

合流巡回セールスマン問題とその解法

小林 克也, 沼田 一道

1. はじめに

近年, 地域の安全や健全性を維持するために警察官によるパトロールだけではなく, 地域住民や公職職員が当該区域のパトロールを実施するようになり, その重要性が再確認されている[4]. このとき, 対象区域には犯罪が多発する危険な場所とあまり事件の起きない比較的安全な場所が混在するのが普通である[1]. 文献[1]は, 事例に即し, 危険度の高い地点を限られた時間にできるだけ多く巡回する問題を扱っている. また文献[5]は, パトロール経路の総長をできるだけ抑えながら, 各地点を危険度に応じた本数の経路で覆うという多重被覆問題を提起している. 同様のパトロール業務において, 犯罪多発地点は複数のパトロール要員が一緒に見回り, 比較的安全なところは別々に1人で見回るとして, このような形態のパトロール(巡回)を効率よく行いたいという状況も想像される. 本稿では, パトロール要員を2人として, 2人が起点を同時に出発し, それぞれがパトロール地点を經由し, ある地点では合流して2人でパトロールを行い, 起点に戻る場合を考える(図1). このとき合流してパトロールを行うため, 2人が合流地点に到着するまでの時間差は出来る限り小さいことが望ましい. 図1のような「巡回」に伴うコストを最小化する問題としては, 巡回セールスマン問題(TSP: Traveling Salesman Problem)や複数巡回セールスマン問題(MTSP: Multiple Traveling Salesman Problem)が存在する[12]. TSPは「1人が与えられたすべての都市を一度ずつ訪問して起点に戻るときの移動コストを最小化する問題」であり, 標準的な組合せ最適化問題の1つとして(主として解法に関する)膨大な研究が蓄積されている[2][7]. MTSPは「複数人が分担してすべ

ての都市を(一度ずつ)訪問して起点に戻るときの合計移動コストを最小化する問題」であり, 配送経路問題の基本形である. 上述の合流を伴う問題を, 常時2人で一緒に回るTSPとして扱うと, 1人ずつ別々に見回れる地点について無駄な移動が生ずる. また, 2人が別々に回る $M (=2)$ TSP(図2)において, “両者が訪問すべき2人訪問点”を考慮すれば文献[5]の問題に帰着するが, 文献[5]ではそれらを非同期に訪問すればよいので, 2人で一緒に見回るという制約は満たせない. 合流を伴う状況は十分に現実的なものと思われるが, この問題のモデル化やその解法に関する研究は, 著者らの知る限りなされていない[3]. 本稿では, 各点を訪問すべき人数が1人もしくは2人と指定され, 2人が訪問する点では待合せが必要となる場合の最小コスト巡回経路問題を提起し, それに対する発見的解法を提案する. また, TSPベンチマーク問題をアレンジした問題例を提案解法で解いた結果も併せて報告する.

2. 提起する問題

2.1 問題要素と記号

平面上に n 個の点— m 個の2人訪問点(以下合流

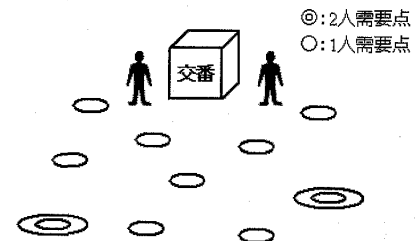


図1 地点によって需要人数が異なるパトロール問題

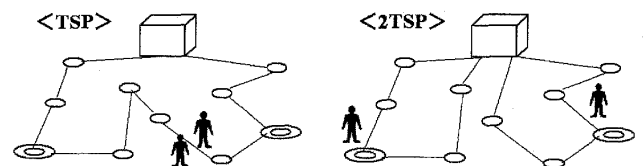


図2 既存問題への帰着例

こばやし かつや, ぬまた かずみち
東京理科大学 工学部経営工学科
〒162-8601 新宿区神楽坂1-3
受付10.4.1 採択10.10.4

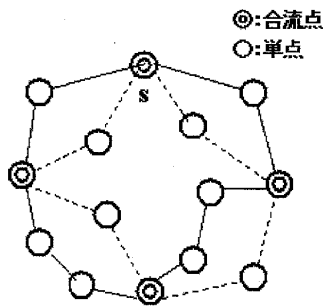


図3 RTSP ($n=14, m=4$)

