にした．

(1) 個体表現とデコーディング方法

本研究における一個体は 2 種類の染色体によって構成される．1 つ目が“車両割り当て染色体”である．この長さは顧客数nと等しく，遺伝子座iの遺伝子は顧客iが乗車する車両番号を表している．2 つ目は“訪問順序染色体”である．この長さは$2n$であり，全ての顧客番号$(\in P)$が遺伝子として 2 つずつ含まれている．この 2 種類の染色体による個体の表現を$n = 4$として例示したのが**図-4** である．

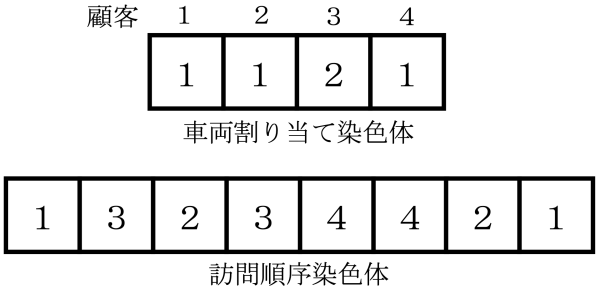


図-4 個体を表現する 2 つの染色体 : $n = 4$の例

そして，それぞれの個体は以下のアルゴリズムによってデコーディングされ，各車両の道路ネットワーク上のノード順序で表される移動経路として表現される．以下の手続きによって得られる経路は，式(2)から式(7)，つまり時間に関する制約以外の全ての上位問題の制約を必ず満たす．

<Step 2.1> 車両割り当てに従い，訪問順序染色体を分割する．

<Step 2.2> 分割された訪問順序染色体から，顧客ノードの訪問順序を生成する．

<Step 2.3> 顧客ノードの訪問順序をアドレス帳写像に入力し，車両の移動経路を得る．

図-4 の具体例に Step 2.1 を適用したのが**図-5** である．車両割り当て染色体の情報より，車両 1 に乗車するのは顧客 1, 2, 4 である．したがって，訪問順序染色体の遺伝子が 1, 2, 4 である部分のみを抽出することにより，車両 1 に対応する分割された訪問順序染色体が生成される．同様の手続きを他の車両に対しても行う．

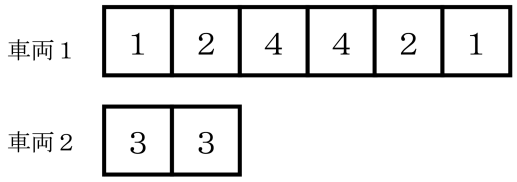


図-5 **図-4** の個体に Step 2.1 を適用した例

次に，Step 2.2 について説明する．ここで用いる手法は榊原ら[16]で提案された手法である．その手続きは以下の通りである．なお，分割された訪問順序染色体をα，出力される顧客ノードの訪問順序を$\bar{\alpha}$と呼ぶ．また，同時に乗客数R_iのリストRと時間価値τ_iのリストTも出力される．

<Step 2.2.1> 長さ 0 のリスト$\bar{\alpha}, R,$ Tを用意する．また，乗客数$r = 0$とする．

<Step 2.2.2> αの最も左に位置する要素を取得し，それをiとする．$i \in \bar{\alpha}$の場合 Step 2.2.4 に進む．$i \notin \bar{\alpha}$の場合かつ，$r < R_{max}$である場合 Step 2.2.3 に進む．$r = R_{max}$である場合 Step 2.2.5 に進む．

<Step 2.2.3> $\bar{\alpha}$に顧客iの乗車ノードを追加する．つまり，$\bar{\alpha}$の右端にiを追加する．αからiを取り除く．$r = r + 1$とし，その値をRの右端に追加する．Step 2.2.6 に進む．

<Step 2.2.4> $\bar{\alpha}$に顧客iの降車ノードを追加する．つまり，$\bar{\alpha}$の右端に$n + i$を追加する．αからiを取り除く．$r = r - 1$とし，その値をRの右端に追加する．Step 2.2.6 に進む．

