

の移動時間などから、ある種の評価値を計算し、それをもとに、予算内でどの道路を整備すればよいかについて、指針を与える数理モデルを提案している。文献 [1] では、目的地までの所要時間と、主要経路との重なり度合いに着目した代替経路の定義を与えている。また、大規模なネットワークにおいて、代替経路を高速に求める方法を示している。

本研究では、最短経路長に近い経路長を持ち、最短経路との重複が少ない経路を代替経路と考えるので、文献 [1] を参考にして代替経路の新たな定義を与える。その定義は、災害時における道路寸断に対する耐性に着目した定義となっている。この代替経路の定義を満たす経路を増加させることで、災害に備えた道路ネットワークの実現を図る。

提案する数理モデルは、線形計画問題として記述され、その定式化には、最短経路問題の感度分析により得られる情報と、最短経路と代替経路の候補となる経路の重複率が用いられる。また、その線形計画問題は、連続型ナップサック問題へと変換が可能であり、各道路の係数により、改良する道路の優先順位が明確になる。これは、アカウントビリティが求められる公共政策の観点から、提案モデルの利点の一つと言える。

提案モデルの有効性を検証するために、(i) 愛知県庁と大阪府庁間、(ii) 愛知・静岡県主要都市間、および (iii) 関東の一部の主要都市間について、既存道路の整備による代替経路の確保を想定した計算機実験を行った。

実験 (i) については、平成 7 年の道路データを用いたところ、主要経路は名神高速道路を通る経路となり、一方、新たに得られた代替経路は平成 17 年開通の新名神高速道路と類似の経路となった。名神高速道路と新名神高速道路は現在、お互いに代替経路として認識されている経路であるから、この結果は本研究で提案するモデルの有効性を示していると考えられる。

実験 (ii) については、本論文の主眼である災害時の代替経路の確保を念頭に、平成 15 年の愛知県と静岡県の道路データを用いたところ、代替経路は得られるものの、沿岸部を通るような代替経路であった。近年危惧されている東海地震を考えると、それらが実際に代替経路として機能するかは疑わしいところである。しかし、平成 15 年の道路データに新東名高速道路を一般道のデータとして加えたところ、浜松・静岡間に新東名高速道路を利用する代替経路を確保することができた。新東名高速道路は、東名高速道路と相互補完する経路として設計されており、この結果も本研究で提案するモデルの有効性を示していると考えられる。また、新東名高速道路の有無による実験結果の違いを考察することにより、静岡県の道路ネットワークの構造が抱えていた問題、つまり、主要経路として東名高速道路に強く依存していたという状況の再認識と、新東名高速道路の開通により、その状況が緩和されたことを確認することができた。

実験 (iii) については、災害時に機能すると思われる代替経路が得られたが、その一方で提案モデルで所与としている改良のための予算が潤沢である場合には、改良が過剰とも言える状況になり、それまで存在した代替経路を消滅させてしまうことがあることを示唆する結果が得られた。これは、提案モデルの改善すべき点を示すものであるが、この研究を発展させるために、この結果も報告しておく。

本論文の構成は次のようになっている。第 2 節は、道路ネットワークに関する記号を定義する。第 3 節は、本論文で扱う代替経路の定義について説明する。第 4 節は、提案するモデルの準備として、予め計算しておく各種数値について説明する。第 5 節は、本研究で提案するモデルについて説明し、計算機実験の結果を考察する。第 7 節は、まとめと今後の課題などについて述べる。

2. 記号の定義

本論文では、道路ネットワークを、 N を頂点集合、 E を枝集合とする有向グラフ $G = (N, E)$ で表す。頂点数と枝数を、それぞれ $|N| = n, |E| = m$ とする。また、各枝 $e \in E$ には道路長を表す長さ l_e が与えられている。本論文では、グラフの有向道(枝の部分集合)を経路と呼び、経路 P の始点と終点をそれぞれ s_P, t_P で表す。枝集合 E の部分集合 F について、 F に含まれる枝の枝長の総和 $\sum_{e \in F} l_e$ を $l(F)$ と表す。特に、経路 P の長さ $\sum_{e \in P} l_e$ は $l(P)$ と表される。OD ペアの集合を OD と書き、OD ペア $p \in OD$ に対する最短経路を S_p と表す。また、 $p = (s, t)$ のときには、 $S_{(s,t)}$ と表す。実際の道路ネットワークにおいては、最短経路が複数存在することは稀であると考えられるので、本論文では、すべての OD ペアについて、その最短経路は一意的であると仮定する。経路 P に対する経路 Q の重複率を、 $l(P \cap Q)/l(P)$ と定める。また、 P と Q の始点終点が同じであるとき、 P に対する Q の伸長率を $l(Q)/l(P)$ と定義する。

3. 代替経路の定義

Abraham et al. [1] による代替経路の定義を参考に、本論文で扱う代替経路を定義する。

3.1. Abraham et al. の代替経路の定義

次は文献 [1] における代替経路の定義である。OD ペア $p = (s, t)$ に対して、 A_p を s を始点、 t を終点とする経路のひとつとする。ただし、 A_p は最短経路 S_p ではないとする。このとき、 A_p が OD ペア p に関する代替経路であるとは、以下の三つの条件を満たすことをいう。

条件 1. 経路 A_p の最短経路 S_p に対する重複率は r_1 以下である。

条件 2. 経路 A_p は T -局所最適である。

条件 3. 経路 A_p は $(1 + \epsilon)$ -様伸長である。

条件 1 の r_1 ($0 \leq r_1 < 1$) は重複率の上限を表すパラメータであり、限界重複率と呼ぶ。重複率の定義によれば、条件 1 は $l(S_p \cap A_p)/l(S_p) \leq r_1$ と書くことができる。

条件 2 の経路 A_p が T -局所最適であるとは、経路 A_p の部分経路 A' のうち、経路長が T 以下であるものはすべて、それと始点終点を同じくする最短経路 $S_{(s_{A'}, t_{A'})}$ に等しいことをいう。文献 [1] では、 T をパラメータ α ($0 < \alpha < 1$) を用いて、 $T = \alpha l(S_p)$ と与えている。

条件 3 の経路 A_p が $(1 + \epsilon)$ -様伸長であるとは、経路 A_p のすべての部分経路 A' (経路 A_p を含む) は、それと始点終点を同じくする最短経路 $S_{(s_{A'}, t_{A'})}$ に対して、 $1 + \epsilon$ 以下の伸長率であることをいう。すなわち、 $l(A')/l(S_{(s_{A'}, t_{A'})}) \leq 1 + \epsilon$ である。ここで、 ϵ は $\epsilon \geq 0$ のパラメータである。図 1 は $(1 + \epsilon)$ -様伸長を満たさない例である。下の経路は最短経路 S_p を表しており、上の経路は二つの最短経路 $S_{(s,v)}$ と $S_{(v,t)}$ をつなぎ合わせた経路 $S_{(s,v)} \cup S_{(v,t)}$ を表す。上の経路が条件 1 と 2 を満たしたとしても、頂点 i, j 間にショートカットが存在した場合、 $(1 + \epsilon)$ -様伸長になるとは限らない。条件 3 によって、このようなショートカットが存在するものは Abraham et al. が定義した代替経路にはならない。

上記の定義を満たす経路は、指数オーダの個数となり得るため、Abraham et al. は、一つの頂点 v を節点として、二つの最短経路 $S_{(s,v)}$ と $S_{(v,t)}$ を連結することで得られる経路(単一頂点経由最短経路) $P_v = S_{(s,v)} \cup S_{(v,t)}$ から代替経路を見つける方法を提案している。最短経路が一意的であるという仮定の下で、上記の定義を満たす単一頂点経由最短経路の個数は、高々、頂点の個数に収まる。さらに、単一頂点経由最短経路を対象とした場合、条件 2 は頂点 v の周辺だけで、条件を満たすかを調べればよいため、代替経路であるかを効率よく

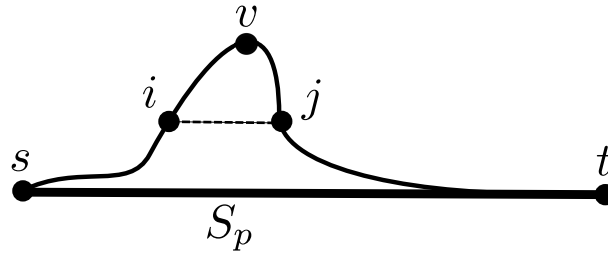


図 1: $(1 + \epsilon)$ -一様伸長を満たさない例

判定することができる。

3.2. 本論文での代替経路の定義

本論文では、文献 [1] を参考に、代替経路を定義する。OD ペア $p = (s, t)$ に対して、 A_p を s を始点、 t を終点とする経路のひとつとする。ただし、 A_p は最短経路 S_p ではないとする。このとき、 A_p が OD ペア p に関する代替経路であるとは、以下の二つの条件を満たすことをいう。