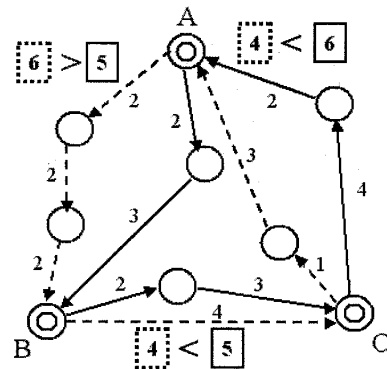


図4 巡回例と巡回時間(17)

点)と $n-m$ 個の1人訪問点(以下単点)一および任意の2点間を結ぶ潜在的な無向枝からなるグラフが与えられ、2人のセールスマンが存在しているものとする。パトロールの基点は合流点のどれか1つと考える。合流点での消費時間は巡回路(解)の評価に関係しないので、どの合流点を基点としても問題としては等価である。頂点集合を $V=\{1, \dots, n\}$, 合流点集合を $J=\{1, \dots, m\} (\subset V)$, 単点集合を $S=V \setminus J=\{m+1, m+2, \dots, n\}$, 2人のセールスマンを集合 $R=\{1, 2\}$ で表す。ただし $|J|=m \geq 2$ とする。また、すべての点は三角不等式を満たすユークリッド平面上に位置するものとする。

2.2 問題の定義

本稿で提起する問題を「合流(ランデブー)巡回セールスマン問題(RTSP: Rendezvous Traveling Salesman Problem)」と呼び、「2人のセールスマンが起点を出発し、単点をどちらか1人が訪問し、合流点では2人が合流した後一緒に訪問し、2人が起点に戻るまでの巡回時間を最小化する問題」と定義する(図3)。

以下RTSPを扱う上で、つぎのような前提を置く。

- 2人のセールスマンの移動速度は等しく一定である。
- 合流点に先に到着した者は後から到着する者を待つ。
- 巡回時間は点間の移動時間のみを考慮する。

2.3 巡回時間

RTSPにおける巡回時間の定義を、 $n=9, m=3$ の例題を用いて説明する(図4)。図4において、2人が合流点Aを出発し、B、Cの順に訪問した後、Aに戻るケースを考える。枝の数字がその点間の移動時間を表し、実線で表す経路を通る者をセールスマン1、点線で表す経路を通る者をセールスマン2とする。合流点AB間におけるセールスマン1、セールスマン2

の移動時間をそれぞれ5、6単位時間とする。このとき、合流のため、セールスマン1はセールスマン2の到着を待たなければならない。よって、合流点AB間で費やす時間は両者とも6単位時間である。同様にBC間では5、CA間では6単位時間を消費する。つまり、2人のうち後から到着する者の移動時間がその合流点間の2人の消費時間となり、総巡回時間は各合流点間の消費時間の和で表される。したがって、図4の巡回例における巡回時間は $6+5+6=17$ 単位時間となる。

3. 定式化

TSPとMTSPに倣ってRTSPを定式化する。まず、変数 w_{kl} で、2人のセールスマンが(合流点だけに着目したとき)合流点 k の次に合流点 l を訪問する(1)か否(0)を表す。合流点間移動($\{w_{kl}\}$)は両セールスマンの単点訪問(移動)の基礎となる。つぎに、変数 $y_{kl}^{(p)}$ で、(両セールスマンが)合流点 k の次に合流点 l を訪問し、かつ、その間にセールスマン p が単点 i を訪問する(1)か否(0)かを表す。当然ながら、 $y_{kl}^{(p)} \leq w_{kl}$ である。さらに、変数 $x_{ij}^{(p)}$ で、(両セールスマンが)合流点 k の次に合流点 l を訪問し、かつ、その間にセールスマン p が点 i から点 j へ直接移動する(1)か否(0)かを表す。ただし、 i の範囲は $S(k)=\{k\} \cup S$ に、 j の範囲は点 $S(l)=\{l\} \cup S$ に限られる。最後に、実行可能解の与える総巡回時間を z とする。また、点 i, j 間の移動時間 t_{ij} は所与の定数である ($i, j \in V=J \cup S$)。RTSPはこれらの記号を用いて以下のように定式化される。

