

エリア課金の最適設計問題：課金領域・レベルの決定アルゴリズムの構築と適用

高木 良太¹・円山 琢也²・溝上 章志³

¹学生会員 熊本大学 大学院自然科学研究科社会環境工学専攻 (〒860-8555 熊本市黒髪2-39-1)

E-mail: 105d8830@st.kumamoto-u.ac.jp

²正会員 熊本大学准教授 政策創造研究教育センター (〒860-8555 熊本市黒髪2-39-1)

E-mail: takumaru@kumamoto-u.ac.jp

³正会員 熊本大学教授 大学院自然科学研究科 (〒860-8555 熊本市黒髪2-39-1)

E-mail: smizo@gpo.kumamoto-u.ac.jp

ロード・プライシング政策は、その課金領域や課金レベルを適切に設定することで最大の効果を発揮できるが、その影響は複雑であり、最適な設定を見つけることは困難な作業である。コードン課金においては、通常の利用者均衡配分モデルを利用することで課金領域とレベルの最適化に関する研究が行われてきた。一方、エリア課金については、その政策を厳密に評価できるモデルが最近まで存在しなかったこともあり研究事例は少ない。本研究では、エリア課金政策を厳密に再現できるトリップ・チェーン型の利用者均衡配分モデルを導入した二段階最適化モデルを定式化し、アルゴリズムを構築した。このモデルを宇都宮都市圏、熊本都市圏ネットワークに適用し、エリア課金における最適課金領域とレベルを探索し、その特性について考察を行った。

Key Words : *area pricing, genetic algorithm, heuristic approach, optimal toll problem, road pricing, second best*

1. はじめに

都市の道路混雑解消や環境負荷低減に向けた交通需要マネジメント施策の一つとして、ロード・プライシング政策（以下、混雑課金政策）が注目され、盛んに研究が進められている。この政策の導入時には、課金方式、課金領域、課金レベルなど、さまざまな要素を決定する必要があり、これらの望ましい設定方法や、各課金方式の特性を明らかにしておくことが有用である。

都心部を対象とした混雑課金政策の方式には、一般的なコードン型の他にロンドンにおいて実施されているエリア型課金方式がある。コードン型方式は、設定された課金領域への流入時にその都度課金がされるのに対して、エリア方式は、対象領域内でのすべての走行に対して1日単位で課金する方式である。車両の運転手は1日単位で課金を支払うか否かの選択を行い、1度支払うとその後には課金領域内を自由に走行することが可能になる。コードン課金と異なり、課金対象であるかどうかは、対象地域の境界を横切らずともその区域内にいるかどうかで判断される。

一般に混雑課金分析は、対象ネットワークの全リンクへの課金が可能とする想定ファースト・ベスト（最適）課金と、一部のリンク・地域のみで課金可能とするセカンド・ベスト（次善）課金の二つのタイプの分析に分類される。前者において、道路ネットワークの全リンクに対して限界費用課金を行うことで、モデル上ではシステム最適状態が実現することが知られている。しかしながら、全リンクにおいて異なる額の課金を行うという方法は、利用者の受容性や運用コストなどを考慮すると現実的ではない。そこで実際には、一部地域を課金対象とするコードン型やエリア型のような次善の混雑課金政策を検討することになる。この場合、最適な課金領域やレベルは都市の構造や道路の混雑の程度によって異なるものと考えられる。また、課金領域という新たな変数が増えたことで次善課金は、最適課金よりも複雑な問題となる。

そのため次善課金については数々の研究が今日まで行われており、最近の研究レビューの例として、Tsakeris and Voß¹⁾、円山²⁾がある。具体的な研究例として、文ら^{3,4)}は、大阪都市圏ネットワークに対して、所与の課金領域を対象に、コードン課金の最適な料金レベルを分

析し、高速道路料金の変更政策などと比較している。また、金森ら^{5,6)}は、高度な選択行動を組み込んだ統合需要モデルを用いて、駐車デポジットシステムを含めた様々な方式の混雑課金の分析を、所与の課金領域に対して行っている。このほか、動的モデルや発展的交通行動モデルを利用した分析事例は最近多くみられる^{1,2)}が、課金領域の最適設定も考慮している研究は限られる。

Zhang and Yang⁷⁾, Sumalee⁸⁾は、コードン課金の課金領域と課金額を決定する二段階最適モデルの定式化と解法を示している。これらの研究では、経路コストがリンク加法型で表現される通常の利用者均衡モデルをベースになっている。一方、エリア課金については、エリア課金政策そのものを厳密に評価できるモデルが最近まで存在しなかったこともあって研究事例は少ない。経路コストがリンク非加法型で表現されるエリア課金は、通常のリンク加法型の利用者均衡モデルでは厳密には表現しきれないためである^{9,10)}。

そこで本研究では、エリア課金を適切に表現できるモデルを用いて、その課金領域と課金レベルの同時最適化を行うアルゴリズムを構築し、その有用性を確認することを目的とする。まず、上位問題である社会的余剰最大化問題と、下位問題であるトリップ・チェーン・ベースの需要変動型利用者均衡配分モデルから構成される二段階の最適化モデルを示す。次に、Sumalee⁸⁾により提案されたbranch-tree構造を用いた遺伝的アルゴリズム (GA) ベースのコードン課金領域とレベルの最適化アルゴリズムを、エリア課金における領域とレベルの最適化モデルへ拡張し、実都市への適用を行う。

