宣伝効果を最大にするアドトラックの走行経路に関する研究

春永　悠里（沼田　一道　教授，松浦　隆文　助教）

1.　はじめに

アドトラックは，その側面に製品やイベントの広告を掲載して繁華街を走行し，歩行者や対向車両等の人目に対し宣伝活動を行う自動車であり，看板などに続く野外広告媒体として注目されている[1]．アドトラックは，あるエリアを繰り返し走行する場合と，対象地域を満遍なく廻る場合があるが，本研究では後者を取り上げる．

図 1: アドトラック[2]

アドトラックの宣伝効果は主として交差点において得られ，その交差点の人目の多さと滞在時間に影響を受けると言われている．日本の交通ルールでは，車両は左側通行で直進が優先されるので，交差点通過時間は，対向車と歩行者の影響により，直進，左折，右折の順に長くなる．宣伝効果を大きくするために，アドトラック業者は人通りの多い交差点でなるべく右折するように工夫している．

本研究では，交差点での進行方向による宣伝効果の違いを考慮した上で，宣伝効果を最大にするアドトラックの走行経路を考え，最適化問題としてモデル化し，解法を提案する．

2.　本研究で取り扱う問題

2.1.　前提条件とモデル化

アドトラックは，$m \times n$個の交差点と左側通行，片側一車線の道路セグメントで構成される格子状ネットワークを走行する（図 2 上）．この道路網を，交差点での進行方向を区別することができるような有向グラフ$G=(V,E)$で表現する（図 2 下）．点集合Vは，交差点ごとに存在する進入点と退去点全体，それに車庫を加えた集合である．進入点と退去点は，中央部の十字形交差点で 4 点ずつ，縁の T 字形交差点で 3 点ずつ，隅の交差点では 2 点ずつ存在する．進入点全体の集合をV_1，退去点全体の集合をV_2，車庫を 0 で表わす．枝集合Eは，各交差点における進入点から退去点へと向かう枝（進行方向を表す）全体の集合E_1，退去点から隣接交差点の進入点へ向かう枝（道路セグメント）全体の集合E_2，車庫を 0 行，s 列に配置したときの車庫と(1,s)の交差点とを繋ぐ 2 本の枝（道路セグメント）E_0を併せたものである．U ターンを禁止する為，E_1に属する枝は十字路で 12 本，T 字路で 6 本，隅で 2 本である．

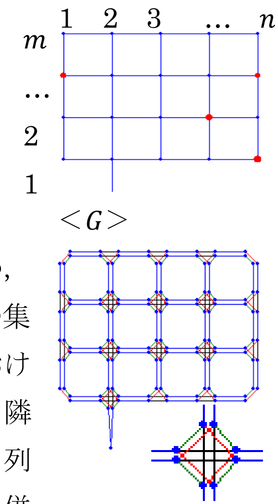

図 2: グラフの変換

宣伝効果は交差点内（E_1の枝）を通行したときのみ得られ，道路セグメントE_2で得られる宣伝効果はないものとする．各交差点にはそれぞれ，その交差点における平均的な人通りと通過時間(右折,左折,直進によって異なる)が与えられており，人通りに通過時間をかけたものをそこで得られる宣伝効果とする．

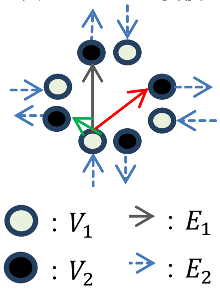

図 3: 記号の説明

アドトラックは車庫から出発して有向グラフG上を走行し，制限時間T以内に車庫へ戻る．このとき，各枝は 1 度以下しか通行できないものとする．全ての枝の移動にかかる所要時間，人通りは全て正の値をとり，既知のものとする．本研究では，アドトラックが車庫から出発し，T以内に車庫へ戻ってくる間に獲得する宣伝効果を最大化する走行経路を求める．

アドトラックの最適な走行経路を求める問題は，上に示したグラフの点と枝の役割を入れ替えることにより，Prize Collecting Traveling Salesman Problem(PCTSP)[3]を特別なネットワーク上で考える問題と言える．しかし，アドトラックの最適な走行経路を求める問題を PCTSP として解くと問題サイズ

が大きくなってしまうため，本研究ではこの問題を AD-Truck Routing Problem(ADT-RP)とし，グラフ G上で直接解くこととする．

2.2. 定式化

グラフ Gの各枝（$e \in E$）に宣伝効果 g_e（$g_e = 0, \forall e \in E_0 \cup E_2$）と通過時間$t_e$を対応させたネットワーク$N(V, E, g, t)$を考える．