<Step 2.2.5> $\bar{\alpha}$に乗車ノードを追加することはできないため，降車ノードになりうるαの要素を探索す

る．具体的には$j \in \bar{\alpha}$であるようなjをαの左端から探索していく．そして，$\bar{\alpha}$に顧客jの降車ノードを追加する．つまり，$\bar{\alpha}$の右端に$n+j$を追加する．αからjを取り除く．$r = r - 1$とし，その値をRの右端に追加する．Step 2.2.6 に進む．

<Step 2.2.6>$r \leq 1$ならばτ_sを，$r > 1$ならばτ_mをTの右端に追加する．

<Step 2.2.7> αの長さが 1 以上であれば Step 2.2.2 へ進む．そうでなければ$\bar{\alpha}$の前に0を，後ろに$2n+1$を，Rの前後に0を，Tの前後にτ_sを追加して終了する．

以上の手続きによって，顧客ノードの訪問順序と同時に乗客数R_iと時間価値τ_iのリストを生成することができる．訪問順序の中で顧客ノードi, jが隣り合うことは$x_{ij} = 1$であることを表すため，訪問順序は上位問題の解に対応している．以上の手続きを**図-5** の車両 1 の分割された訪問順序染色体に対して適用した例を**図-6** に示す．ただし，$R_{max} = 2$とする．

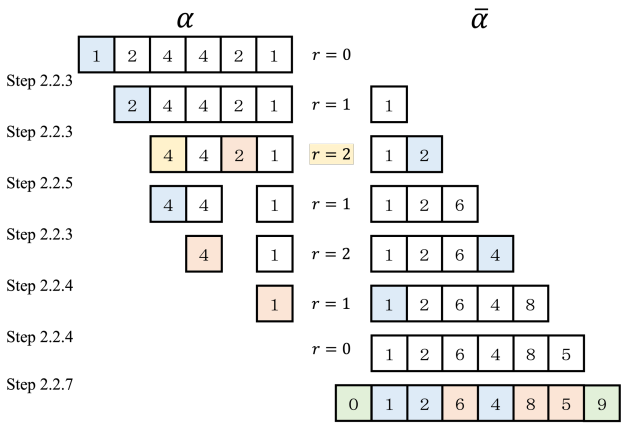


図-6　図-5 の車両 1 に Step2.2 を適用した例

このようにして得られた顧客ノードの訪問順序を Step 2.3 で車両の移動経路に変換する．この手法については 2.(1)のアドレス帳写像の項で既に述べた通りである．

(2)　個体の評価

Step 2.3 終了後，各 SAV 車両の道路ネットワーク上の移動経路が得られている．個体を評価するためには，まずこの移動経路から配分 OD 表を作成する．この手法については 2.(1) c)で既に述べた通りである．そして，その配分 OD 表に基づいて式(17)から式(20)，(24)の利用者均衡配分計算を行う．それによって，式 (23)，(16) を用いて顧客間ネットワークの任意の 2 ノード間の移動時間が求められる．その値と前項で生成した乗客数R_iと時間価値τ_iのリストを式 (13) に代入することにより，顧客ノード間の移動費用を算出し，目的関数値を導出する．以上の流れをまとめると以下のようになる．

<Step 2.4> 各車両の移動経路から配分 OD 表を生成する．

<Step 2.5>配分 OD 表に基づいて利用者均衡配分を行い，顧客ノード間の移動時間を得る．

<Step 2.6> 目的関数値を算出する．

しかし，ここまでの過程によって生成された解は，時間に関する制約を満たすことが保証されていない．他の制約は，経路決定と同時に考慮することができる．そのため，前節に示した個体表現とデコーディングにより生成された解は，時間に関する制約以外の全ての制約を満たしている．しかし，顧客間の移動時間は経路決定後に初めて得られるものである．したがって，時間に関する制約は他の制約のように経路決定と同時に考慮できないのである．