なお、本論文の内容の一部は、筆者らの研究グループによる速報稿¹¹⁾で報告しているが、本稿では内容をより詳細に記述するとともに、新たな分析を追加している。具体的には、以下の2点に本論文の新規性がある。1) 速報稿では簡略な説明のみであった、今回構築したアルゴリズムの詳細を、その工夫を含めて詳細に記述している点。2) 新たな都市圏 (熊本都市圏) のネットワークへの適用分析を行い、考察を加えている点。

2. モデルの定式化

課金領域と課金レベルの最適化は二段階の最適化問題として定式化される。

(1) 上位問題

本研究では、下位問題の利用者均衡条件の制約のもと、以下のように計算される社会的余剰を最大化する課金領域・課金レベルを設定する問題を考える。

$$\max SW = \sum_n \int_0^{h_n} D_n^{-1}(\omega) d\omega - \sum_a x_a t_a(x_a) \quad (1)$$

ここで、トリップ・チェーン n に対して、 $D_n(\cdot)$: 需要関数、 h_n : トリップ・チェーン n の交通量、リンク a に対して、 x_a : 交通量、 $t_a(\cdot)$: リンクコスト関数である。

(2) 下位問題

下位問題ではトリップ・チェーン・ベースの需要変動型利用者均衡配分を行う。そのモデルの等価最適化問題を式 (2) に示す。

$$\min Z(\mathbf{g}, \mathbf{h}) = \sum_a \int_0^{x_a} t_a(\omega) d\omega + \sum_n \sum_{m \in M} \tau g_n^m - \sum_n \int_0^{h_n} D_n^{-1}(\omega) d\omega \quad (2)$$

subject to

$$h_n = \sum_m g_n^m, \quad \forall n,$$

$$x_a = \sum_{m,n} \delta_{a,n}^m g_n^m, \quad \forall a,$$

$$x_a \geq 0, h_n \geq 0, g_n^m \geq 0$$

ここで、 g_n^m : トリップ・チェーン n の経路 m の交通量、 M : 課金領域を通過する経路の集合、 τ : 課金レベル、 $\delta_{a,n}^m$: リンク a がトリップ・チェーン n の経路 m に含まれているときに 1、それ以外は 0 をとる変数である。

この非加法型のトリップ・チェーン均衡モデルは Maruyama and Harata⁹⁾, Maruyama and Sumalee¹²⁾ によって構築され、1 日単位での課金を行うエリア課金の仕組みと整合性のある利用者均衡配分を可能にしている。モデルの詳細についてはこれらの参考文献を参照されたい。

本研究では、トリップ・チェーン n の需要関数と逆需要関数として、先行研究^{9,12)}と同様に式 (3) を用いた。

$$D_n = D_n^0 \exp\left(\rho \left(1.0 - \frac{c_n}{c_n^0}\right)\right) \quad (3)$$

$$D_n^{-1} = c_n^0 - \frac{c_n^0}{\rho} \log \frac{h_n}{D_n^0}$$

ここで、 c_n : 均衡時最小コスト、 c_n^0 : 無課金時最小コスト、 D_n^0 : 基本 (無課金時) 需要量、 ρ : 需要価格弾力性パラメータとする。

なお、上位問題の社会的余剰の目的関数を課金システムの運用コストを考慮するように変更することは形式的には容易である。ただし、本研究では、運用コストを考慮せずに分析した先行研究¹²⁾と結果の比較ができるように運用コストを無視した設定を採用している。

3. 課金領域の表現方法

(1) 課金領域の条件

課金領域はリンクの集合として表現されるが、課金対象とするリンクの組み合わせは幾何的な条件を考慮しつつ決定しなければならない。本研究で求めるエリア課金領域は領域が1つで構成されるものとする。つまり、すべての課金リンクは他のどれかの課金リンクとの接続が常に保たれている状態であるとする。これは、現実政策として考えた場合の実施容易性への配慮と、解のパターンを減少させることで計算時間の短縮を図るという意義がある。

(2) branch-treeの概念

本研究ではエリア課金を、遺伝的アルゴリズム (GA) をベースとしたメタヒューリスティックな探索アルゴリズムを用いて最適化する。計算の途中で入力値である課金領域に適宜、変更操作を加える必要がある。変更操作とはエリアの拡大縮小や変形のことであるが、これらの操作は常にエリア課金領域としての性質を維持したまま適用する必要がある。つまり、変更操作によって領域が2つ以上に分割されたりしてはならない。この操作をプログラム上で実現するには、データとしての課金領域の表現方法を工夫する必要がある。

データ上での課金領域の表現手法として、Sumalee⁹⁾によってコードン課金領域を対象に提案されたbranch-treeコンセプト(以下、木構造)がある。この手法ではコードン課金領域を木構造で表現している。コードン課金領域の条件を常に維持するために、課金領域の操作は、木の組み替えや拡張といった木の操作のみに限定されている。木構造そのものはデータ構造を保持するための汎用的な表現手法であるが、これを課金領域の表現に用いるにはいくつかの工夫が必要である。以下で、まずこの木構造によるコードン課金の表現法について簡単に紹介し、それがエリア課金の表現にも利用できることを示す。

図-1(a)に示すような都市ネットワークを表すグラフを $G=(N, L)$ とする。 N はグラフを構成するノード、 L はリンクを示す。ここで、ノード $i, j (i \in N, j \in N)$ から構成されるリンクが存在し、その向きが i から j であった場合、ノード i はノード j の1つ前のノード(以下、下流ノードと呼ぶ)である。ある1つのノード j に対し、下流ノードは複数存在することができる。このノード j に対する下流ノードの集合を Ξ_j と定義する。さらにその下流ノードの数を $|\Xi_j|$ で表す。以上は基になるグラフ G についての説明である。