重複条件 経路 A_p の最短経路 S_p に対する重複率は r_1 以下である。

伸長条件 経路 A_p は $(1 + \epsilon(l(\cdot)))$ -伸長である。

重複条件は Abraham et al. の条件 1 と同じである。伸長条件は Abraham et al. の条件 3 に対応するもので、条件に出てくる関数 $\epsilon(z)$ は、 z に関して単調減少な関数であり、あとでその具体形を与える。経路 A_p が $(1 + \epsilon(l(\cdot)))$ -伸長であるとは、経路 A_p のすべての部分経路 A' (経路 A_p を含む) が、それと始点終点を同じくする最短経路 $S_{(s_{A'}, t_{A'})}$ に対して、 $1 + \epsilon(l(S_{(s_{A'}, t_{A'})}))$ 以下の伸長率であることをいう。すなわち、経路 A_p のすべての部分経路 A' について、 $l(A')/l(S_{(s_{A'}, t_{A'})}) \leq 1 + \epsilon(l(S_{(s_{A'}, t_{A'})}))$ である。関数 $\epsilon(z)$ は z に関して単調減少とするので、経路長が長くなるほど、代替経路となる経路は、最短経路に対する伸長率が 1 に近い経路に限定されることになる。

このような伸長条件を採用した理由は、次のような考察による。距離が長い OD 間の代替経路の場合、わずかな伸長率の違いが、距離としては大きな違いとなり得るので、所要時間において、大きな損失につながる。したがって、このような場合、伸長率においては、1 に近く、最短経路長に近い経路長を持つ経路が代替経路として選好されると考えられる。一方、距離が短い OD 間の代替経路の場合、道路の状況や、運転者の好みなどが優先され、最短経路長に必ずしも近いわけではない。このような経路選択の傾向を考慮して、伸長率の上限が経路長 $l(\cdot)$ に対して、単調減少となるようにした。

本論文における $\epsilon(z)$ は、式 (3.1) のような区分線形な関数で与えた。本論文では、枝長 l_e を時間 (秒) で与え、 $0 \leq z \leq 90000$ (秒) とする。図 2 は、式 (3.1) をグラフにしたものである。

$$\epsilon(z) = \begin{cases} \frac{2}{5} - \frac{1}{9000}z & (0 \leq z < 900), \\ \frac{29}{90} - \frac{1}{40500}z & (900 \leq z < 9000), \\ \frac{11}{100} - \frac{1}{900000}z & (9000 \leq z \leq 90000). \end{cases} \quad (3.1)$$

3.3. 代替経路の定義の妥当性の検証

3.2 節の代替経路の定義が妥当であることを検証するために、Abraham et al. の定義と本研究での定義の比較実験を行った。道路ネットワークは、国土数値情報道路データ [3] を使用し、

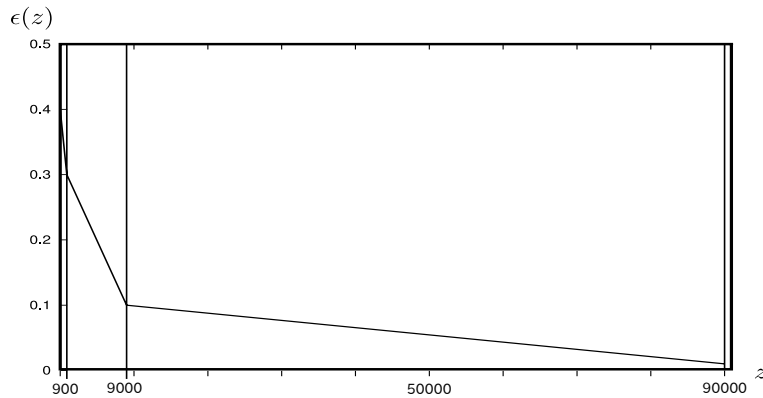


図 2: 代替経路の定義における伸長条件で用いた $\epsilon(z)$ のグラフ

対象とする道路は，高速道路，一般国道，主要地方道である．枝長は，高速道路を 80km/h，一般国道と主要地方道を 40km/h としたときの所要時間(秒)を用いた．OD ペアは，愛知県庁から東京都庁と，大阪府庁から山口県庁の 2 つの OD ペアについて考える．

まず，Abraham et al. の定義を満たす代替経路を求めた結果，2 ペアとも代替経路と判定された経路は存在しなかった．このときのパラメータは， $r_1 = 0.8$ ， $\alpha = 0.2$ ， $\epsilon = 0.2$ である．

続いて，3.2 節の定義に適う経路を求めたところ，代替経路と判定された経路が複数あった．このとき用いた限界重複率 r_1 は 0.3 である．図 3 は，愛知県庁から東京都庁への最短経路を黒色の太線で，3.2 節の代替経路の定義を満たす経路を灰色の太線で表している．愛知県庁から東京都庁への最短経路は，東名高速道路を使用した経路で，所要時間は 16,233 秒(約 4 時間 30 分)であった．それに対する代替経路は，中央自動車道を使った経路となり，その所要時間は 17,390 秒(約 4 時間 49 分)，重複率は約 0.05 となった．図 4 は，大阪府庁から山口県庁への最短経路を黒色の太線で，3.2 節の代替経路の定義を満たす経路を灰色の太線で表している．大阪府庁から山口県庁への最短経路は，中国自動車道を使用した経路で，所要時間は 23,018 秒(約 6 時間 24 分)であった．それに対する代替経路は，山陽自動車道を使用した経路となり，その所要時間は 23,715 秒(約 6 時間 52 分)，重複率は約 0.05 となった．

代替経路と判定された経路は，どちらも現在実際に代替経路と認識されている経路であることから，3.2 節の代替経路の定義は妥当なものであると考える．以降は，特に断りがなければ，代替経路は 3.2 節で定義したものを意味することとする．

4. 提案モデルの準備

本論文で提案する数理モデルは，直感的には，現状の最短経路に近い経路長を持ち，さらに最短経路と余り重複しない経路を，限られた予算内で，できるだけ多くつくるために改良すべき道路を選定するためのモデルである．より厳密には，次に定義される潜在的代替経路 $T_{e,p}$ を，代替経路にするために，どの道路を改良すべきかを解として与える線形計画問題であり，同じくこの節で定義される， $T_{e,p}$ に関連する枝長下限 $\alpha_{e,p}$ と伸長制限付き重複率 $\beta_{e,p}$ を用いて定式化される．そのため，各 OD ペア p と各枝 e に対して， $\alpha_{e,p}$ ， $\beta_{e,p}$ を予め計算しておく必要がある．

4.1. 潜在的代替経路 $T_{e,p}$

一つの OD ペア $p = (s, t)$ に対しても，一般に，ネットワークには有限だが膨大な数の経路が存在する．したがって，ネットワークの枝を短縮することで，代替経路を確保することを