(RTSP)

$$\begin{aligned} \min z &= \sum_{k \in J} \sum_{l \in J \setminus \{k\}} \max_{p \in R} \sum_{i \in S(k)} \sum_{j \in S(l) \setminus \{i\}} t_{ij} x_{ij}^{(p)} \\ \text{s. t. } \sum_{l \in J \setminus \{k\}} w_{kl} &= \sum_{l \in J \setminus \{k\}} w_{lk} = 1, \quad \forall k \in J \end{aligned}$$

$$\sum_{k \in D} \sum_{l \in D \setminus \{k\}} w_{kl} \leq |D| - 1, \quad \forall D \subset J (D \neq \emptyset, J)$$

$$y_{ikl}^{(p)} \leq w_{kl}, \quad \forall i \in S, \quad \forall k, l \in J (k \neq l), \quad \forall p \in R$$

$$\sum_{k \in J} \sum_{l \in J \setminus \{k\}} \sum_{p \in R} y_{ikl}^{(p)} = 1, \quad \forall i \in S$$

$$\sum_{j \in S(l)} x_{ijkl}^{(p)} = \begin{cases} y_{ikl}^{(p)}, & \forall i \in S \\ w_{kl}, & \text{for } i = k \end{cases}$$

$$\sum_{i \in S(k)} x_{ijkl}^{(p)} = \begin{cases} y_{jkl}^{(p)}, & \forall j \in S \\ w_{kl}, & \text{for } j = l \end{cases}$$

$$\sum_{j \in T} \sum_{i \in T \setminus \{j\}} x_{ijkl}^{(p)} \leq |T| - 1, \quad \forall T \subset S (T \neq \emptyset)$$

$$(*) \quad \forall k, l \in J (k \neq l), \quad (*) \quad \forall p \in R$$

$$w_{kl} \in \{0, 1\}, \quad \forall k, l \in J (k \neq l)$$

$$y_{ikl}^{(p)} \in \{0, 1\}, \quad \forall i \in S, \quad \forall k, l \in J (k \neq l), \quad \forall p \in R$$

$$x_{ijkl}^{(p)} \in \{0, 1\}, \quad \forall i \in S(k), \quad \forall j \in S(l),$$

$$\forall k, l \in J (k \neq l), \quad \forall p \in R$$

第1式は、総巡回時間(z)の最小化を表す。 z は(移動を行う)合流点間の各セールスマンの移動時間の長いほうを足し合わせたもので与えられる。制約条件の最初の3式(2行)は w_{kl} に関するもので、合流点への訪問が J の巡回路になることを表す。2行目の第3式は部分巡回路除去制約である。つぎの2式は $y_{ikl}^{(p)}$ に関するもので、各合流点間で単点を訪問できるのは、その合流点間移動が行われる場合に限ること、および、どの単点もいずれかの合流点間でどちらかのセールスマンが1回だけ訪問することを表している。つぎの3式(6行)は、移動が行われる合流点間($k \rightarrow l$)での各セールスマンの移動($x_{ijkl}^{(p)} = 1$ である(i, j)の列)は、 k を起点、 l を終点とするパスになること、このパスから切離された単点のみの巡回路が現れないことを表している。(*)の付された2つの限定詞はこれら3式にかかわる。

4. 解法

前節で示したように、RTSPは0-1計画問題として定式化される。しかし、RTSPは特殊な場合としてTSPを含むことから明らかなように、それを解く“能率的な厳密解法”が存在しそうな問題のクラスに属する。そこで、本節では解の構築と探索からなる発見的解法[11]を提案する。以下、これを提案法と呼ぶ。

問題の中心は、各単点をどの合流点間で訪問するかということである(これを合流点間への「割り当て」と呼ぶ)。提案法はRTSPを3段階に分けて考える。

第1段階では、初期割り当てを構築的に求める。まず、合流点の訪問順序を最短巡回路(合流点集合 J

に対するTSPの最適解)に定め、その巡回路において各単点をどの合流点間で訪問するか決める。

第2段階では、各合流点間に割り当てられた単点集合をさらに2つの単点集合に分割し(初期分割)、2つの「パス」を生成する。ここでいうパスとは、「2つの合流点を端点(起点と終点)とし、指定された単点集合(当該合流点間に対する割り当てを2分割した一方)の要素をすべて通過する最短経路」のこととする。また、2つのパスを併せて(当該合流点間の)ルートと呼ぶ。初期ルートを定めた後、2つのパス間で単点の移動・交換を行って長いほうのパスの長さを短縮する。