次に、グラフ G を基にして構成される課金領域を表す木構造の定義を行う。ノード $r (r \in N)$ を根ノードに

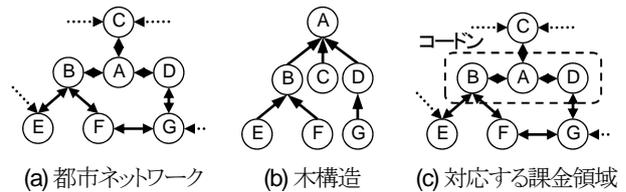


図-1 木構造による課金領域の表現

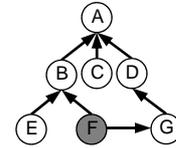


図-2 ダミーノードの発生

持つ木構造を $\beta_r = \{(n, d)\}$ と表記する。根ノードとは、親ノードを持たない最上位のノードである。 (n, d) は d 個の子ノードを持つノード n を表し、木構造 β_r の1つの要素である。子ノードを持たないノード ($d=0$) は葉ノードと呼ばれる。図-1の例では、ノード A は根ノードであり、その子ノードがノード B, C, D となる。このうち、ノード B, D はそれぞれ E, F と G の子ノードを持つ。このことは、ノード B, C, D の親ノードがノード A 、ノード E, F の親ノードがノード B 、ノード G の親ノードがノード D とも定義される。この木構造での葉ノードはノード C, E, F, G の4つとなる。

木構造はグラフ G を基に拡張することができる。ここでの拡張とは、子ノードを持たない葉ノードが、グラフ G の構成にしたがって新たに子ノードを展開するという意味である。 $\beta_r = \{(n, d)\}$ で表される木構造の場合、根ノード r の子ノードであるノード n は、グラフ G におけるノード r の下流ノード ($n \in \Xi_r$) でなければならない。これに従うことで、木構造は常にグラフ G の部分的なコピーであり続ける。図-1(b)の木構造は、初めに根ノードの A が拡張され、その後ノード B と D が拡張されて作られたものである。

拡張の際は、 $d=|\Xi_n|$ の条件を必ず満たす必要がある。これは木のノード n を拡張する場合、グラフ G におけるノード n の下流ノードにあたるノード全てを、ノード n の子ノードとして加える必要があることを示している。この条件はコードンとしての課金領域を拡張後も維持するために重要なものである。木構造においては図-1(c)で示すように、子ノードを持たない末端の葉ノードを含むリンクをコードン課金リンクとして定義する。

(3) ダミーノード

木構造は核ノードを中心に順次拡張されていくが、拡張対象のノードが別ノードによって既に展開済みの場合がある。このとき、通常の木構造では発生することのな

い、2つの親ノードを持つノードが生成される。Sumalee⁸⁾はこれをダミーノードと定義している。ダミーという名称は、この木構造を遺伝子配列で表現するときと同じノードが2回現れるので、片方のノードを仮想のノードとして区別していることに由来する。ダミーノードによって木構造には1つの閉経路が構成される。図-1(b)の木構造のノードGを拡張すると図-2のような状態となりダミーノードFが発生する。ダミーノードは、後述する各種ツリー操作を行う際に注意が必要になる。

(4) エリア課金領域との対応

木構造はコードン課金領域を対象としたものである。しかしながら、葉ノードを含むリンクのみが課金リンクとする定義を変更し、木構造を構成するすべてのリンクを課金リンクと定義し直すことで、容易にエリア課金領域を表現できるようになる。この点が、本研究の拡張の一つであり、コードン課金境界の内側の領域をエリア課金領域とみなすことに相当する。木構造は、コードン課金領域が閉じていることを維持するために提案された概念であり、エリア課金領域の分裂を認めない本研究の条件に適合している。

4. 解法

(1) アプローチ

下位問題の目的関数は狭義凸関数であるため部分線形

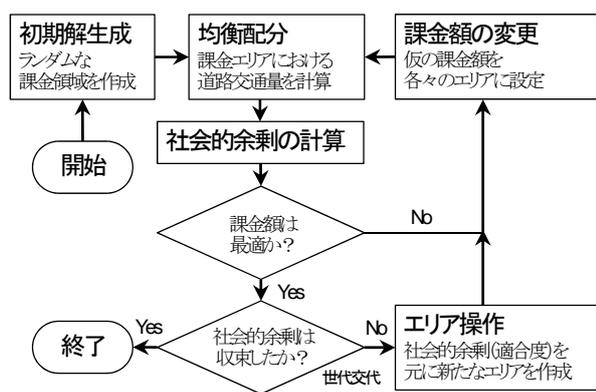


図-3 最適化の流れ

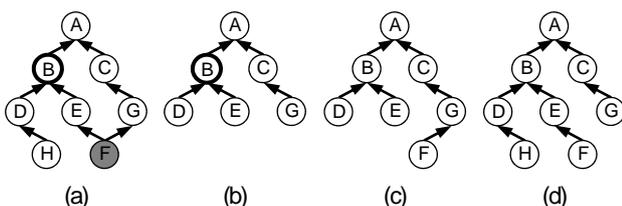


図-4 交叉

化法などの非線形計画法の手法が利用できるが、上位問題を含めたモデル全体では多峰性の非線形問題となる。そこで、解法には遺伝的アルゴリズム(以下、GA)をベースとしたメタヒューリスティックな手法を用いる。最適化のフローを図-3に示す。