以下の定式化において，$v \in \{0\} \cup V_1$に対し，$\epsilon^-(v)$ は，vへ入る唯一の枝を，$\partial^+(v)$はvから出ていく高々3 本の枝集合を表す．また，$v \in \{0\} \cup V_2$に対し，$\epsilon^+(v)$は，vから出ていく唯一の枝を，$\partial^-(v)$はvに入る高々3 本の枝を表す．アドトラックの走行経路を与える決定変数はy_vとx_eであり，点vを訪れる(1)か否(0)かをy_v，枝eを通る(1)か否(0)かをx_eで表す．f_eはアドトラックがeを移動する際に数える重みで，移動しない場合は 0 とする．重みはアドトラックが点を移動するごとに 1 ずつ増えていくものとする．決定変数f_eは，部分巡回路を除去するために使用する[4]．Qは全点数$|V|$とする．

アドトラック巡回問題（ADT-RP）は以下のように定式化できる．

＜ADT-RP＞

$$\text{maximize} \quad \sum_{e \in E_1} g_e x_e \tag{1}$$

$$\text{sub. to} \quad \sum_{e \in E_0 \cup E_1 \cup E_2} t_e x_e \leq T \tag{2}$$

$$x_{\epsilon^-(v)} = y_v, \qquad \forall v \in V_1 \tag{3}$$

$$\sum_{e \in \partial^+(v)} x_e = y_v, \qquad \forall v \in V_1 \tag{4}$$

$$x_{\epsilon^+(v)} = y_v, \qquad \forall v \in V_2 \tag{5}$$

$$\sum_{e \in \partial^-(v)} x_e = y_v, \qquad \forall v \in V_2 \tag{6}$$

$$f_e \leq Q x_e, \qquad \forall e \in E_0 \cup E_1 \cup E_2 \tag{7}$$

$$\sum_{e \in \partial^+(v)} f_e - f_{\epsilon-(v)} = y_v, \qquad \forall v \in V_1 \tag{8}$$

$$f_{\epsilon^+(v)} - \sum_{e \in \partial^-(v)} f_e = y_v, \qquad \forall v \in V_2 \tag{9}$$

$$f_{\epsilon+(0)} = 0 \tag{10}$$

$$y_0 = 1 \tag{11}$$

$$x_{\epsilon^+(0)} = 1 \tag{12}$$

$$x_{\epsilon^-(0)} = 1 \tag{13}$$

$$y_v \in \{0,1\}, \qquad \forall v \in \{0\} \cup V_1 \cup V_2 \tag{14}$$

$$x_e \in \{0,1\}, \qquad \forall e \in E_0 \cup E_1 \cup E_2 \tag{15}$$

$$f_e \geq 0: \text{integer} \quad \forall e \in E_0 \cup E_1 \cup E_2 \tag{16}$$

式(1)はアドトラックが走行範囲を巡回するときの宣伝効果を最大化する目的関数である．式(2)はアドトラックの総走行時間は制限時間内であることを表す. 式(3)は進入点vに入る道を通るならば点vを通過することを表し，式(4)は進入点vを通るならば，vからは右折，左折，直進のいずれかの方向へ一度しか行けないことを示す． 式(5)は，退去点vを通るならばvを出ていく道を通ることを表し，式(6)は，退去点vを通るならば，進入点から右折，左折，直進をしてから点vに入ってこられるのは一方向であることを示す． 式(7)～(10)は部分巡回路除去制約である．式(11)～(13)は車庫点とそれに隣接する 2 本の枝は必ず通るという条件である．

3. 提案解法

提案解法では，まず交差点の接続パターンをいくつか定め，そのパターンを各交差点に与える．交差点毎にそのパターンを変化させることでより良い解を見つける．そこで得た解を基本的な近傍探索[5]に基づく方法で更に改善する．提案解法の求解手順を以下に示す．