第3段階では第2段階で得られた巡回路に対して、任意の2つのルート間で単点の移動を行い巡回時間を改善する。

4.1 phase 1

第1段階では、合流点の訪問順序を定め、初期割り当てを行う。合流点の訪問順序は、合流点集合 J に対する最短巡回路(TSPの最適解)として列挙法により求める。 J の最適巡回路がRTSPの最適解を構成する保証はないが、例えば交差した巡回路よりは、単点の訪問についても、能率的である。合流点数が多い問題例の場合は、Lin-Kernighan法等の逐次改善法を用いる必要があるが、ここでは列挙が可能な大きさの J を想定する。求めた巡回路において、任意に起点 $j_1(=j_{m+1})$ を定め、その他の合流点を巡回路に沿って、 j_2, \dots, j_m とし、 j_k と j_{k+1} をつなぐ線分を P_k とする(図5)。

つぎに、各単点をそれぞれに最も近い合流点間に割り当てる。単点 i と合流点間線分 $P_k(k=1, \dots, m)$ との最短距離を $e_k^{(i)}$ で表す。 $e_k^{(i)}$ は、 i から P_k に垂線が引ける場合はその垂線の長さとし、垂線が引けない場合は i と P_k の最寄端点(j_k と j_{k+1} のうち i に近いほう)までの距離とする(図6)。

$k' = \arg \min_{k=1, \dots, m} e_k^{(i)}$ であるとき、単点 i を合流点($j_{k'}, j_{k'+1}$)間に割り当てる(図7)。ただし、単点 i か

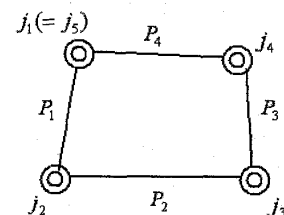
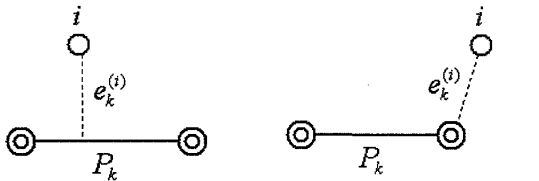


図5 合流点の訪問順序

ら線分 P_k および線分 P_{k+1} への距離が等しくかつ最短である場合には、線分 $i-j_{k+1}$ となす角が小さいほうの合流点間に割り当てる。すなわち、 $\angle ij_{k+1}j_k < \angle ij_{k+1}j_{k+2}$ ならば (j_k, j_{k+1}) 間に、そうでなければ (j_{k+1}, j_{k+2}) 間に割り当てる (図7)。以上の操作をすべての単点に対して行う。以下、 (j_k, j_{k+1}) 間に割り当てられた単点の集合を G_k で表す。

4.2 phase 2

第2段階では、長い方のパス長で決まる合流点間の移動時間をできるだけ短くするような G_k の分割を $k=1, 2, \dots, m$ について探索する。ここでは、対象となっている合流点間に割り当てられた単点の集合を (k を省略して) G で表す。まず、 G を単点集合 $g^{(1)}$, $g^{(2)}$ に2分割し、2つのパスを生成する。次に、 $g^{(1)}$, $g^{(2)}$ 間で単点を移動 (1点挿入, 1点交換) することで、移動時間の長い方のパス長を短縮する (図8)。このパス間局所探索 (PLS と呼ぶ) では、現在の分割を、移動時間が最も短縮される分割に更新する最良移動戦略 [11] を採用する。