通常のGAでは、解を染色体の情報に変換して遺伝子操作を行った後に染色体の情報を解に戻すというプロセスをとる。しかし今回の場合、木構造そのものを遺伝子としてそのまま扱う。この方法の下では、木を構成する各リンクは自身の親ノードと子ノードの情報を保持するだけでよい。木の拡張や切断、入れ替えを行う際は、自身の親ノードと子ノードの情報を書き換えるだけで行うことが可能になる。

(2) GAIにおける個体操作プロセス

a) 初期個体群生成

計算前に核となるノードを1つ決めておき、このノードを根ノードとするエリア課金領域(個体)を複数生成する。課金領域の大きさや形状は実行ごとにランダムに決定する。

b) 評価(適合度算出)

プールされている複数のエリア課金領域に対して利用者均衡配分を行い、適合度(社会的余剰)を算出する。課金レベルの最適化もこのステップにて行っているが、これについては本章f)にて説明する。

c) 選択

選択プロセスでは複数のエリア課金領域の中から次の世代に継承させるものを選び出す。このプロセスは淘汰とも呼ばれており、適合度の高い個体ほど優先的に残す。本研究では一般的なランキング型の選択手法とエリート選択手法を組み合わせた手法を使用する。

d) 交叉(組み換え)

交叉プロセスはGAの主要な操作の1つであるといえる。これは生物が交配によって新たな子孫を作り出す状態を模している。個体集団の中から2つの個体をランダムに取り出し、それぞれが保持する木構造を比較して共通のノードが存在すれば、その共通ノードより下位に存在するノードを互いに入れ替えるという作業を行う。

図-4の例では、交叉の対象となる木構造(a)、(b)が存在している。交叉を行うノードとしてノードBを選択し、組み換え操作を行うと、(a)と(b)はそれぞれ(c)と(d)の構造になる。

e) 突然変異

一般的なGAにおける突然変異プロセスとは、低確率で遺伝子の一部分をランダムに変化させ、解の性質を大きく変化させることで、局所解への陥りを防ぐことを目的としている。しかし、本研究のように解を木構造で保持している場合は、その一部分のみをランダムに変化さ

せるといったことができない。そこで、以下に説明する再構成を代わりに導入する。

再構成操作は、本最適化手法において突然変異操作を代替するものであり、本研究独自の領域操作方法である。ある確率において、個体の木構造の根ノード以外をいったん削除する。そして、後述する拡張操作を削除前のリンク数になるまで繰り返す。拡張操作は毎回ランダムに行われるので、再構成によって異なる形状の木構造が生成される。木構造のリンク数を削除前と同じ値にすることで、おおよその課金領域の広さを維持したまま課金領域の形状のみを変化させている。図-5 は、木構造(a)を(b)に構成し直した例である。Sumalee⁸⁾の最適化手法では後述する拡張・切断による領域操作のみで、この再構成操作に相当するものは行われていない。しかし、局所解からの脱出には拡張・切断操作による領域の変化は不十分なものであると考えられるため、この操作を新たに導入することにする。

拡張操作では、ある確率の下で個体の木構造の葉ノードを広げる操作を行う。この操作は、3.(2) で説明した branch-tree の規則に従うものであり、 $d = |\Xi_n|$ の条件を満たす必要がある。図-6 の例では木構造(a)のノード B に対して拡張操作を行うことで(b)の状態へと変化させている。広域解を探索する再構成操作に対し、拡張操作は近接解を探索する役割を持っている。

切断操作では、木構造の中からノードをランダムに選び出し、それより下位にある部分木を削除する。図-7 の例では、木構造(a)のノード B に対して切断操作を行い、木構造(b)へと変化させている。切断操作は拡張操作と対になるものであるため、どちらか一方を行う。

f) 課金レベルの最適化

1つの課金領域に対して課金レベルを少しずつ変化させながら均衡配分計算を行う。課金領域が所与の場合、課金レベルに対して社会的余剰は、上に凸の関数であると仮定する。少なくとも、既存研究^{3),4),9),12)}を見る限りでは、この仮定に反した結果は報告されておらず、この仮定はおおむね妥当なものと判断している。この適合度が最も高くなる課金レベルが、その課金領域に対する最適な課金レベルとする。本研究ではエリアでは50円、コードンでは25円刻みで課金レベルを変化させる。これには、計算コストの削減と、均衡配分の誤差による最大値の判定ミスの発生を防ぐという目的がある (図-8)。

5. 実都市ネットワークへの適用

(1) 宇都宮ネットワークにおける最適化

a) エリア課金の最適化

まず、宇都宮都市圏に対して本モデルの適用を行った。

ゾーン数 118, リンク数 1,345, ノード数 626 のネットワークである。均衡配分および GA で使用したパラメータは表-1 のとおりである。平成 4 年度宇都宮都市圏 PT (パーソン・トリップ) 調査のデータを利用しており、既存研究¹²⁾と入力条件を同一にして、比較分析ができるように設定している。