<u>Phase1　初期解生成</u>

初期解は，車庫点を含む部分巡回路を生成し，それを可能な限り大きくしていくことで求める．

各交差点内における進行方向の可能性を限定するため，進入方向によって，退去する方向を１つに定める．交差点内の進入点と退去点を全て使用し，進入方向によって退去する方向を１つに定めた接続パターンは，十字形交差点で９通り（図４），T 字形交差点で２通り，隅で１通りある．各交差点に，接続パターンのうちの１つを割り振ったものをパターンベクトル$\boldsymbol{P} = (p_1, p_2, \dots, p_{mn})$と呼ぶ．$\boldsymbol{P}$に対応する枝集合は，$G(N)$の互いに素な，$V$を覆うような部分巡回路集合を与える．その中には０（車庫点）を含むものが必ず存在するので，その部分巡回路を$\varphi(\boldsymbol{P})$とする．

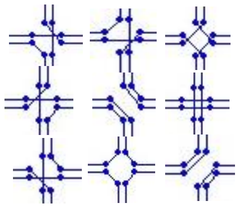

図 4: 接続パターン例

$\boldsymbol{P}$の近傍$U(\boldsymbol{P})$を，$U(\boldsymbol{P}) = \{\boldsymbol{P}' \mid \boldsymbol{P}' = (p_1, p_2, \dots, p_{i-1}, p'_i, p_{i+1}, \dots, p_{mn}),\ p'_i \neq p_i,\ i = 1,2,\dots,mn\}$で定義する．解空間について，近傍$U(\boldsymbol{P})$を用い局所探索を行う．制限時間$T$以下で，獲得効果が最大になるような$\varphi(\boldsymbol{P})$を求め，最良解$S_b$とする．$S_b$が更新される限り解空間の局所探索を行い，更新されなくなれば，S_bを初期解として採用する．

<u>Phase2　近傍探索</u>

現在の解S_bの巡回路において，ある点iから一定時間CLで行ける範囲の部分経路（終点をjとする）を除去し，制限時間T内でiからjへ行くより良い経路がないかを探索する方法である（図５）．アルゴリズムの詳細を以下に示す．

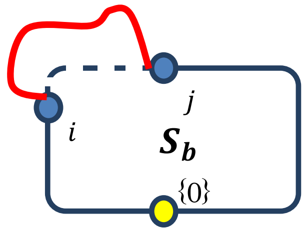

図 5: 近傍探索

Step1：除去する部分経路の始点iを巡回路中の１番目（車庫の次）の点とする．残余走行時間ATを，$AT = T -$(S_bの巡回路走行時間)とする．

Step2：始点iからスタートし，CL以内で行くことのできる最遠の点jまでの経路（S_bの部分経路）を除去する．このとき除去した経路の所要時間をCTとする．

Step3：$CT + AT$時間内で，点iから点jへ向かう最良の経路を列挙法で求め(S_bの巡回路として選択されている枝は使用不可能である．ただし，除去した経路部分の枝は使用可能とする．)，その経路を点iから点jへ向かう新たな経路とし，S_bを更新する．

Step4：残余時間ATを，$AT = T -$(S_bの走行時間)に更新する．始点iを巡回路中の次の進入点に更新し，Step2 に戻る．次の進入点がない場合，Step5 へ．

Step5：S_bが更新される限り，Step1 から Step4 を繰り返す．更新されない場合，Step6 へ．

Step6：CLを，$CL = CL + \alpha$ ($\alpha > 0$)に更新し，Step1 に戻る．

4.　数値実験

数値実験に用いた宣伝効果g_eと通過時間t_eは，表１に示す範囲で一様乱数により与えた．問題のサイズが$m \times n < 20$（$T = \infty$)のとき，列挙法（プログラムは Borland 社の Delphi6 で実装）により，厳密解が求められた．$m \times n < 40$ ($T = \infty$)のときには，汎用ソルバーgurobi4.5[6]に，2.2 節の定式化を与えることで求解できた．$m = 4, n = 4, s = 2, T = \infty$のときの計算時間を比較してみると，列挙法が 87 秒なのに対し，ソルバーでは 0.61 秒であった．しかし，問題のサイズが大きくなると，PCTSP が NP 困難な問題であることから，発見的解法により準最適解を求めることが必要になる．

提案した発見的解法の性能を評価するために，$m = 5, n = 8, s = 2$（図７)とし，制限時間Tを変化させて複数回数値実験を行い，厳密解との比較を行った．厳密解は汎用ソルバーで求めた結果を用いる．提案解法は Borland 社の Delphi6 で実装した．また，誤差率(%)はそれぞれの提案解法と厳密解の宣伝効果の差を，厳密解の宣伝効果で割り，100 をかけたものである．

表 1:　g_eとt_eの生成データ

		道路	左折	直進	右折
通過時間	min	20	5	1	30
	max	34	13	2	59
宣伝効果	min	0	25	5	150
	max	0	325	50	1475