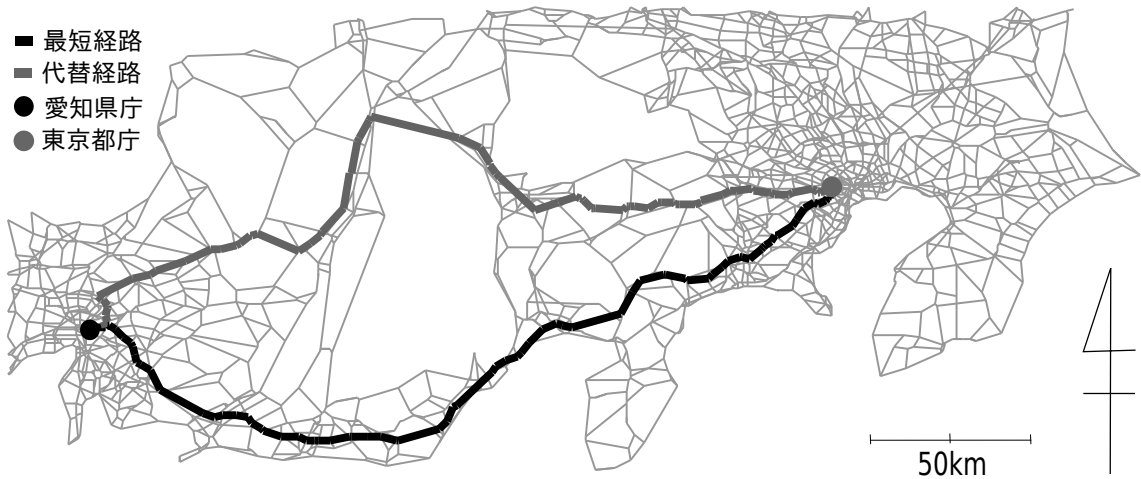


図 3: 愛知県庁・東京都庁間の最短経路と代替経路

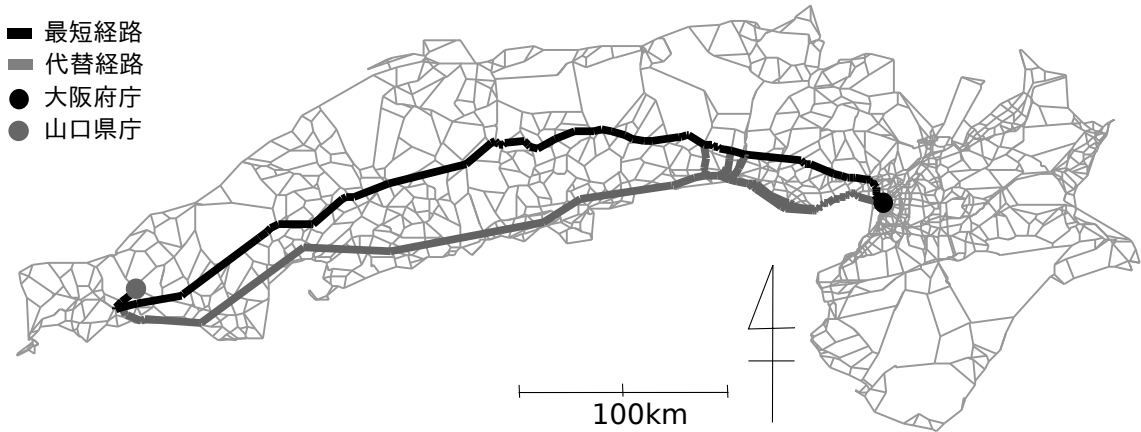


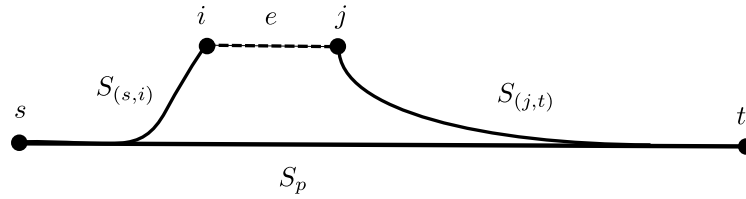
図 4: 大阪府庁・山口県庁間の最短経路と代替経路

考えたとき，それら膨大な数の経路をすべて考慮して，短縮すべき枝を選定することは計算量的に難しい．そこで，数ある経路の中から，着目すべき経路を予め限定しながらも，効率よく代替経路を増加させることが必要となる．次に定義する潜在的代替経路 $T_{e,p}$ は，その定義から，着目すべき経路と言える．

枝 $e = (i, j)$ と OD ペア $p = (s, t)$ に対して，式 (4.1) のように与えられる経路 $T_{e,p}$ を潜在的代替経路と呼ぶ．

$$T_{e,p} = S_{(s,i)} \cup \{(i, j)\} \cup S_{(j,t)} \quad (4.1)$$

潜在的代替経路 $T_{e,p}$ は，図 5 にあるように，始点 s から頂点 i への最短経路 $S_{(s,i)}$ と，頂点 j から終点 t への最短経路 $S_{(j,t)}$ を枝 (i, j) を介して連結したものである．したがって，枝 e を通る s から t への経路の中でも，最短経路長に最も近い経路長を持つ経路である．また， $T_{e,p}$ の大部分は最短経路によって構成されていることから， $T_{e,p}$ は，枝の短縮により伸長条件を満たすことが，より期待できる経路である．さらに，最短経路が一意的という仮定の下で，各 OD ペア $p \in OD$ に対して， $T_{e,p}$ の個数は高々，枝数に収まる．

図 5: 潜在的代替経路 $T_{e,p}$ の例

4.2. 枝長下限 $\alpha_{e,p}$

枝長下限と呼ぶ値 $\alpha_{e,p}$ は、各 OD ペア $p = (s, t) \in \text{OD}$ と各枝 $e \in E$ に対して、次のようにして定まる値である。枝 e の長さを短縮し、ある値になったとき、それまでの最短経路 S_p の他に新たな最短経路が生じたとする。そのときの値を $\alpha_{e,p}$ とする。ただし、枝の長さを 0 としても新たな最短経路が生じない場合は、 $\alpha_{e,p} = 0$ と定める。具体的には、 $e = (i, j)$ のとき、 $\alpha_{e,p}$ は式 (4.2) のように与えられる。

$$\alpha_{e,p} = \begin{cases} 0 & (e \in S_p), \\ l(S_p) - \min\{l(S_p), l(S_{(s,i)} \cup S_{(j,t)})\} & (e \notin S_p). \end{cases} \quad (4.2)$$

$\alpha_{e,p} > 0$ のとき、枝 e の長さを $\alpha_{e,p}$ まで短縮することにより、潜在的代替経路 $T_{e,p}$ は、それまでの最短経路 S_p とは異なる新たな最短経路になる。現実の道路ネットワークでは、枝 e の長さを 0 にしたとき、 $T_{e,p}$ が最短経路とちょうど等しい経路長になることは、極めて稀であると考えられるので、本論文では、 $\alpha_{e,p} = 0$ のときは、枝 e の長さを $\alpha_{e,p} (= 0)$ にしても、潜在的代替経路 $T_{e,p}$ は、新たな最短経路にはならないものとして扱う。

式 (4.2) で与えられる $\alpha_{e,p}$ は最短経路問題の感度分析によって求めることができる。最短経路問題の感度分析は、Ramaswamy et al. [6] のアルゴリズムを用いて効率的に実行できる。文献 [6] では、無向グラフを扱っているが、 $\alpha_{e,p}$ を求めることに関しては、[6] のアルゴリズムは有向グラフにも適用可能である。[6] では、最短経路の計算に Thorup [8] のアルゴリズムを用いているので、一つの OD ペア p に対し $O(m)$ の計算量で最短経路を求められるが、本研究で実装したプログラムは、ヒープによる Dijkstra 法を用いたので、 $O((m+n) \log n)$ の計算量で最短経路が得られる。

4.3. 伸長制限付き重複率 $\beta_{e,p}$

潜在的代替経路 $T_{e,p}$ に対して、 γ を

$$\gamma = l(S_p \cap T_{e,p}) + (1 - r_2)l(T_{e,p} \setminus S_p) \quad (4.3)$$

と定める。ここで、 $r_2 (0 < r_2 \leq 1)$ は、元の枝の長さに対する短縮可能な長さの割合の上限を表すパラメータで、限界短縮率と呼ぶ。伸長制限付き重複率と呼ぶ値 $\beta_{e,p}$ は、式 (4.4) のように、最短経路 S_p に対する潜在的代替経路 $T_{e,p}$ の重複率と定める。

$$\beta_{e,p} = \begin{cases} \frac{l(S_p \cap T_{e,p})}{l(S_p)} & (\gamma \leq (1 + \epsilon(l(S_p)))l(S_p)), \\ 1 & (\gamma > (1 + \epsilon(l(S_p)))l(S_p)). \end{cases} \quad (4.4)$$

ただし、 $\gamma > (1 + \epsilon(l(S_p)))l(S_p)$ の場合は、 $\beta_{e,p} = 1$ とする。

式(4.4)の場合分けは、次のような考察から設けた。潜在的代替経路 $T_{e,p}$ は、図6にあるように最短経路と共通する部分 $T_{e,p} \cap S_p$ と、そうでない部分 $T_{e,p} \setminus S_p$ に分けることが可能であり、その経路長 $l(T_{e,p})$ は $l(T_{e,p}) = l(T_{e,p} \cap S_p) + l(T_{e,p} \setminus S_p)$ と書くことができる。最短経路の性質から、 $T_{e,p} \setminus S_p$ は経路であることに注意する。式(4.3)の右辺第2項 $(1 - r_2)l(T_{e,p} \setminus S_p)$ は、 r_2 が限界短縮率なので、 $T_{e,p} \setminus S_p$ の枝をすべて上限まで短縮したときの経路 $T_{e,p} \setminus S_p$ の長さである。したがって、 γ は、 $T_{e,p} \setminus S_p$ の枝をすべて上限まで短縮した際の $T_{e,p}$ の経路長を表す。ところで、 $1 + \epsilon(l(S_p))$ は、 $T_{e,p}$ が伸長条件を満たすときに、最短経路 S_p に対して満たさなければならない伸長率の上限である。したがって、 $\gamma > (1 + \epsilon(l(S_p)))l(S_p)$ であれば、 $T_{e,p} \setminus S_p$ の枝をすべて上限まで短縮しても、その潜在的な最短経路 $T_{e,p}$ は伸長条件を満たさないため、代替経路になり得ない。5節で詳しく説明するが、このような $\beta_{e,p}$ の定義を利用して、 $r_1 < 1$ であるパラメータ r_1 により、 $\beta_{e,p} \leq r_1$ という制限を設けることで、代替経路になり得ない $T_{e,p}$ に対する枝 e を、OD ペア p に関して、改良区間の候補から予め除外することができる。

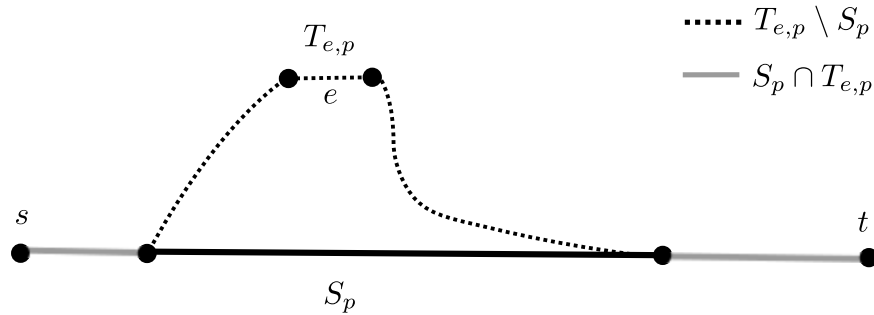


図6: 最短経路と潜在的代替経路 $T_{e,p}$ の関係

4.4. 枝長下限 $\alpha_{e,p}$ と伸長制限付き重複率 $\beta_{e,p}$ の求め方

$\alpha_{e,p}$ と $\beta_{e,p}$ は、与えられたネットワーク $G = (N, E)$ において、すべてのODペア $p = (s, t) \in OD$ に対して、以下のアルゴリズムを実行することで求められる。