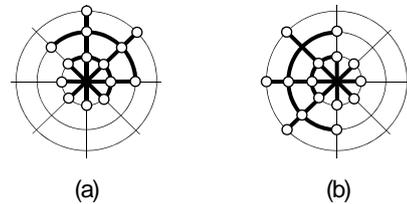


図-5 再構成

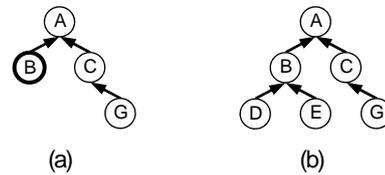


図-6 拡張

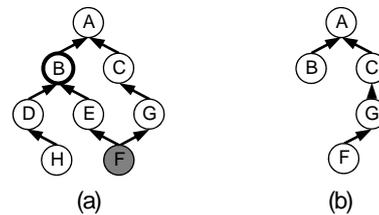


図-7 切断

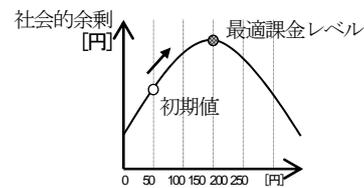


図-8 課金レベルの最適化

表-1 交通モデルと GA のパラメータ

価格弾力性パラメータ	1.0
時間価値 [円/分]	50
個体数	20
計算世代	150
交叉発生率	0.3
拡張・切断発生率	0.75

図-9 は最適化モデルの実行によって得られた結果の一つである。灰色の部分で塗りつぶされた部分が最適エリア課金領域である。課金リンク数は 149, 最適課金レベルは 250 円である。この結果の他にも、ほぼ同水準の社会的余剰を示す結果が複数得られており、本稿で掲載している結果は其中で最も社会的余剰が高い解である。得られた複数の最適解を精査すると、課金領域の広さと最適課金レベルが反比例する傾向にあることが確認できている。

図-9 の赤色のリンクは無課金時と比較して交通量が増加していることを表し、青色のリンクはその逆を示している。課金領域の内側では、ほぼ全てのリンクで交通量の減少が生じている。課金領域に入らない南西部の環状道路においては交通量が増加する部分も見られ、迂回路を残す形で最適領域が決定されたことが確認できる。その他の外周部においては特に目立った傾向は見られない。

最適時の社会的余剰は約 1.3785×10^9 円まで向上した。一方, Maruyama and Sumalee¹²⁾において、人の手によって設定されたエリア課金領域における社会的余剰は約 1.3780×10^9 円であった。無課金時の値は約 1.3770×10^9 円であるので、課金による社会的余剰の向上値はそれぞれ約 150 万円と約 100 万円であり、最適化されたエリア課金により 50%程の改善が行われている。なお、このネットワークに対してシステム最適配分を行った場合の社会的余剰は 1.3850×10^9 円である。

なお、本稿では、既存研究との比較のために便宜上、社会的余剰値を用いているが、社会的余剰の絶対値そのものは特別の意味を持たない。課金による社会的余剰の改善値に対する評価は、無課金時およびシステム最適時の値との相対的な関係から行われるものである。社会的余剰の絶対値に対するその変化量が今回の値は小さくなっているが、それは評価の指標とはならない点について留意する必要がある。

b) コードン課金の最適化

エリア課金の最適化と同様のアルゴリズムを用いて、コードン課金領域とレベルの最適化を行った。図-10 は最適化モデルの実行によって得られた最適コードン領域の一つである。コードン内のリンク数は 110, 最適課金レベルは 100 円である。

課金後のリンク交通量は、エリア課金とは異なり、コードン内部で増加する部分が確認できる。これは、課金対象外となるコードン内々の移動が混雑緩和によって増加していることを、需要変動型の今回のモデルで表現できているためと考えられる。コードンラインを横切る道路の交通量は、ほとんどの道路において減少している。

最適解の社会的余剰は約 1.3792×10^9 円まで向上し、エリア課金より高い値となった。Maruyama and Sumalee¹²⁾に

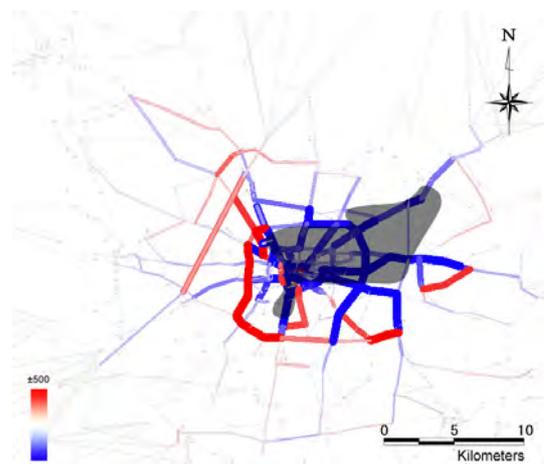


図-9 エリア課金の最適解の1つ(宇都宮)

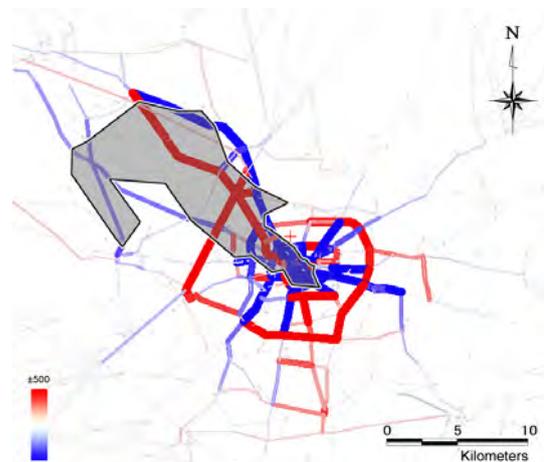


図-10 コードン課金の最適解の1つ(宇都宮)

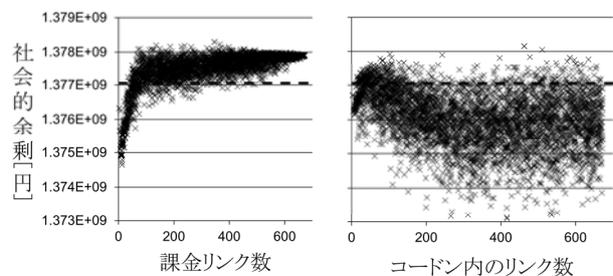


図-11 エリア課金ランダムサーチ (200円) 図-12 コードン課金ランダムサーチ (50円)