この問題に対処するため，目的関数値の他に時間に関する制約の違反量を求め，これらの和を個体の評価値とした．これによって，個体の進化の過程で目的関数値の最適化と同時に，制約違反量を次第に小さくすることができる．

この違反量を求めるためには，まず顧客ノードの訪問時刻B_iを求める必要がある．B_iは与えられた経路に対して，違反量が最小化されるように設定されるべきである．このようなB_iを求める問題は，以下の線形計画問題として定式化される．

$$\min \tau_p \cdot \left(\sum_{i \in V} \mu_i + \sum_{i \in V} \nu_i + \sum_{i \in P} \pi_i \right) \tag{25}$$

such that

$$B_j \geq \left(B_i + d_i + c_{ij} \right) \cdot x_{ij} \qquad \forall i, j \in V \tag{8}$$

$$\mu_i \geq e_i - B_i \qquad \forall i \in V \tag{26}$$

$$\nu_i \geq B_i - l_i \qquad \forall i \in V \tag{27}$$

$$\pi_i \geq B_{i+n} - (B_i + d_i) - L_{max} \qquad \forall i \in P \tag{28}$$

$$\mu_i, \nu_i, \pi_j \geq 0 \qquad \forall i \in V, \forall j \in P \tag{29}$$

以上の定式化によって，式 (8) の制約を必ず満たしつつ式 (9)，(11) の違反量を最小化することができる．式 (8) は訪問時刻が必ず満たすべき制約であり，これを満たさない解に従って SAV を運用することは不可能である．そのため，上記の線形計画問題でも式 (8) をそのまま制約として利用した．式 (8) は一見非線形制約式のようであるが，訪問順序はすでに与えられておりx_{ij}は変数で

はないため，線形制約式である．一方，式(9)，(11)を違反する解は顧客の要望を満たさないが，それに沿ったSAVの運用自体は可能である．したがって，式(25)から式(29)によってその違反量を定義し，最小化した．式(25)は制約違反量の和を最小化することを表している．ここで新たに登場する定数τ_pは単位時間の制約違反に対して顧客が知覚する時間価値を表している．τ_pを時間制約違反量に乗することで，線形計画問題の目的関数値と Step 2.6 で求めた目的関数値が共に費用の次元を持ち，それら同士を合理的に足し合わせることが可能になる．式(26)から式(28)は式(9)，(11)を変形することにより得られる，違反量の定義式である．式(29)はこれらの違反量が非負であることを表している．したがって，Step 2.6 以降は以下のようになる．

<Step 2.7> 顧客ノード間の移動時間を用いて線形計画問題を解き，与えられた移動経路に対して最適な顧客ノード訪問時間を導出する．

<Step 2.8> 線形計画問題の目的関数値を違反量として，Step 2.6 で導出した目的関数値に足し，この値を個体の評価値とする．

(3) 選択・交叉・突然変異の方法

GA の各種演算としては，多くの方法が提案されている．まず，選択則としてはルーレット選択かトーナメント選択が採用されることが多い．ルーレット選択とは，個体の選択確率を個体の評価値に比例させる手法である．しかし，本問題は最小化問題であるため，評価値が低いほど選択確率を上昇させる必要があり，この方法をそのまま採用することはできない．トーナメント選択はこの問題を解消する代表的な手法である．トーナメント選択では，個体群から 2 個体をランダムに選び，評価値の良い方を子として残すという操作を個体数と同じ数だけ行う．この方法を用いることで，個体群で最良の個体は必ず選択され，最悪の個体は必ず淘汰されるというメリットも存在する．したがって，本研究ではトーナメント選択を採用した．