$\alpha_{e,p}, \beta_{e,p}$ を求めるアルゴリズム

Step 1: OD ペア p における最短経路 S_p を求める。

Step 2: 各 $e \in E$ について、 $e \in S_p$ ならば、 $\alpha_{e,p} := 0$, $\beta_{e,p} := 1$ 。

Step 3: 各頂点 $i \in N$ に対して、始点 s からの最短経路 $S_{(s,i)}$ と最短経路長 $l(S_{(s,i)})$ を求める。同様に、各頂点 $j \in N$ から終点 t への $S_{(j,t)}$ と $l(S_{(j,t)})$ を求める。

Step 4: 各頂点 $i \in N$ に対して、 $a(i) := l(S_{(s,i)} \cap S_p)$, $b(i) := l(S_{(i,t)} \cap S_p)$ 。

Step 5: 各 $e = (i, j) \in E$ について、 $e \notin S_p$ ならば、

$$\alpha_{e,p} := l(S_p) - \min\{l(S_p), l(S_{(s,i)} \cup S_{(j,t)})\}.$$

Step 6: 各 $e = (i, j) \in E$ について、 $e \notin S_p$ ならば、

$$l(S_p \cap T_{e,p}) + (1 - r_2)l(T_{e,p} \setminus S_p) \leq (1 + \epsilon(l(S_p)))l(S_p) \text{ のとき, } \beta_{e,p} := \frac{a(i) + b(j)}{l(S_p)};$$

そうでなければ、 $\beta_{e,p} := 1$ 。

本研究で実装したプログラムでは、Step 3 に最も多くの計算量を要す。Step 3 ではヒープによる Dijkstra 法を用いるので、一つの OD ペア p に対し、 $O((m+n)\log n)$ で $\alpha_{e,p}$ と $\beta_{e,p}$ を求めることができる。

5. 提案モデル

この節では、本論文で提案する道路改良箇所の選定を支援するための数理モデルについて説明する。すでに述べたように、提案する数理モデルは、効率的に潜在的代替経路 $T_{e,p}$ を代替経路にするように設計されたモデルである。

短縮の候補となる枝 (道路) の集合を $F \subseteq E$ とおく。各枝 $e \in F$ に対して、単位長さあたりの短縮費用を b_e とおき、短縮するための総予算を B とする。そして、決定変数は、枝 e を短縮する長さ x_e とする。

提案する線形計画問題の目的関数は二通りに表現できる。まずは、制約式と合わせて、最小化問題として表現されるモデルを紹介する。その後で、最大化問題として定式化されたモデルを紹介する。

最小化問題として定式化する場合、最小化する目的関数は式 (5.1) のような短縮後の枝長 $l_e - x_e$ と $\alpha_{e,p}$ の差の総和である。ただし、和は $e \in F$ と $\beta_{e,p} \leq r_1$ である OD ペア $p \in OD$ に関して取られる。また、 r_1 は 3.1 節で定義した限界重複率である。4.2 節の $\alpha_{e,p}$ の定義によると、枝の短縮により、短縮後の枝の長さ $l_e - x_e$ が $\alpha_{e,p}$ に近づくほど、枝 e に対応する潜在的代替経路 $T_{e,p}$ の長さは、最短経路長 $l(S_p)$ に近づく。この性質により、目的関数 (5.1) を最小化すれば、伸長条件を満たす経路が増加することが期待される。さらに、限界重複率 $r_1 (0 \leq r_1 < 1)$ により、和を取る OD ペア p を $\beta_{e,p} \leq r_1$ を満たすものに制限することで、重複条件を満たす経路が増加し易いようにする。また、4.3 節の定義によれば、 $\beta_{e,p} = 1$ であるような経路は、伸長条件を満たし得ない経路なので、 $\beta_{e,p} \leq r_1$ という制約は、伸長条件を満たし得る経路に重きを置くことにもなる。

制約式と合わせて、提案モデルは次のように定式化される線形計画問題である。

$$\text{minimize } \sum_{e \in F} \sum_{p \in OD: \beta_{e,p} \leq r_1} \{(l_e - x_e) - \alpha_{e,p}\} \quad (5.1)$$

$$\text{subject to } \sum_{e \in F} b_e x_e \leq B, \quad (5.2)$$

$$l_e - x_e \geq \alpha_{e,p} \quad e \in F, p \in OD, \quad (5.3)$$

$$x_e \leq r_2 l_e \quad e \in F, \quad (5.4)$$

$$x_e \geq 0. \quad (5.5)$$

式 (5.2) は、枝 e を x_e だけ短縮したときの費用 $b_e x_e$ の総和が、総予算 B を越えないという制約である。式 (5.3) は、枝 e の短縮後の長さ $l_e - x_e$ が、 $\alpha_{e,p}$ よりも小さくならないという制約である。値 $\alpha_{e,p}$ は、枝 e の短縮後の長さ $l_e - x_e$ が、それに等しくなれば、OD ペア p に関して、最短経路長と同じ経路長を持つ経路が生じる値であったので、最短経路長に近い経路長を持つような経路をなるべく多くつくるといふ提案モデルの考え方からは、枝 e の長さを $\alpha_{e,p}$ より小さくする必要はないと考えられる。それを表す制約が、式 (5.3) である。式 (5.4) は、枝 e を短縮する長さ x_e が、 $r_2 l_e$ を越えないという制約である。道路を改良する方法として、拡幅、舗装、直線化、高速道路化を想定している。したがって、短縮する長さ x_e

には限界があり、現状の道路を大幅に短くすることは、十分に予算があったとしても、物理的に不可能だと考える．そこで、4.3節の $\beta_{e,p}$ の定義に用いた限界短縮率 $r_2(0 \leq r_2 \leq 1)$ により、各枝 e の短縮可能な長さ x_e を元の枝長 l_e の r_2 倍に制限する．式(5.5)は、短縮する枝の長さは非負でなければならないという制約である．

次に、上のモデルの目的関数を書き換えることにより、最大化問題として定式化されたモデルを紹介する．この書き換えにより、短縮する枝の選択順序が明確になる．各枝 $e \in F$ に対して、 $\beta_{e,p}$ が r_1 以下となるODペアの個数を $\#\{p \in \text{OD} : \beta_{e,p} \leq r_1\}$ で表す．枝長 l_e と枝長下限 $\alpha_{e,p}$ が定数であることに注意すれば、目的関数(5.1)は、次のように書き換えることができる．

$$\text{maximize } \sum_{e \in F} (\#\{p \in \text{OD} : \beta_{e,p} \leq r_1\}) x_e + \text{定数} . \quad (5.6)$$

この書き換えにより、提案モデルは連続型ナップサック問題であることが分かる．したがって、提案モデルの最適解は、貪欲算法を用いて求められる．つまり、

$$\frac{\#\{p \in \text{OD} : \beta_{e,p} \leq r_1\}}{b_e} \quad (5.7)$$

の大きい順に、制約条件(5.2), (5.3), (5.4), (5.5)を満たす範囲で、変数 x_e を可能な限り大きくしたものが最適解となる．式(5.7)の分子には r_1 があるので、最適解が限界重複率 r_1 によって影響を受けることに注意する．

短縮する枝の選択順を与える式(5.7)は、次のようにして、枝 e の短縮の費用対効果を表していると解釈することができる．まず、 $\beta_{e,p} \leq r_1$ を満たすような潜在的代替経路 $T_{e,p}$ は、代替経路の重複条件を満たすことに注意する．さらに、 $r_1 < 1$ なので、 $\beta_{e,p}$ の定義により、 $\beta_{e,p} \leq r_1$ であるような潜在的代替経路 $T_{e,p}$ は、枝の短縮により、代替経路の伸長条件を満たし得る経路である．したがって、各枝 $e \in F$ について、式(5.7)の分子 $\#\{p \in \text{OD} : \beta_{e,p} \leq r_1\}$ は、潜在的代替経路 $T_{e,p}$ が代替経路になり得るODペア p の個数を表している．よって、 $\#\{p \in \text{OD} : \beta_{e,p} \leq r_1\}$ が大きい枝ほど、その枝 e の短縮により、多くのODペアに対して、代替経路をもたらすと考えられる．代替経路の増加が枝 e の短縮による効果であるから、 $\#\{p \in \text{OD} : \beta_{e,p} \leq r_1\}$ は、その効果の度合いを表すものと理解できる．一方、分母 b_e は、道路の単位長さあたりの改良費用である．したがって、式(5.7)は、代替経路の確保に関して、枝 e の短縮の費用対効果を表していると解釈できる．このような解釈により、提案モデルは、費用対効果の高い道路から改良箇所として選定するモデルであると理解することが可能である．