において、人の手によって設定されたコードン課金領域による余剰の最適値は、約 1.3780×10^9 円であり、最適化によって 120%程の改善がされた。

c) 課金領域の形状変化に対する安定度分析

エリア課金とコードン課金のそれぞれについて、課金領域をランダムに変化させて社会的余剰の反応を分析した。ランダム領域の生成は、まず課金リンク数(課金領域の大きさ)を一様乱数にて決定し、そのリンク数に達成するまでツリーの拡張を繰り返すことで行っている。毎回の拡張対象のノードは一様乱数によって決定される。

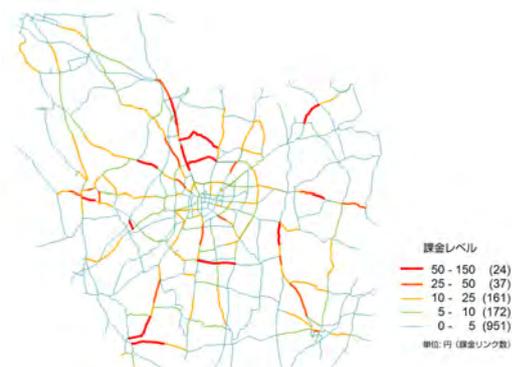


図-13 システム最適配分時のリンク課金額 (宇都宮)

図-11 と図-12 は、ランダムサーチの結果を、横軸にリンク数 (エリア課金では課金リンク数、コードン課金ではコードン内のリンク数)、縦軸に社会的余剰をプロットしたものである。横軸方向での社会的余剰の変化は、エリアおよびコードン領域の大きさの変化による社会的余剰の変化を表し、あるリンク数についての縦軸方向の社会的余剰の変化は、領域の形状の違いによる社会的余剰の変化を表している。点線は無課金時の社会的余剰を示す。

エリア課金は課金リンク数が増加 (課金領域が拡大) するにつれ、形状の違いによる社会的余剰の変動が小さくなっている。対象ネットワークの全領域がエリア課金領域となっても依然として高い社会的余剰を維持している。一方、コードン課金は課金領域の形状と大きさの両要素に対して敏感に反応していることが分かる。コードン課金は、課金領域の拡大に伴って課金リンクが取りうる組み合わせは増加するため、変動幅が大きいと考えられる。また、課金回数の制限が存在しないことも敏感な特性に影響していると考えられる。一方のエリア課金は、課金領域の拡大に伴い、課金対象となるトリップ・チェーンの範囲が増えることで、形状変化による課金対象のトリップ・チェーンの組み合わせは逆に減少する。この特性がエリア課金の変動幅の小ささに影響していると考えられる。

なお、コードン課金の場合、無課金時のパフォーマンスを超えることができないものも多く存在し、導入の際はエリア課金に比べて慎重な検討が必要になるものと考えられる。

d) システム最適配分時のリンク課金額との関係

システム最適配分を行ったときの各リンクの課金額 (図-13) と、各課金方式における最適課金領域との関係性を精査した。コードン課金の最適解は、課金額の高いリンクを多く含む傾向にあった。本稿で掲載した解だけでなく、他の複数の解も同様の傾向にあることが確認できている。コードン課金の場合、システム最適配分時における課金額が低いリンクを避けつつ、課金額が高いリ

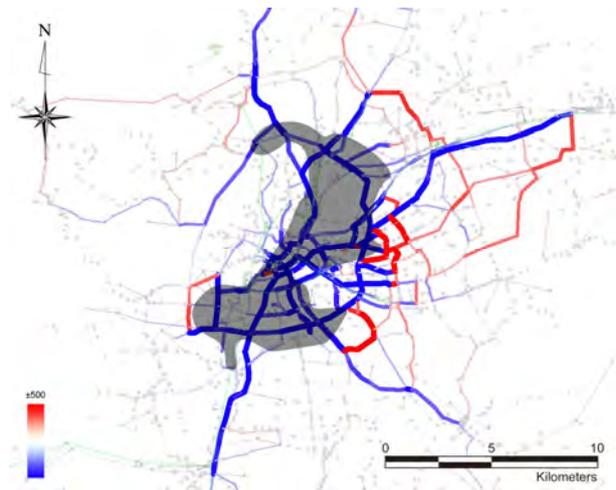


図-14 エリア課金の最適解の1つ (熊本)

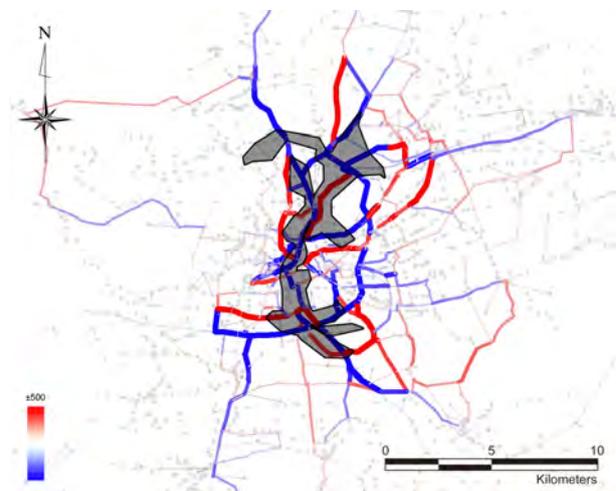


図-15 コードン課金の最適解の1つ (熊本)