次に，交叉則について説明する．交叉則では 2 つの親個体 (親 1，親 2) から 2 つの子個体 (子 1，子 2) を生成する．本問題では個体中の 2 つの染色体に対して，それぞれ別の交叉則を適用する．車両割り当て染色体に対しては一様交叉を行う．これは，遺伝子座ごとに親 1 か親 2 の遺伝子をランダムに選んで子 1 を生成し，子 1 にコピーされなかった残りの遺伝子を子 2 にコピーするものである．一方，訪問順序染色体に対しては順序交叉を行う．訪問順序染色体は必ず各顧客番号を 2 つずつ持たなければならない．しかし，一様交叉などを適用してしまうと，この性質が保存されない．これに対し，順序交叉はこの性質の保存が可能である．順序交叉では，親の染色体からランダムに 2 つの遺伝子座を決定し，それらのすぐ後ろに切れ目を入れる．切れ目の外側の遺伝子は，親 1 と子 1 で，親 2 と子 2 でそれぞれ同じものを持つ．一方，切れ目の内側は親 1 の遺伝子を親 2 の染色体における順序に並び替え，子 1 の遺伝子とする．子 2 の生成にあたってはこれと逆のことをする．ただし，順序交叉は各遺伝子を 1 つずつ持つような染色体に対してのみ行うことができる．そこで本研究では，訪問順序染色体の同じ遺伝子の内，2 回目に出現する方に顧客数nを足すことで，各遺伝子が染色体中で唯一になるようにした．そして，順序交叉適用後，nより大きい遺伝子からnを引くことで，顧客番号を 2 つずつ持つ子の染色体を生成した．以上の手法を例示したのが**図-7** である．

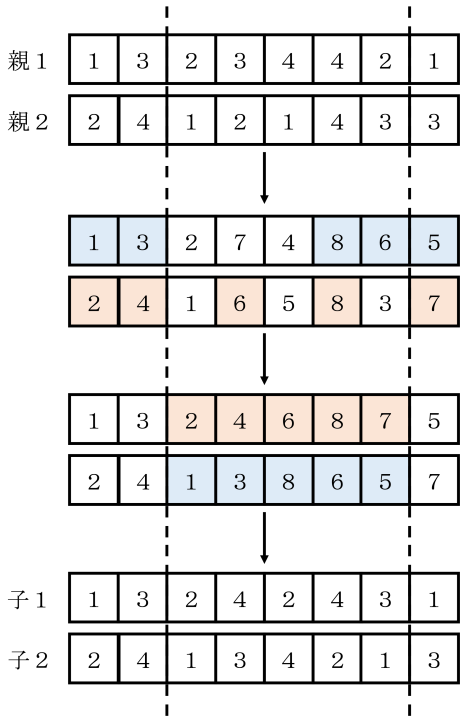


図-7 本研究における順序交叉の方法

最後に，突然変異則について説明する．これも交叉則同様，2 つの染色体で別の手法が適用される．車両割り当て染色体では，親のランダムな遺伝子を別の遺伝子に変更して子を生成する．一方，訪問順序染色体には交換突然変異を適用する．これは，親から 2 つの遺伝子をランダムに選択し，その位置を交換するものである．これを適用することで，各顧客番号を 2 つずつ持つという訪問順序染色体の性質が親子間で保存される．

4. 数値計算

(1) 概要

提案するモデルの妥当性を検証するため，テストネッ

トワークにおける数値計算を行った．使用したテストネットワークは Braess ネットワークで，ノード番号，リンク番号，ゼロフロー時のリンク移動時間は**図-8** の通りである．BPR 関数のパラメーターは$\alpha = 2, \beta = 4$とした．また，リンク容量はリンク 3 のみ$C_3 = 100$とし，それ以外のリンク容量を変化させて分析を行った．なお，各分析において，リンク 3 以外のリンク容量は全て同一とした．さらに車庫はノード 1 に設定し，ノード 4 に到着した車両は瞬間的にノード 1 に移るとした．