(a) 垂線が引ける場合 (b) 垂線が引けない場合
図6 単点と線分の最短距離 $e_k^{(i)}$

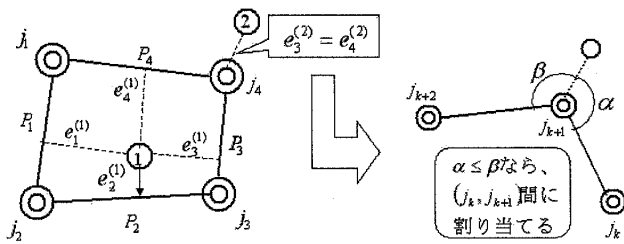


図7 各合流点間への単点の割り当て

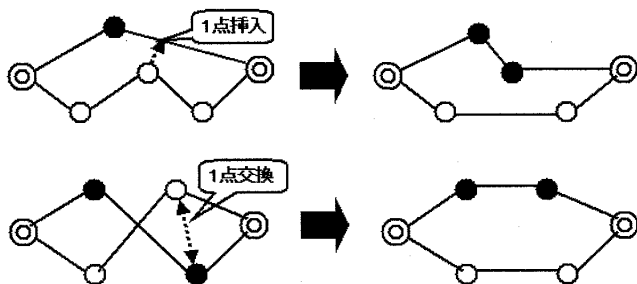


図8 パス間局所探索

以下に、PLS の処理手順を示す。まず、 $\varphi(g)$ ($g \subset G$) で G に対応する合流点を両端点とし g に属する単点すべてを通過する最短経路の長さを表す。 $\varphi(g)$ の値は2-opt法 [8] により近似的に求める。ここで、 $(g^{(1)}, g^{(2)})$ を G の現在の2分割とする。さらに、 f を当該合流点間の暫定移動時間、 $W(g^{(1)}, g^{(2)})$ を分割 $(g^{(1)}, g^{(2)})$ に $(g^{(1)}, g^{(2)})$ 間で1点挿入もしくは1点交換を施して得られる分割全体の集合とする。以上の記号を用いると、PLS を以下のように記述できる。

手続き PLS

step 0 $f \leftarrow \infty$.

step 1 $f^* \leftarrow \min_{(g^{(1)}, g^{(2)}) \in W} \max\{\varphi(g^{(1)}), \varphi(g^{(2)})\}$
 $(g^{*(1)}, g^{*(2)}) \leftarrow \{f^* \text{ を与える分割}\}.$

step 2 $f < f^*$ なら、 $f \leftarrow f^*$, $g^{(1)} \leftarrow g^{*(1)}$, $g^{(2)} \leftarrow g^{*(2)}$ として step 1 へ。

さもなければ、 f を当該合流点間における移動時間、 $g^{(1)}$, $g^{(2)}$ を当該合流点間における G の最適 (局所最適) な分割とし、2つのパスを生成して終了。

1回の PLS では精度が安定しないので、多数の初期解 (初期分割) から繰り返し探索を行い、得られた解 (2分割) の中で最も良いものを採用する。この多スタート戦略 [11] を適用した PLS を MSPLS (Multi Start PLS) と呼ぶ。計算時間は増加するが、より広範囲の探索を行うことにより解の精度向上を期待する。初期解 (分割) としては、以下の3種類の基本分割を基にして生成する。すなわち、要素を1つずつ基本分割における所属と逆の組に変更したものを (各々 $|G|$ 個) 生成し、初期分割として用いる。

- G をランダムに2分割したもの (ランダム分割)
- G を k -means 法¹ によって2分割したもの (クラスタリング分割)
- G が属する両合流点を通る直線を境界にして G を2分割したもの (左右分割)

この多スタート方式 (合計 $3|G|$ の初期解) は、予備実験における計算時間と解精度の観察をふまえ、 G のサイズを繰り返し回数に反映させることを意図して決めた。

¹ 各点の各クラスターへの所属を「どの点も、所属クラスターの中心 (平均) 点への距離が非所属クラスターの中心 (平均) 点への距離を超えない」ように決めるクラスタリングの一手法 [9]。ここでは k (クラスター数) = 2 である。

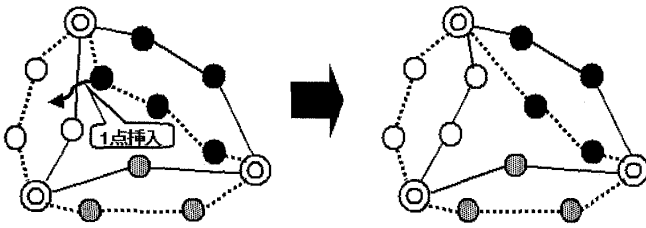


図9 ルート間局所探索

phase 2ではMSPLSを各 $G_k (k=1,2,\dots,m)$ について独立に施し、それぞれ得られた f を加え合わせて総巡回時間 z とする。また、 f を与える各 G_k の分割 ($g_k^{(1)}, g_k^{(2)}$) も保持しておき phase 3 で使用する。