さらに、この優先順位を利用すれば、汎用的なLPソルバーを用いるよりも高速に提案モデルを解くことが可能である．使用するメモリも少なくて済むので、規模の大きなネットワークに対しても対応できるという利点もある．提案モデルに必要な記憶領域は、 $O(n + m|\text{OD}|)$ である．ただし、 $|\text{OD}|$ はODペアの数を表す．実際、頂点数約10,000、枝数約15,000のネットワークで、ODペア数120に対し、汎用的なLPソルバーを用いて提案モデルを解いた場合、計算時間は約1分であった．それに対し、優先順位を利用して提案モデルを解くプログラムの場合、計算時間は約10秒であった．また、頂点数約35,000、枝数約55,000のネットワークで、ODペア数120に対しては、汎用的なLPソルバーでは、メモリ不足で解くことができなかった．このとき使用した計算機はOS: Windows 7, CPU: Intel Core i7 2.8GHz, メモリ4GBである．それに対して提案モデルでは、約50秒の計算時間で、メモリ不足にならずに解くことができた．

6. 計算機実験

計算機実験は次の3通りで行った．問題例1では，モデルの有効性を検証することを目的とし，愛知県から大阪府への代替経路の確保を考える．問題例2では，本論文の動機に従って，災害時を想定した愛知県と静岡県における代替経路の確保を考える．問題例3では，問題例2が東西に広がる道路ネットワークを対象としているので，平面に比較的等方的に広がる道路ネットワークとして，一般道に限定した関東の道路ネットワークにおける代替経路の確保を考える．実験に使用する道路ネットワークは，すべての道路を双方向に通行可能としたため，それを表す有向グラフの各枝はそれと逆向きの枝を持つ．この場合，ODペアは片方のみを計算すれば十分である．本論文で紹介したアルゴリズムはすべてC言語を用いて実装した．

6.1. 問題例1：モデルの有効性の検証—愛知県庁・大阪府庁間の代替経路—

問題例1では，モデルの有効性を検証するために，最も単純なODペアが1組の場合を考え，愛知県から大阪府への代替経路の確保を考える．使用する道路ネットワークは国土数値情報の道路データ(平成7年)[3](大阪府，京都府，奈良県，滋賀県，三重県，岐阜県，愛知県)を元に作成した．対象とする道路は高速道路，一般国道，主要地方道とし，頂点数は1,981，枝数は6,672である．枝の長さは，高速道路を時速80km/h，一般国道と主要地方道を時速40km/hとしたときの所要時間とし，単位は秒である．ODは愛知県庁から大阪府庁間の1つを考える．そして，すべての枝を短縮の対象とする．枝の短縮費用を1,000～2,000(万円/秒)の一様乱数で与え，総予算 B は300,000(万円)とする．枝長に対する短縮可能な長さの上限である限界短縮率 r_2 は，栃木県の例[9]を参考にして，1割程度を見込み， $r_2 = 0.1$ とした．重複率の上限である限界重複率 r_1 については，道路の改良により代替経路が確保できることを前提としたいので，予め，各潜在的代替経路 $T_{e,p}$ について，条件A： $(1-r_2)l(T_{e,p}) \leq (1+\epsilon(l(S_p)))l(S_p)$ を満たすものを対象に，その重複率を調べた．値 $(1-r_2)l(T_{e,p})$ は潜在的代替経路 $T_{e,p}$ 上のすべての枝を限界まで短縮したときの $T_{e,p}$ の経路長であるので，条件Aは $T_{e,p}$ が代替経路となるための必要条件である．さらに，4.3節で定義した γ に対して， $(1-r_2)l(T_{e,p}) \leq \gamma$ であるので，条件Aは γ に関する条件より，さらに前提となる必要条件である．そこで，条件Aを満たし，かつ重複率が r_1 以下である経路が，ある程度存在するように r_1 を設定することとした．条件Aを満たす潜在的代替経路について，重複率を調べたところ，0.35以下ではほとんど存在せず，0.4において，対応する枝が182本となり，これは総数6,672本の約3%なので， $r_1 = 0.4$ として実験を行った．

図7は，使用した道路ネットワーク上に，ODの愛知県庁を黒丸，大阪府庁を灰色の丸で示し，黒色の太線で愛知県庁から大阪府庁への最短経路を表したものである．使用した国土数値情報の道路データが，平成7年のデータであるため，新名神高速道路は存在しない．そのため，名神高速道路が最短経路として選ばれた．

提案モデルでは，枝長下限 $\alpha_{e,p}$ と伸長制限付き重複率 $\beta_{e,p}$ を用いるが，それらを表したグラフが，図8と図9である．図8は， $\alpha_{e,p} > 0$ である枝のうち， $l_e - \alpha_{e,p} \leq r_2 l_e$ である枝を黒色の太線で表し， $l_e - \alpha_{e,p} > r_2 l_e$ である枝を灰色の太線で表している．問題例1では，道路ネットワークの枝数6,672に対して， $l_e - \alpha_{e,p} \leq r_2 l_e$ である枝は9本と少ない．つまり，問題例1では，ほとんどの枝 e で，短縮する長さ x_e は，制約式(5.3)よりも制約式(5.4)によって制限されている．これは，多くの枝で $\alpha_{e,p}$ が，0もしくは0に近い値となるためと考えられる．図9は， $\beta_{e,p} \leq r_1$ である枝を黒色の太線で表し， $\beta_{e,p} > r_1$ である枝を灰色の太線で表している．提案モデルでは， $\beta_{e,p} \leq r_1$ である枝が短縮の対象となるため，図9の黒色の



図 7: 愛知県庁と大阪府庁の位置とその最短経路



図 8: $\alpha_{e,p}$ の計算結果

太線から改良区間を選定することとなる。

提案モデルを解いた結果，16本の枝が選定された．図10は，実験により選定された16本の枝の位置を表している．この選ばれた16本の枝を短くすると，代替経路が現れた．図11は，最短経路 S_p と，新たに代替経路と判定された経路を表している．表1は枝を短縮する優先順位，短縮する前の枝長 l_e ，短縮する長さ x_e ，枝の単位長さあたりの短縮費用 b_e を示している．この実験では，ODペアが一組であるため，提案モデルの特徴により，結果として得られた優先順位は，枝の単位長さあたりの短縮費用が小さい順となっている．

計算機実験で使用した計算機は，OS: Ubuntu 10.10，CPU: Intel Core 2 Duo 2.53GHz，メモリ 2GBである．計算時間は，すべてのODペア $p \in OD$ とすべての枝 $e \in E$ に対して，4.4節のアルゴリズムを用いて， $\alpha_{e,p}$ と $\beta_{e,p}$ を求めるのに約0.15秒を要した．また，提案モデルを連続型ナップサック問題として解いたところ，計算時間は約0.02秒であった．

図11から，枝の短縮により得られた代替経路は，現在の新名神高速道路と同じような経路



図 9: $\beta_{e,p}$ の計算結果

表 1: 選定された枝の短縮する長さ

優先順位	l_e	x_e	b_e	優先順位	l_e	x_e	b_e
1	410.98	41.10	1000	9	115.06	11.50	1150
2	55.77	5.58	1000	10	158.34	15.83	1190
3	155.73	15.57	1010	11	95.33	9.53	1200
4	661.32	66.13	1010	12	76.53	7.65	1240
5	71.49	7.14	1020	13	223.82	22.38	1270
6	141.11	14.11	1030	14	119.98	11.99	1270
7	23.22	2.32	1040	15	67.83	6.78	1290
8	188.14	18.81	1080	16	253.61	16.14	1290

であることが分かる．図 11 の黒色の丸と灰色の丸は，それぞれ新名神高速道路の亀山 JCT と草津 JCT の位置を示したものである．NEXCO 西日本の資料 [5] によれば，新名神高速道路の設備効果の一つとして，代替経路の確保が挙げられている．名神高速道路と二重のネットワークを構築することで，自然災害や，重大な事故による交通への影響を軽減することが目的とされている．この実験により得られた代替経路が，現在の新名神高速道路と同じような経路であることは，新たに導入した代替経路の定義の妥当性と，提案モデルの有効性を示していると考えられる．

なお，各枝の短縮費用の乱数を変えて 5 回ほど実験したところ，予算が 300,000(万円) の場合に代替経路が経路が得られたのは，上述の場合の 1 回だけであった．予算を 600,000(万円) にすると，いずれの場合にも代替経路が得られたが，その代替経路は，上述のものと同じであった．これは，図 9 にあるように，改良の候補となる $\beta_{e,p} \leq r_1$ 枝が一つの経路を構成していることが原因だと思われる．ただし，改良に選定される枝には，乱数に応じてばらつきがあった．