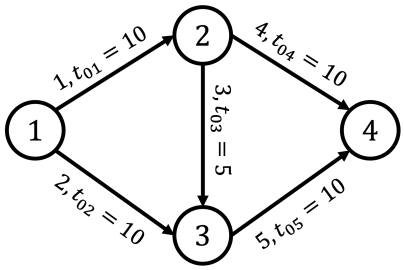


図-8　テストネットワーク

顧客数は$n = 100$，車両容量は$R_{max} = 2$，最大乗車時間は$L_{max} = 60\ (min)$とした．要求 OD 表として，OD ペア$(2,4), (3,4)$の顧客がそれぞれ 50 人，それ以外を 0 人とした．時間枠e_i, l_iと乗車にかかる時間d_iはランダムに生成した．時間枠の間隔は 15 分から 45 分の間，乗車にかかる時間は 0 分から 5 分の間とし，ランダムに設定した．次に GA に関するパラメータ設定について説明する．総車両数は 100，個体数は 50，最終世代数は 600 とした．また，交叉確率は 0.4，突然変異確率は 0.1 とした．

本問題では，$\tau_s, \tau_m, \tau_p, F$という 4 つの時間価値に関するパラメータが存在する．そして，結果に影響を及ぼすのはこれらの数値自体ではなく，これらの間の比である．そこで，以下のように時間価値の比を定義した．

$$\tau_s = s \cdot F \tag{30}$$
$$\tau_m = m \cdot F \tag{31}$$
$$\tau_p = p \cdot F \tag{32}$$

今回の数値計算では$F = 10\ (JPY/min), s = 2, p = 10$を固定値とし，$m$を変化させて分析を行った．

結果の評価のために，延べ SAV 台数を考える．これは，車庫を出発し帰還した SAV 車両数を数え上げたもので，同一車両が車庫帰還後，再出発しても別車両としてカウントする．したがって，相乗りが全く行わなければ，延べSAV台数は顧客数と同じ100台となる．また，車両容量は 2 人であるから，100 − (延べSAV 台数) の値が，ライドシェアに用いられた車両数になる．

⑵ 結果

$m \in \{2,4,6,8\}$と値を変化させた．また，リンク 3 以外のリンク容量は，$25, 30, \ldots, 90$, 無限大と変化させた．各シナリオに対して 10 回の計算を行い，それぞれ得られた結果の平均値を集計した．以下の**図-9** がその結果である．