ンクのみを通るようなコードンラインが最適解に近いものと推測される。一方、エリア課金においては、システム最適配分時の課金額との明確な関係は確認できなかった。

(2) 熊本ネットワークにおける最適化

a) エリア課金の最適化

熊本都市圏に対しても本モデルの適用を行った。熊本ネットワークは、ゾーン数 213、リンク数 5,350、ノード数 2,205 である。平成 9 年度熊本都市圏 PT 調査のデータを利用している。

最適化したエリア課金領域 (図-14) の内側のほぼ全てのリンクで交通量の減少が生じており、宇都宮と同様の傾向が確認できる。一方、その周辺で迂回路として顕著に交通量が増加したリンクは見られない。また、都市中心部を横断する国道 3 号と、県北東部を結ぶバイパスの交通量が減少しており、全体的に交通量の減少が生じている。この最適時の社会的余剰は約 9.7657×10^8 円まで向

上し、最適課金レベルは 100 円、課金リンク数は 535 となっている。なお、無課金時の値は約 9.7595×10^8 円である。

b) コードン課金の最適化

エリア課金と同様に、熊本都市圏におけるコードンの最適化を行った。図-15 は最適化モデルの実行によって得られた最適コードンである。コードンの形状は、中心市街地を横断する国道 3 号と南方へ延びるバイパスに沿った細長い形状になっており、最適エリア形状とは大きく異なる。この最適時の社会的余剰は約 9.7662×10^8 円まで向上し、最適課金レベルは 25 円、コードン内のリンク数は 268 となっている。エリア課金よりも社会的余剰は高く、課金レベルは低い結果となっている。

c) 課金領域の形状変化に対する安定度分析

宇都宮都市と同様の方法でランダムサーチを行った。エリア課金(図-16)については、安定したパフォーマンスを示している。一方、コードン課金(図-17)については、領域が大きくなるにつれて社会的余剰が著しく低下する。熊本の環状道路の整備が宇都宮に比べて進んでおらず、コードン課金を行った際に利用できる迂回路(課金を避けるための代替ルート)が少ないことが、この結果の一因と考えられる。コードン課金は課金回数に制限を設けていないため、課金領域の設定次第では一日に何度も課金されることになり、社会的余剰の大幅な減少に繋がりうる。迂回路の少ない熊本では、特にこの影響を受けやすいと推測される。エリア課金については、どのような課金領域を設定しても、一日に最大一回しか課金されないため、都市間の差が生じにくいと考えられる。

(3) 2都市への適用結果からの考察

2 都市の適用結果を比較した場合、宇都宮では最適コードン課金が最適エリア課金よりも社会的余剰は高いが、熊本では逆となっている。最適課金領域の大きさについてのエリアとコードンの比較についても宇都宮と熊本では逆の関係であり、これらの点についての一般的/普遍的な関係は導けないと思われる。

一方、最適エリア課金レベルが最適コードン課金レベルよりも高い点や、課金領域の形状や大きさの変化に対して、エリア課金よりもコードン課金が敏感に反応する点は、2 都市で共通している。エリア課金は、一日一回のみ課金されるのに対して、コードン課金は、何度も課金されうることを考慮すると、これらの結果は納得できるものであり、この点は、比較的一般的に当てはまりうる課金方式別の特性といえよう。

なお、今回得られた最適領域の形状(図-9, 10, 14, 15)は、特にコードン課金において、多少いびつな形状をしている。人の手では、このような形状を設定することは想定しにくい。したがって、今回構築したモデルにより、

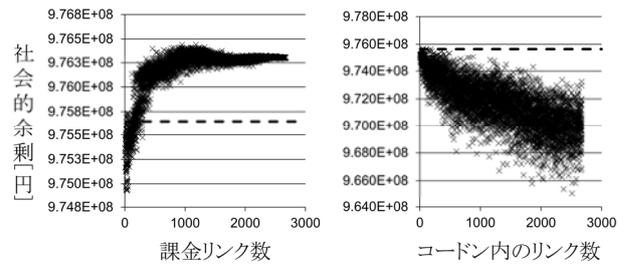


図-16 エリア課金ランダムサーチ (75 円) 図-17 コードン課金ランダムサーチ (50 円)

人手による設定では得難い高い効果をもたらす課金領域とレベルを、少なくともモデル上では設定できているとみなせる。別の見方では、今回のようないびつな形状の領域設定は、利用者に理解されにくく課金の受容性が低まるなどの指摘もできよう。この点について、本モデルの枠組みで対応するのであれば、課金領域の形状を例えば凸領域形状とする制約条件を式 (1) に追加すればよい。いずれにしても、本論文で構築したモデルを発展・活用することで、実務的にも有用な分析が可能といえよう。

また、本稿に掲載した分析以外にも、価格弾力性パラメータを変化させた場合の感度分析、トリップ・チェーン・パターンを現行のものから系統的に変化させた場合の比較分析なども行っている。しかし、それらの条件変化と最適解との明解な関係は確認できていない。これは今回の問題で、最適解に近い局所解が多く存在していることに起因すると思われ、今後、感度分析の枠組みを変更するなどの工夫をしたうえで、追加の分析・考察を行いたい。

(4) 計算時間短縮のための工夫

今回の中規模な実都市圏ネットワークに、本研究の二段階最適化問題を適用する際は、少なからぬ計算時間を要している。その短縮のため今回利用した方法を最後に紹介しておく。

最適化プロセスの全体の計算時間の中で、部分線形化法を利用している均衡配分の収束計算時間が多くの割合を占めている。表-1 の条件 (150 世代, 20 個体) で最適化を行った場合、約 11,000 回の均衡配分を行う必要があり、計算完了までに約 63 時間を要している (Intel Core i7 940 搭載 PC を使用)。本研究では計算時間を削減するために以下のような工夫を行った。