図 10: 選定された枝

6.2. 問題例 2：モデルの適用—愛知県と静岡県における代替経路—

近年，東海地震が危惧されていることを踏まえ，問題例 2 では，愛知県と静岡県の主要都市間を対象に，災害時に代替経路として機能する経路の確保について考える．問題例 2 では，OD ペアは複数となり，愛知県と静岡県の主要都市から名古屋市，豊田市，豊橋市，浜松市，御前崎市，静岡市，沼津市を選び，それらの全ペアを OD ペアとした．

使用する道路ネットワークは数値地図 25000(空間データ基盤) (平成 15 年，愛知県，静岡県) を元に作成した．対象とする道路は高速道路と，幅員が 5.5m 以上の一般道であり，それらすべての枝を短縮可能とする．ただし，高速道路のインターチェンジ付近については，高速道路が孤立しないように幅員が 5.5m 未満の道路も対象に含める．計算機実験は，平成 15 年当時の道路ネットワークと，それに平成 24 年 4 月に開通した新東名高速道路(三ヶ日 JCT ~ 御殿場 JCT) を追加したものを対象とした．新東名高速道路を追加した道路ネットワークで，その頂点数は 18,468，枝数は 57,668 となった．枝の長さは，高速道路を時速 50km/h，幅員が 13m 以上の一般道を時速 30km/h，幅員が 5.5m 以上 13m 未満の一般道を時速 20km/h，幅員が 3.0m 以上 5.5m 未満の一般道を時速 15km/h としたときの所要時間とし，単位は秒である．資料 [7] にあるように，阪神淡路大震災において阪神高速道路が倒壊し通行止めになったことや，被害の度合いこそ低かったが，名神高速道路や中国自動車道でも，被害点検，応急復旧工事などにより，一時一部区間において通行不能となったことを鑑みて，災害時に高速道路が平時と同じように使用できるとは限らないと考え，雨天時の速度規制を参考に高速道路の時速は 50km/h とした．また，新東名高速道路については，幅員が 13m 以上の一般道として追加した．限界重複率 r_1 については，災害時に機能することに主眼を置いて，主要経路との重複を小さくするために， $r_1 = 0.1$ とした．限界短縮率 r_2 は，幅員が 13m 以上の一般道を高速道路に改良することができるという設定にするために， $r_2 = 1 - 30/50 = 0.4$ とした．枝の短縮費用は 1,000 ~ 2,000(万円/秒) の一様乱数で与え，総予算 B は 120,000,000(万円) とした．図 12 は，平成 15 年当時の道路ネットワークに新東名高速道路を加えた道路ネットワークである．図 12 では，黒色の丸で OD の位置を示し，黒色の太線で平成 15 年当時の高速道路を，灰色の太線で新東名高速道路を表している．



図 11: 最短経路と新たに代替経路と判定された経路

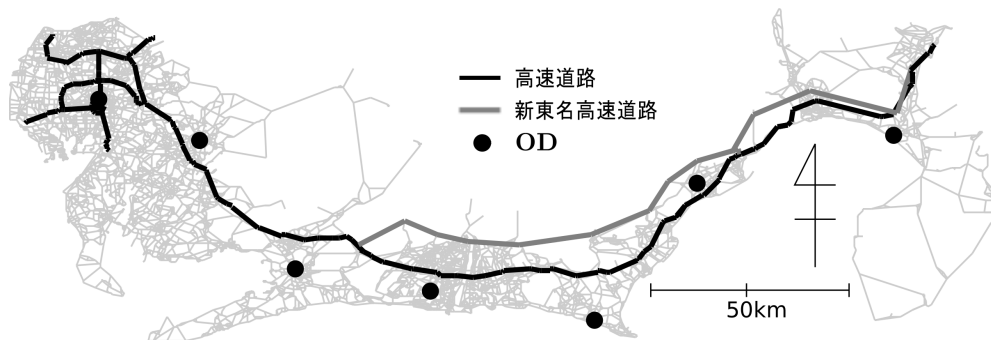


図 12: 平成 15 年の道路データに新東名高速道路を加えた場合の OD ペアの位置と高速道路

はじめに、現状の道路ネットワークにおける代替経路の判定を行った。すると、名古屋・豊田間と、豊橋・浜松間については図 13 のような代替経路が既に確保されていることがわかった。図 13 では、最短経路を黒色の太線で表し、代替経路と判定された経路を灰色の太線で表している。この結果は、新東名高速道路の有無によらない。そのため、以降に述べる実験では、いずれも代替経路を確保する OD ペアから名古屋・豊田と豊橋・浜松の OD ペアは除外してある。

次に、新東名高速道路を含まない平成 15 年当時の道路ネットワークに対して提案モデルを適用し、愛知県と静岡県的主要都市間の代替経路の確保を試みた。この実験により、新たに代替経路が得られたのは、名古屋・豊橋間、浜松・御前崎間、静岡・沼津間であった。その主要経路と代替経路はそれぞれ図 14 のような経路である。図 14 では、最短経路を黒色の太線で表し、代替経路と判定された経路を灰色の太線で表している。図 14 にある名古屋・豊橋間の代替経路は、現在の伊勢湾岸自動車道とよく似た経路となった。また、図 14 にあるように、浜松・御前崎間、静岡・沼津間の代替経路は沿岸部を通る経路となった。このような代替経路が得られたのは、平成 15 年当時の静岡県の道路ネットワークの構造によるところが大きいと考えられる。図 12 のように平成 15 年当時の静岡県の道路ネットワークは、海岸線から 25km 程度に収まるような細長いネットワーク構造をしており、さらに、その中

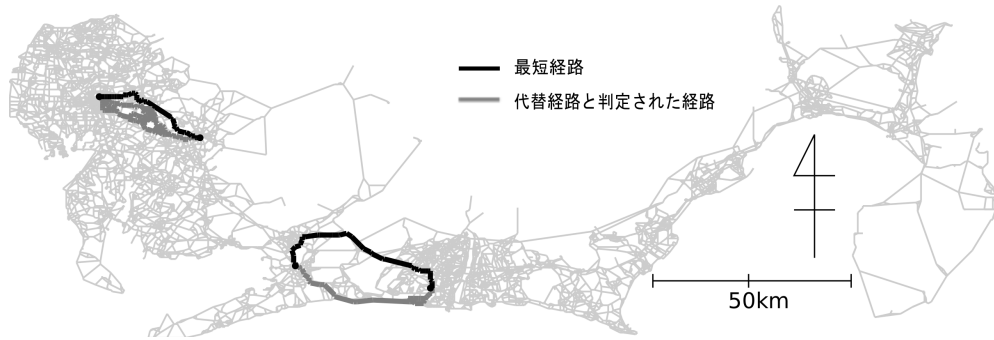


図 13: 名古屋・豊田間，豊橋・浜松間の最短経路と，代替経路と判定された経路

中央やや内陸よりのところを主要経路である東名高速道路が通っている．そのため，静岡県の道路ネットワークでは，その枝の多くが，最短経路周辺に位置する．最短経路周辺の枝の潜在的代替経路は，最短経路と重なる部分が多く，そのため伸長制限付き重複率 $\beta_{e,p}$ も 1 に近い値となる．それゆえ，静岡県の場合，短縮の候補となる $\beta_{e,p} \leq r_1$ であるような枝が沿岸部に集中し，沿岸部を通る代替経路が得られたものとする．図 15 は，浜松・御前崎の OD ペアに対して，伸長制限付き重複率 $\beta_{e,p}$ を求めた結果であり， $\beta_{e,p} \leq r_1$ である枝を黒色の太線で表し， $\beta_{e,p} > r_1$ である枝を灰色の太線で表している．図 15 から改良の候補となる $\beta_{e,p} \leq r_1$ である黒色の枝が沿岸部に集中していることがわかる．

東海地震を想定した場合，沿岸部を通る代替経路が実際に機能するかは疑わしい．しかし，上の考察のように，静岡県の道路ネットワークの場合，平成 15 年当時の既存道路の改良では，沿岸部を避けたような代替経路の確保は難しいと考え，道路ネットワークの構造そのものを変える必要があると考えた．そこで，平成 24 年 4 月に開通した新東名高速道路を短縮可能な道路の候補に加えることで，道路ネットワークの構造を変え，それにより，提案モデルによる代替経路の確保がどのように変化するかを検証することにした．

提案モデルを解いた結果，2442 本の枝が短縮する枝として選定された．図 16 は，実験により選定された枝の位置を表している．この選ばれた枝を短くすると，新たに浜松・静岡間に図 17 のような代替経路が現れた．浜松・静岡間に得られた代替経路は，新東名高速道路に相当する一般道を改良したものを含み，内陸部を通る経路となった．この代替経路は，東海地震にも対応できるものとする．一方，新東名高速を加えても，浜松・御前崎間，静岡・沼津間の代替経路に関しては，図 14 とほとんど同じような沿岸部を通る代替経路のみが得られた．新東名高速道路を加えても，浜松，御前崎，沼津は東名高速道路より南側にあるために，新東名高速道路を使用するような代替経路が得にくいものと考えられる．