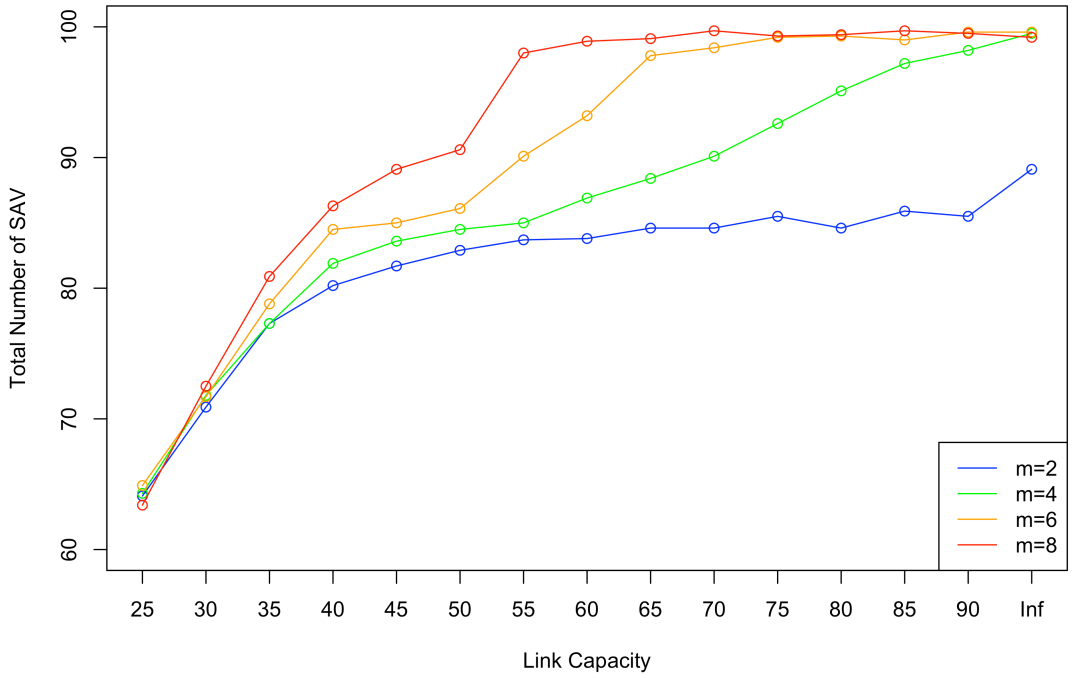


図-9　リンク容量とmに対する延べSAV台数の変化

これを見ると，リンク容量が低下するにしたがって，すなわち混雑が発生しやすくなるにつれてライドシェアを多く行っていることがわかる．また，mが増加するにしたがって，すなわち相乗りに対する不快感が増すにつれてライドシェアを減らしていることがわかる．以上から，本モデルは SAV の移動経路決定モデルとして妥当であると考えられる．

また，リンク容量が大きく余裕がある時はmの値にしたがってライドシェア台数が大きく変化しているが，リンク容量が小さい時はmの値に関わらずライドシェア台数が一定であることが分かる．これは，混雑が発生しやすい場合，ライドシェアを行うことによるネットワーク全体の移動時間の減少によるメリットが，ライドシェアを行うことに対する顧客の不快感の減少によるメリットを上回ったからであると考えられる．この結果は，大都市と過疎地では SAV サービスの利用形態が異なる可能性があることを示唆している．

5. まとめ

本研究では，上位に DARP，下位に均衡配分問題を持つ Bi-level 問題を定式化することで，ネットワークの混雑を考慮した SAV の運用計画の作成を可能にした．本モデルでは各車両にどの顧客が割り当てられ，いつ訪問すべきなのかを完全に把握することができるため，求解結果を用いてそのまま SAV 運用を行うことが可能である．また，本モデルを利用することで，顧客のライドシェアに対する不快感，SAV サービスの運用費用の違いによる，サービス利用形態の変化や，それに伴うネットワーク混雑の状態を分析することができる．

また，数値計算を行い本モデルの妥当性が検証された．この結果から，混雑が発生しやすいネットワークでは，顧客の不快感に関わらずライドシェアが推奨されやすく，大都市と過疎地では SAV サービスの利用形態が異なる可能性があることが示唆された．

本研究では，時間価値に関わる 4 つのパラメータの内，相乗り時の時間価値のみを変化させて結果を示すにとどまっている．したがって，今後は他のパラメータも変化させる多数のシナリオについて計算を行い，各パラメータの変化が結果に与える影響を分析する必要がある．また，下位問題としては静的な固定需要型利用者均衡配分問題を用いている．これに対し，需要変動型利用者均衡配分問題，確率的利用者均衡配分問題，動的な利用者均衡配分問題によって新たに定式化することで，より一般的，現実的な結果が得られると期待される．ただし，繰り返し解かれる下位問題に計算コストの高い問題を設定すると，実用に耐えうる時間内に求解が行えない可能性がある．そこで，Wang et al.[18]の手法を用いることで，全体を Single-level の混合整数線形計画問題として定式化し，比較的短い時間で求解を行えると考える．