4.3 phase 3

第3段階では、集合 G_k の1要素(単点)を他の集合 G_l へ移して総巡回時間の改善を図る ($k, l=1, 2, \dots, m; k \neq l$)。すなわち、 $i \in G_k$ として、 $G'_k = G_k - \{i\}$ と $G'_l = G_l + \{i\}$ の両者に対し PLS を用いて移動時間 f_k と f_l を再計算し、 i を G_k から G_l へ移した場合の総巡回時間 z' を求める。第2段階 (phase 2) を終了した時点で得られた最小総巡回時間を初期値とする暫定最小総巡回時間を \bar{z} として、 $z' < \bar{z}$ となる場合に、 $G_k \leftarrow G'_k, G_l \leftarrow G'_l$ の更新を行う (図9)。この単点集合 S の m 分割空間における1点挿入近傍局所探索を RLS (ルート間局所探索) と呼ぶ。提案法では、近傍内のすべての変更の中で最も巡回時間の改善が大きい単点移動を行う最良移動戦略[11]を採用・実施する。

G'_k と G'_l に PLS を適用する際の初期解 (分割) としては、

$$\begin{aligned} & i \in g_k^{(1)} \text{ の場合 } \quad G'_k : (g_k^{(1)} - \{i\}, g_k^{(2)}) \\ & \quad G'_l : (g_l^{(1)} + \{i\}, g_l^{(2)}) \text{ または } (g_l^{(1)}, g_l^{(2)} + \{i\}) \\ & i \in g_k^{(2)} \text{ の場合 } \quad G'_k : (g_k^{(1)}, g_k^{(2)} - \{i\}) \\ & \quad G'_l : (g_l^{(1)} + \{i\}, g_l^{(2)}) \text{ または } (g_l^{(1)}, g_l^{(2)} + \{i\}) \end{aligned}$$

を用いる。ここで $g_k^{(1)}, g_k^{(2)}$ は、phase 2 の MSPLS で得られた G_k の局所最適分割 (あるいは RLS 内で更新された G_k の局所最適分割) である。RLS は、 z を暫定総巡回時間、 δ を暫定 (最大) 改善時間として、以下のように記述される。

手続き RLS

step 0 z : phase 2 で得られた局所最適巡回時間。

$(g_k^{(1)}, g_k^{(2)})_{k=1,2,\dots,m}$: phase 2 で得られた局所最適解 (G_k の2分割)。

step 1 $\delta \leftarrow -\infty$ 。

step 2 for $k := 1$ to m do

for $l (\neq k) := 1$ to m do [

for $\forall i \in G_k$ do [

$G_k - \{i\}$ と $G_l + \{i\}$ について、
上述の初期解 (2分割) から出発して、
PLS を行った結果を以下とする。

$$G_k - \{i\} : (h_k^{(1)}, h_k^{(2)})$$

$$G_l + \{i\} : (h_l^{(1)}, h_l^{(2)})$$

Δ (仮改善時間) を計算。

$$\Delta \leftarrow \max\{\varphi(g_k^{(1)}), \varphi(g_k^{(2)})\}$$

$$+ \max\{\varphi(g_l^{(1)}), \varphi(g_l^{(2)})\}$$

$$- \max\{\varphi(h_k^{(1)}), \varphi(h_k^{(2)})\}$$

$$- \max\{\varphi(h_l^{(1)}), \varphi(h_l^{(2)})\}.$$

$\Delta > \delta$ なら、 $[\delta \leftarrow \Delta,$

$$i^* \leftarrow i, k^* \leftarrow k, l^* \leftarrow l,$$

$$h_{from}^{(1)} \leftarrow h_k^{(1)}, h_{from}^{(2)} \leftarrow h_k^{(2)},$$

$$h_{to}^{(1)} \leftarrow h_l^{(1)}, h_{to}^{(2)} \leftarrow h_l^{(2)}]$$

](* end of $\forall i$ *)

](* end of for k, l^* *)

$\delta > 0$ なら、 $[z \leftarrow z - \delta,$

$$G_{k^*} \leftarrow G_{k^*} - \{i^*\}, G_{l^*} \leftarrow G_{l^*} + \{i^*\},$$

$$g_{k^*}^{(1)} \leftarrow h_{from}^{(1)}, g_{k^*}^{(2)} \leftarrow h_{from}^{(2)},$$

$$g_{l^*}^{(1)} \leftarrow h_{to}^{(1)}, g_{l^*}^{(2)} \leftarrow h_{to}^{(2)},$$

step 1 \leftarrow .]