計算機実験で使用した計算機は，OS: (Mac) OS X 10.8.3, CPU: Intel Core i5 1.8GHz (Turbo Boost 使用時最大 2.8GHz), メモリ 4GB である．計算時間は，すべての OD ペア $p \in OD$ とすべての枝 $e \in E$ に対して，4.4 節のアルゴリズムを用いて， $\alpha_{e,p}$ と $\beta_{e,p}$ を求めるのに約 2.52 秒を要した．また，提案モデルを連続型ナップサック問題として解いたところ，計算時間は約 0.82 秒であった．

上述のように，現在の新東名高速道路を短縮可能な枝の候補に加えることで，浜松・静岡間に，新東名高速道路を使用した代替経路が確保された．新東名高速道路は東名高速道路と相互に補完する経路として設計されたものであり，提案モデルが，そのような経路を的確に選択したことは，モデルの有効性を示していると考えられる．一方，新東名高速道路の有無によ

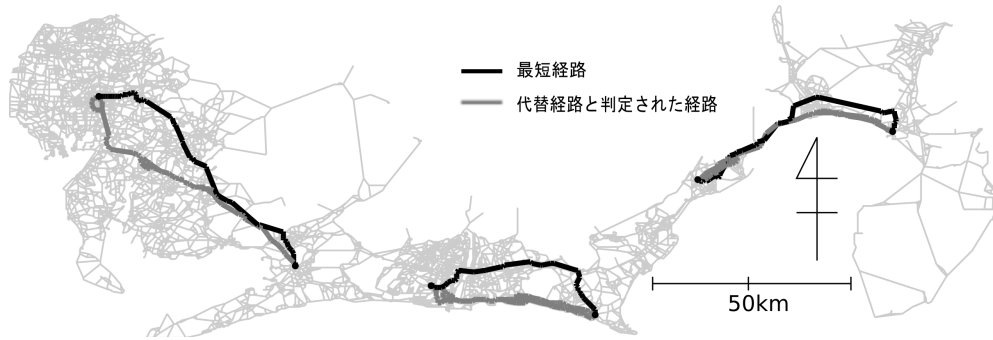


図 14: 名古屋・豊橋間，浜松・御前崎間，静岡・沼津間の最短経路と，短縮により新たに代替経路と判定された経路

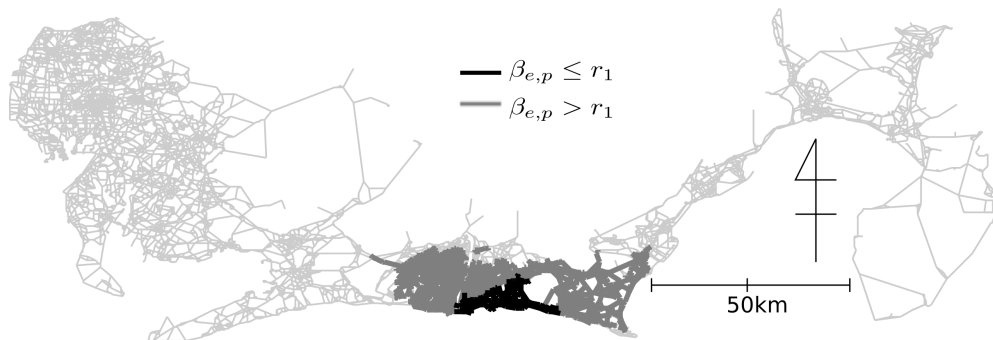


図 15: 浜松・御前崎間の $\beta_{e,p}$

る実験結果の比較から，代替経路を確保するためには，既存道路の改良だけでは限界があり，道路ネットワークの構造を変化させることも重要であることがわかる．提案モデルは，道路ネットワーク，厳密には，短縮可能な枝の集合を所与として，短縮する枝を選定するモデルなので，代替経路の確保のために必要な道路ネットワークの構造改変に対しては，具体的な解決策を提示することは難しいが，少なくとも伸長制限付き重複率 $\beta_{e,p}$ 等を計算することにより，代替経路確保の観点から既存道路ネットワークのどの部分が脆弱であるかについて，指摘できるものと考えられる．

なお，新東名高速道路を高速道路として，平成 15 年の道路ネットワークに加えた道路ネットワークに対して，(枝の短縮をせずに) 代替経路を求めると，豊橋・静岡間，豊橋・沼津間，浜松・静岡間，浜松・沼津間について，いずれも代替経路が新東名高速道路を利用する形で存在していることが確認された．これは，新東名高速道路が現在，実際に代替経路となっていることを示す結果と考えられる．

6.3. 問題例 3：モデルの適用 2—関東道路ネットワークにおける代替経路—

問題例 2 で用いた愛知県と静岡県からなる道路ネットワークは，東西に延びた道路ネットワークであったので，それとは異質と考えられる平面に比較的等方的に広がった道路ネットワークとして，関東の一部，東京都，埼玉県，神奈川県，千葉県，茨城県，および山梨県について，その一般道からなる道路ネットワークを問題例 3 では扱う．OD ペアは上記の都県の都県庁所在地のすべてのペアとする．道路ネットワークは数値地図 25000(空間データ基盤) (平成 14 年もしくは 15 年，東京都，埼玉県，神奈川県，千葉県，茨城県，山梨県) を元に作成し，頂点数は 28, 112，枝数は 85, 746 となった．枝の長さは，幅員が 13m 以上の一



図 16: 選定された枝

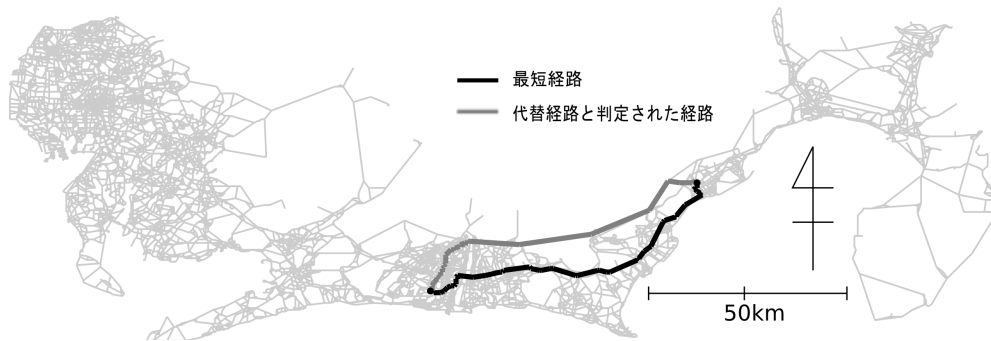


図 17: 浜松・静岡間の最短経路と、短縮により新たに代替経路と判定された経路

般道を時速 30km/h，幅員が 5.5m 以上 13m 未満の一般道を時速 20km/h，幅員が 3.0m 以上 5.5m 未満の一般道を時速 15km/h としたときの所要時間とし，単位は秒である．

はじめに，現状の道路ネットワークに対して，代替経路の探索を行った．その結果，東京・山梨間，千葉・山梨間，埼玉・神奈川間にそれぞれ図 18 の (1), (2), (3) のような代替経路が存在することを確認した．

続いて，枝の短縮費用を 1,000 ～ 2,000(万円/秒) の一様乱数で与え，総予算 B を 1 兆円として，提案モデルを適用した．限界重複率 r_1 と限界短縮率 r_2 は，ともに $r_1 = r_2 = 0.1$ とした．すると，新たに，埼玉・茨城間に図 18 の (4) のような代替経路を得た．この代替経路は，主要経路と重なりが少ないという観点からは，災害時にも機能する代替経路であるように思える．

興味深いことに，予算を 2 兆円としたところ，東京・山梨間には代替経路が存在しなくなった．これは，道路の改良が進むと却って，他に比べて経路長の短い経路ができてしまうことを示唆しているものと考えられる．提案モデルでは，予算を所与としているので，このような事態を想定していない．この点は，提案モデルの改良すべき点として挙げられるであろう．

計算機実験で使用した計算機は，OS: (Mac) OS X 10.8.3, CPU: Intel Core i5 1.8GHz (Turbo Boost 使用時最大 2.8GHz), メモリ 4GB である．計算時間は，すべての OD ペア $p \in OD$ とすべての枝 $e \in E$ に対して，4.4 節のアルゴリズムを用いて， $\alpha_{e,p}$ と $\beta_{e,p}$ を求めるのに約 3.06 秒を要した．また，提案モデルを連続型ナップサック問題として解いたところ，予算 1 兆円の場合で，計算時間は約 1.10 秒であった．