REFERENCES

1) 総務省　情報流通行政局　情報通信政策課　情報通信経済室：ICT によるインクルージョンの実現に関する調査研究，2018.
2) 内閣官房 IT 総合戦略室：官民 ITS 構想・ロードマップ 2017 ＜経緯とポイント＞，2017.
3) Seo, T. and Asakura, Y.: Multi-Objective Linear Optimization Problem for Strategic Planning of Shared Autonomous Vehicle Operation and Infrastructure Design, *IEEE Transactions on Intelligent Transportation Systems*, Vol. 23, No. 4, pp. 3816-3828, 2022
4) Tani, R., Nakauchi, T. and Uchida, K.: Ridesharing Traffic Flow Model based on Link-based Kinematic Wave Theory, *Journal of the Eastern Asia Society for Transportation Studies*, Vol. 14, pp. 634-646, 2021.
5) 中内智也，峪龍一，内田賢悦：歩行避難者を考慮した津波発生時におけるライドシェア避難モデル，第 60 回土木計画学研究発表会・講演集，2019.
6) Cordeau, J. -F. and Laporte, G.: A tabu search heuristic for the static multi-vehicle dial-a-ride problem, *Transportation Research Part B: Methodological*, Vol. 37, Issue 6, pp. 579-594, 2003.
7) Cubillos, C., Rodriguez, N. and Crawford, B.: A Study on Genetic Algorithm for the DARP Problem, *IWINAC 2007 Part 1 LNCS 4527*, pp. 498-507, 2007.
8) Cordeau, J. -F. and Laporte, G.: The dial-a-ride problem: models and algorithms, *Annals of Operations Research*, Vol. 153, No. 1, pp. 29-46, 2007.
9) Aiko, S., Itabashi, R., Seo, T., Kusakabe, T. and Asakura, Y.: Social benefit of optimal ride-share transport with given travelers' activity patterns, *Transportation Research Procedia*, Vol. 27, pp. 261-269, 2017.
10) Cordeau, J. -F.: A branch-and-cut algorithm for the dial-a-ride problem, *Operations Research*, Vol. 54, No. 3, pp. 573-586, 2006.
11) Ropke, S., Cordeau, J. -F. and Laporte, G.: Models and brach-and-cut algorithm for pickup and delivery problems with time windows, *Networks*, Vol. 49, Issue 4, pp. 258-272, 2007.
12) Ruland, K.S. and Rodin, E.Y.: The Pickup and Delivery Problem: Faces and Branch-and-Cut Algorithm, *Computers and Mathematics with Applications,* Vol. 33, Issue 12, pp. 1-13, 1997.
13) 土木計画学研究委員会編：交通ネットワークの均衡分析 − 最新の理論と解法 −，土木学会，pp. 39-46, 1998.
14) Beckman, M., McGuire, C.B. and Winsten, C.B.: Studies in the Economics of Transportation, *Yale University Press*, 1956.
15) Holland, J.H.: Adaptation in Natural and Artificial Systems, *University of Michigan Press*, 1975, *MIT Press*, 1992.
16) 榊原一紀，野一色学，渡邊真也，西川郁子，玉置久：Pickup and Delivery 問題の数理計画モデルと遺伝

的アルゴリズムに基づく解法，計測自動制御学会論文集，Vol.41，No. 11，pp.909-916，2005.
17) 相吉英太郎，安田恵一郎：メタヒューリスティクスと応用，電気学会，pp. 1-15，2007.
18) Wang, S., Meng, Q. and Yang, H.: Global optimization methods for the discrete network design problem, *Transportation Research Part B: Methodological*, Vol. 50, pp. 42-60, 2013.

(Received July 20, 2023)
(Accepted August 30, 2023)

A DIAL-A-RIDE PROBLEM CONSIDERING ROAD NETWORK CONGESTION

Sorachi MATSUMOTO, Ryuichi TANI and Kenetsu UCHIDA

In this study, we propose a Dial-a-Ride Problem (DARP) which considers road network congestion. DARP is a routing problem which takes constraints such as customer-required boarding and alighting time windows and maximum travel times into account. Previous models used given and fixed travel times, without considering network congestion. Consequently, it was not possible to analyze the impact of shared autonomous vehicle (SAV) operations on network congestion. To address this, we formulated a bi-level problem with DARP at the upper level and the equilibrium assignment problem at the lower level. A DARP solution is represented as an order of customer visits, which can be mapped to nodes on the road network to determine SAV routes. Subsequently, we construct an OD table containing this information and perform equilibrium assignment calculations to estimate travel times for the entire network. This method enables us to calculate the objective function value, which accounts for network congestion, corresponding to the DARP solution. We conducted numerical calculations using a test network to assess the validity of the model.