step 3 z を総巡回時間、

$\{G_k = g_k^{(1)} \cup g_k^{(2)}\}_{k=1,\dots,m}$ を解として終了。

4.4 反復局所探索

提案法は、phase 3 で得られた局所最適解に、以下で示すような小変更を加えた解を順次生成し、それを初期解 (初期分割) として phase 2-phase 3 (MSPLS と RLS) を繰返し実行する (反復局所探索 [11])。 $k=1, 2, \dots, m$ の順に、 G_k に対し1個の小変更解を対応させ、それを初期解として MSPLS と RLS を行い、改善が見られれば、実行後の改善解 (分割と2本のパス) によって $\{G_k = g_k^{(1)} \cup g_k^{(2)}\}_{k=1,2,\dots,m}$ を即時に更新する。 G_l に対応する小変更で更新が起ると、再び G_l に対応する小変更から再開するが、その小変更は更新された $\{G_k\}_{k=1,2,\dots,m}$ の上で行われることに注意して欲しい。連続する m 回の小変更で更新 (改善) が起きなければ反復局所探索を停止し、提案法は終了する。

G_k に対応する小変更とは、 G_k から $G_l (l \neq k)$ への1単点の移動による解の摂動を意味する。 G_k から出て行く単点 i^* とその移動先 G_{l^*} を以下のように決める。まず、単点 $i \in G_k$ と合流点 (j_i, j_{i+1}) 間の2本の

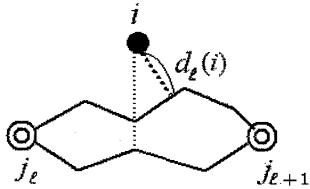


図10 単点とパスの最短距離

パス (G_l の 2 分割の各々を通過する最短パス) 上の “点” との最短距離を $d_l(i)$ とする (図 10).

i と l を独立に動かしたときの $d_l(i)$ の最小値を,

$$d_{l\uparrow}(i^*) = \min_{i \in G_k, 1 \leq l \leq m, l \neq k} d_l(i)$$

とする. このとき G_k に対応する小変更は

$$G_k \leftarrow G_k - \{i^*\}, \quad G_{l\uparrow} \leftarrow G_{l\uparrow} + \{i^*\}$$

で与えられる.

5. 数値実験

TSPLIB[10] の berlin52, gr96 を点データとした問題例を提案法で解いてみた. データ名末尾の数字が頂点数 n に対応している. 提案法を, Borland 社の delphi6 で実装し, Microsoft 社の Windows XP の下で実行した. CPU は Intel 社の Core 2 Duo 2.0 GHz である. 実験では, 3~8 個の点をランダムに合流点に指定し, 巡回時間 (実際は巡回路長) と計算時間 (単位は秒) を見た. 表 1 に実験結果, 図 11 に巡回の様子を示す. 合流点を指定する点番号は TSPLIB [10] での番号付けに従っている. 合流点は偏在しないように分散させて指定した.

表 1 より, 同じ点集合データを扱うとき, 基本的に合流点が増えると巡回時間が増加することがわかる. これには, 2 つの理由があると考えられる. 1 つは 2 人の訪問点数の和が $n+m$ であり, 合流点数が増えれば訪問する点数も増加するため, 当然といえる. また, 提案解法は各合流点間で移動時間の長いパスを短縮しようとする. 図 11 (d) のように 2 本のパスを交差させることでそれを実現する例もあり, そうした処理が m 個の合流点間で行われていることで, 巡回時間が増加すると考えられる. しかし, gr96 ($m=4$) のように, 合流点が増加したとき巡回時間が減少している例も見られた. このことから, 合流点を何処に設定するかが巡回時間に大きく影響すると考えられる. 次に, berlin52 において, 計算時間は $m=3 \sim 5$ のときほぼ等しく, $m=6$ のとき増加した. $m=6$ の場合は, 暫定巡回時間が改善され続け, 探索が長引いたからだ

表 1 実験結果

データ	m	合流点番号	巡回時間	計算時間
berlin52	3	19/29/51	4883	17
berlin52	4	2/14/19/51	5338	14
berlin52	5	2/11/14/19/24	5710	10
berlin52	6	1/2/11/14/29/43	5740	31
gr96	3	6/80/96	32334	524
gr96	4	16/30/90/96	30928	340
gr96	6	6/20/60/79/90/96	34831	151
gr96	8	1/10/20/50/60/79/90/96	36776	75