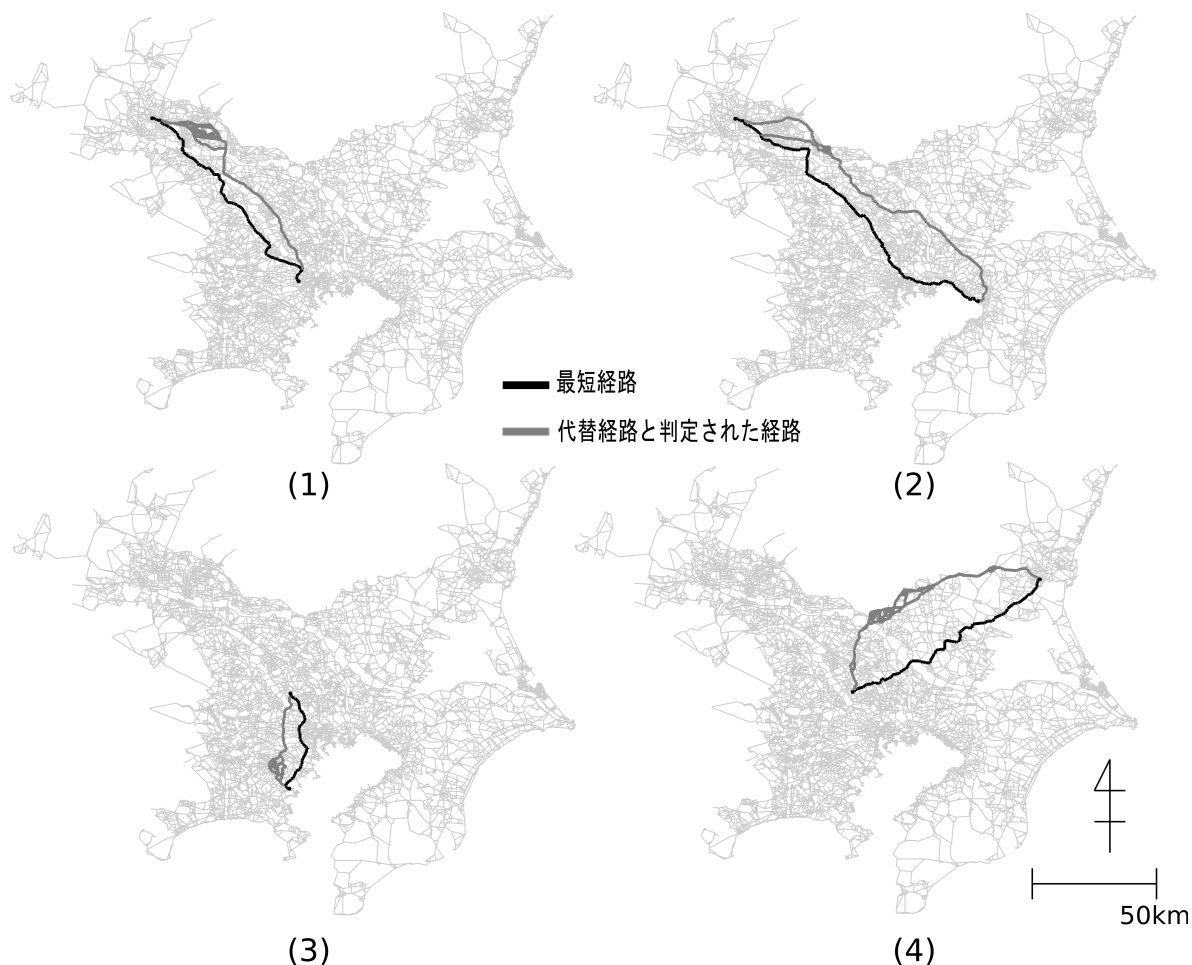


図 18: (1) 東京・山梨間，(2) 千葉・山梨間，(3) 埼玉・神奈川間，(4) 埼玉・茨城間の最短経路と代替経路と判定された経路

7. おわりに

本研究では、まず、最短経路に対する代替経路を厳密に定義した。次に、災害時に代替経路が確保された道路ネットワークを実現するために、どの道路を改良すればよいかという問題に対して、その解決への一つの指針を示す数理モデルを提案した。提案したモデルを用いることの利点のひとつは、改良する道路の優先順位が明確となることである。これは、提案したモデルが連続型ナップサック問題に書き換えることができるためである。

愛知県庁から大阪府庁への代替経路を確保する実験では、新たな代替経路を確保するとともに、改良する道路と、短縮する長さ(時間)、さらに、それらの優先順位を示すことができた。また、実験に平成7年の道路データを用いたところ、得られた結果と、現在の道路ネットワークを比較することにより、本研究で定義した代替経路の定義の妥当性と、モデルの有効性を示すことができた。

一方、愛知・静岡県的主要都市間の代替経路を確保する実験では、平成15年当時の道路ネットワークを対象にした場合は、静岡県の道路ネットワークの特徴から沿岸部を通る代替経路を得ることになったが、平成24年に開通した新東名高速道路を加えることで、浜松・静岡間に新東名高速道路を用いた代替経路を確保することができた。この結果は、モデルの有効性を示すとともに、静岡県の道路ネットワークが、主要経路として東名高速道路に強く

依存していたことを明らかにし、さらに、新東名高速道路がそのような状況をどのように改善したかを示しているものと考えられる。

関東の一部について、その一般道からなる道路ネットワークを対象にした実験からは、予算規模によって、それまでに存在していた代替経路を消滅させてしまう場合もあることが示された。これは、提案モデルにおいて、改良を制限するのが予算のみであることに起因していると思われる。このような問題点にも対応するために、例えば、予算を段階的に上げながら最も効果的な改良箇所を選定することなどが考えられる。これについては、今後の課題としたい。

最後に、本研究では、潜在的代替経路をそれぞれ独立に扱っているため、主要経路に対して、代替経路が確保された区間とそうでない区間が生じる可能性がある。このような事態を回避するためには、潜在的代替経路間の関わりをモデルに取り込む必要があるだろう。具体的には、主要経路と潜在的代替経路が構成するネットワークの連結性などである。ただし、公共性の高い問題であることも配慮し、あまり複雑でないモデルを設計する必要がある。これらについても、今後の課題としたい。

謝辞

本研究の一部は JSPS 科研費 24241054 の助成を受けたものである。

参考文献

- [1] I. Abraham, D. Delling, A.V. Goldberg, and R.F. Werneck: Alternative routes in road networks. *Proceedings of the 9th International Symposium on Experimental Algorithms*, (2010), 23–34.
- [2] 国土交通省 社会資本整備審議会: 道路分科会第 5 回事業評価部会 配布資料, http://www.mlit.go.jp/policy/shingikai/road01_sg_000063.html (2013/4/16 accessed).
- [3] 国土数値情報ダウンロードサービス, <http://nlftp.mlit.go.jp/ksj/> (2011/4/10 downloaded).
- [4] 南正昭, 高野伸栄, 佐藤馨一: リダンダントな道路網の構成方法に関する基礎的研究. *土木計画学研究・論文集*, **13** (1996), 733–742.
- [5] NEXCO 西日本: 新名神高速道路建設プロジェクト, <http://corp.w-nexco.co.jp/csr/feature/02/> (2013/4/15 accessed).
- [6] R. Ramaswamy, J.B. Orlin, and N. Chakravarti: Sensitivity analysis for shortest path problems and maximum capacity path problems in undirected graphs. *Mathematical Programming Series A*, **102** (2005), 355–369.
- [7] 社団法人中部経済連合: 巨大地震に備えた中部のインフラ整備, http://www.chukeiren.or.jp/policy_proposal/pdf/1710.pdf (2013/4/15 accessed).
- [8] M. Thorup: Undirected single source shortest paths in linear time. *Proceedings of the 38th Annual Symposium on the Foundations of Computer Science*, (1997), 12–21.

- [9] 栃木県: 栃木県の街路事業《整備効果事例》,
<http://www.pref.tochigi.lg.jp/h09/town/machidukuri/gairo/seibikouka.html>
(2013/4/15 accessed).

小市俊悟
南山大学情報理工学部情報システム数理学科
〒489-0863 愛知県瀬戸市せいれい町27番地
E-mail: shungo@nanzan-u.ac.jp

ABSTRACT

**A LINEAR PROGRAMMING MODEL TO DESIGN A ROAD NETWORK
ROBUST AGAINST THE DISRUPTION OF ROADS
AT THE TIME OF DISASTER**

Satoshi Yamazaki Shungo Koichi Atsuo Suzuki
Nanzan University

The aim of this paper is to propose a linear programming (LP) model to answer what roads should be improved to make a road network robust against the disruption of roads at the time of disaster. To this end, we first give a rigorous definition of an alternative route, which requires that an alternative route should share few roads with a usual route, and the travel time along an alternative route should be almost the same as that along a usual route. Then, a road network having many alternative routes would be robust against the disruption of roads, and the LP model is designed for ensuring many alternative routes for various origin and destination (OD) pairs. The Tokai earthquake would cause great damage to the Tokai area including Aichi prefecture. And so, we applied the LP model, for example, to problems with OD pairs of (i) Aichi and Osaka prefectures and (ii) major cities in Aichi and Shizuoka prefectures. In the case of (i) with the data of 1995, we obtained an alternative route similar to Shinmeishin highway, which opened in 2005 and is actually an alternate to Meishin highway. Hence, it can be said that this result indicates the effectiveness of the LP model. In the case of (ii) with the data of 2003, we obtained alternative routes along the coast. This result seems to be strongly affected by the structure of the road network in Shizuoka prefecture. It is socially recognized that Shintomei highway, which opened in 2012, drastically improved the structure. Therefore, we recalculated the result with the data of Shintomei highway. Then, we additionally obtained a suitable alternative route between Hamamatsu and Shizuoka. This result would theoretically support the social recognition for Shintomei highway.