$T=2000$と$T=5000$について実験を行った際の，誤差率とCLの関係，計算時間とCLの関係を図 6 に示す．ただし，図 6 の平均計算時間は Phase2 の Step6 に進むまでの総計算時間とする．図 7 の交差点部分の丸の大きさは，g_eを決める人通りの多さを表す．図 8,図 9 に，$T=2000, T=5000$で解いたときの走行経路例を示す．図 8,図 9 を見ると，人通りの多い交差点を右折で通っていることが分かる．

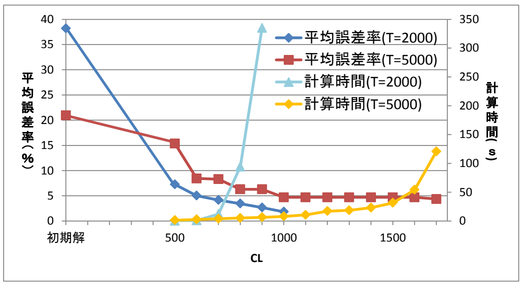

図 6: CLと平均誤差率，計算時間の関係

図 6 から，CLが長くなると，誤差は小さくなるが，計算時間が長くなることが分かる． CLが等しいときの$T=2000$と$T=5000$の結果を比較すると，$T=5000$の方が，計算時間が短く，誤差が大きい．$T=5000$の場合，既に経路として選択されている枝が多く（図 9），CLで切除した部分に代替可能な近傍ルートの選択肢が少ないため，計算時間が短くなる．同様の理由により，$T=5000$の場合には，近傍ルートの選択肢を増やすために，CLを長く設定する必要がある．

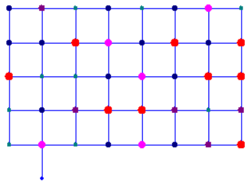

図 7: m=5,n=8,s=2 走行範囲

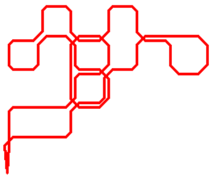

図 8: T=2000 例

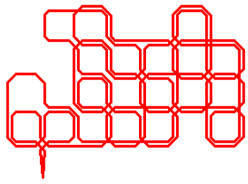

図 9: T=5000 例

次に$T=10000$（$T=\infty$と同義)のときの結果を表 2 に示す．メモリ不足で厳密解を求めることができなかったため，暫定値と上界値の結果と比較したところ，暫定値とはほぼ同程度の結果が得られた．制限時間が長い場合にも，提案解法は有効であることがわかる．

表 2:　厳密解と提案解法の比較

	暫定値	上界値	計算時間(s)
Gurobi	54206	56237	15858
提案解法	53859		364
誤差(%)	0.64	4.2	

5.　まとめと今後の課題

本研究では，交差点での進行方向による宣伝効果の違いを考慮した上で，アドトラックができるだけ大きな宣伝効果を得るための走行経路を求める問題を，最適化問題としてモデル化し，発見的解法を提案した．

小さな問題例の場合，列挙法や汎用ソルバーで厳密解を求めることができた．提案解法は，車庫点を含む部分巡回路を生成し，それを可能な限り大きくしていくことで求めた解を初期解とし，それを基本的な近傍探索で改善した．数値実験の結果，近傍の探索範囲が広くなると，誤差は小さくなるが，計算時間が長くなることが分かった．今後の課題は，解の精度を上げるために，提案解法を改善することである．

参考文献

[1] ADTRAX, http://www.adtrax.jp/ (2012.1.09).

[2] 有限会社カヤノ物流，https://www.skblog.jp/1000075702/wp-content/uploads/2010/10/128636129854872900.jpg (2011.10.30).

[3] Seiji Kataoka, Susumu Morito (1988), An algorithm for single constraint maximum collection problem, Journal of the Operations Research Society of Japan , vol.31, no.4, pp.515-531.

[4] 沼田一道（2011), 汎用 MIP ソルバによる巡回セールスマン問題の求解―多項式オーダ本数の部分巡回路除去制約―, オペレーションズ・リサーチ, vol.8, pp.452-455.

[5] 柳浦睦憲，茨木俊秀（2001), 組合せ最適化―メタ戦略を中心として―, 朝倉書店, 237pp.

[6] Gurobi Optimization, http://www.gurobi.com/ (2012.1.09).