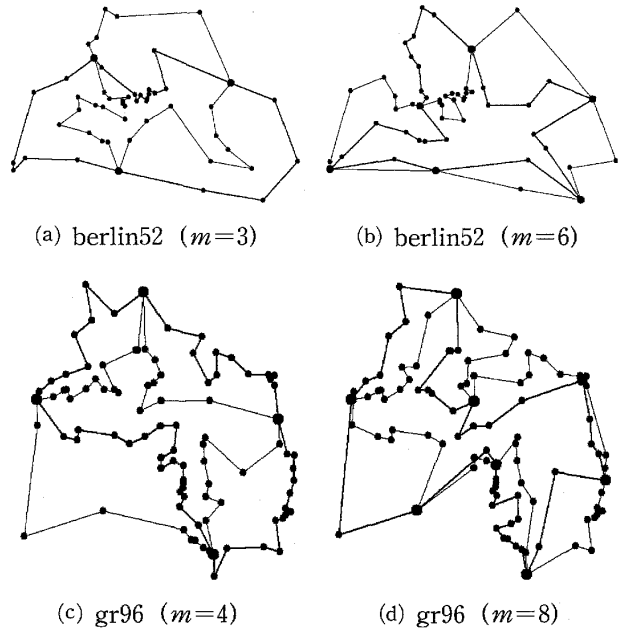


図 11 巡回の様子

と考えられる. また, gr96 において, 多くの場合, 合流点が増加するごとに計算時間は減少した. これは, 合流点が少ないとき, 1 つあたりの合流点間に割り当てられる単点数 (の平均) が多くなり, MSPLS を行う際の計算時間が増加することによって考えられる. berlin52 については, 同様の傾向は見られなかったが, これは点数 n の大きさによる影響と考えられる.

6. まとめ

本論文では, RTSP (合流巡回セールスマン問題) という新たな問題 (モデル) を提起し, その解法を示した. ここで論じた内容は, 同様の性質をもつ巡回型の現実の問題を扱う際の手がかりになると思われる. 提案した解法は局所探索を基本としたオーソドックスな手法であり, 今後, 様々な観点からの改善を試みる必要がある. さらに, 2 本のパス (2 人のセールスマン

ン)を区別する,セールスマンの人数を増やす等の展開により,より現実的な問題を扱うことができると思われるが,これらは今後の課題である.

謝辞 細部まで丁寧に目を通して有益なご指摘,ご助言を下さった査読者の方々に深く感謝いたします.

参考文献

- [1] 青木ひと美,高木大輔,具源龍,鈴木敦夫:名古屋市におけるパトロールの最適巡回路,日本OR学会中部支部第36回研究発表会アブストラクト集(2010).
- [2] D. L. Applegate, R. E. Bixby, V. Chvátal and W. J. Cook: *The Traveling Salesman Problem – A Computational Study*, Princeton University Press (2006).
- [3] G. Gutin and A. P. Punnen (ed.): *The Traveling Salesman Problem and Its Variations*, Springer (2007).
- [4] 兵庫県警察一地域安全安心ステーション事業: <http://www.police.pref.hyogo.jp/seikatu/station/> (最終閲覧日 2010/3/26).
- [5] M. Inoue, N. Kamiyama, N. Katoh, A. Takizawa and W. Koo: The multicover Problem in Graphs arising from Patrol Route Planning; *Proceedings of International Symposium on Scheduling 2009*, pp. 36-41, Nagoya (2009).
- [6] 小林克也:合流巡回セールスマン問題に関する研究,平成21年度東京理科大学工学部経営工学科卒業論文(2010).
- [7] E. L. Lawler, J. K. Lenstra, A. H. G. Rinnooy Kan and D. B. Shmoys (ed.): *The Traveling Salesman Problem*, JOHN WILEY & SONS (1985).
- [8] S. Lin: Computer Solutions of the Traveling Salesman Problem; *Bell System Technical Journal*, Vol. 44, pp. 2245-2269 (1965).
- [9] 宮本定明:クラスター分析入門—ファジィクラスタリングの理論と応用—,森北出版(1999).
- [10] TSPLIB: <http://comopt.ifl.uni-heidelberg.de/software/TSPLIB95/> (最終閲覧日 2009/11/30).
- [11] 柳浦睦憲,茨木俊秀:組合せ最適化—メタ戦略を中心として—,朝倉書店(2001).
- [12] 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).