個体間の形状差が大きい計算初期では、配分誤差が GA の選択プロセスに与える影響は小さいと考えられる。そこで収束条件を最大計算回数とし、GA の世代数が進むごとに均衡配分の最大計算回数を線形増加させる方法を用いた。今回は、1 世代から 150 世代の間で最大計算回数を 50 回から 200 回まで線形増加させた。これによ

り、均衡配分の収束計算回数を総計で約37%削減している。また、OpenMPによる並列計算を均衡配分に導入することでプログラムの実行速度そのもの的高速化を図っている。均衡配分で行う最短経路探索を並列化し、4コアのCPUを使用した場合において、1回の均衡配分に要する時間を約39%短縮できている。今回、上記で挙げた方法を組み合わせることで、全体で約60%の高速化を実現し、表-1の条件の下で計算時間を約25時間にまで短縮させた。

以上のような、平易な手法のみならず、二段階最適化問題の解法に適した均衡配分計算法そのものの改良なども行うことが、今後、大規模実都市圏での適用を展開していく際には重要となると考えられる。

6. おわりに

本研究の成果を以下にまとめる。

- (1) エリア課金を対象とした課金領域・レベルの最適化の計算法を新たに開発した。
- (2) 提案した手法を実都市(宇都宮、熊本の2都市)へ適用し、エリア課金の最適設計による社会的余剰向上の計算例を示し、その有用性を示した。
- (3) コードン課金とエリア課金の最適解(課金領域、課金レベル)は大幅に異なることを示した。
- (4) 領域の形状や大きさの違いに対し、コードン課金は敏感に反応するが、エリア課金はそれほど大きく反応しないことを明らかにした。

今後の課題として、運用コストを考慮した目的関数に改良することが挙げられる。エリア課金とコードン課金のコストの差に着目した比較も可能となろう。

また、本研究のアルゴリズムは、課金領域の中心(根ノード)が最適化の過程で移動できないという制限がある。将来的にはこの位置も含めた最適化を行う必要がある。また、複数エリア領域の設定問題への拡張も有用であろう。

なお、今回構築したアルゴリズムは、一般にネットワーク上での空間領域分割問題とみなせるものであり、エリア課金の設計のみならず様々な都市政策分析への応用

も可能と考えられる。他分野への応用・適用も検討したいと考える。

参考文献

- 1) Tsekeris, T. and Voß, S.: Design and evaluation of road pricing: state-of-the-art and methodological advances, *Netnomics*, Vol. 10, No.1, pp. 5-52, 2009.
- 2) 円山琢也: 都市域における混雑課金の政策分析—レビューと展望, 土木計画学研究・論文集, Vol.26, No.1, pp.15-32, 2009.
- 3) 文世一: 交通混雑の理論と政策—時間・都市空間・ネットワーク, 第9章, 東洋経済新報社, 2005.
- 4) 文世一, 秋山孝正, 奥嶋政嗣: 道路ネットワークにおける次善の混雑料金—都市高速道路の役割に着目して—, 応用地域学研究, No.12, pp.15-25, 2007.
- 5) 金森亮, 森川高行, 山本俊行, 三輪富生: 時間帯別・確率的統合均衡モデルを用いた駐車デポジットシステムの導入評価, 土木計画学研究・論文集, Vol.24, No.4, pp.915-926, 2007.
- 6) 金森亮, 山本俊行, 森川高行: 駐車デポジットシステム(PDS)の効率性と公平性に関する分析, 都市計画学会論文集, No.44-3, pp.115-120, 2009.
- 7) Zhang, X. and Yang, H.: The optimal cordon-based network congestion pricing problem, *Transportation Research Part B*, Vol.38, Issue 6, pp.517-537, 2004.
- 8) Sumalee, A.: Optimal road user charging cordon design: a heuristic optimization approach, *Computer-Aided Civil and Infrastructure Engineering*, Vol.19, No.5, pp.377-392, 2004.
- 9) Maruyama, T. and Harata, N.: Difference between area-based and cordon-based congestion pricing: Investigation by trip-chain-based network equilibrium model with non-additive path costs, *Transportation Research Record*, No.1964, pp.1-8, 2006.
- 10) 円山琢也: エリア・プライシング政策の評価技術, 都市計画, 264, pp.42-47, 2006.
- 11) Maruyama, T., Takaki, R., Sumalee, A. and Mizokami, S.: The optimal area-based network congestion pricing problem: Determining optimal toll level and charging boundary, *Selected Proceedings of the 12th World Conference on Transport Research Society*, paper ID - 02101, 2010.
- 12) Maruyama, T. and Sumalee, A.: Efficiency and equity comparison of cordon- and area-based road pricing schemes using a trip-chain equilibrium model, *Transportation Research Part A*, Vol.41, Issue 7, pp.655-671, 2007.

(2011.2.25 受付)

THE OPTIMAL AREA-BASED NETWORK CONGESTION PRICING
PROBLEM: DEVELOPMENT AND APPLICATIONS OF ALGORITHM FOR
DETERMINING OPTIMAL TOLL LEVEL AND CHARGING BOUNDARY

Ryota TAKAKI, Takuya MARUYAMA and Shoshi MIZOKAMI

Toll level and charging boundary of road pricing policy must be determined carefully to obtain higher performance, but their optimal setting is a difficult task. Several studies have investigated optimal setting of toll level and boundary of cordon-based pricing using normal user equilibrium traffic assignment. However, few studies have examined area-based pricing because precise modeling framework of the policy has not developed until recently. This paper formulates the bi-level optimization model incorporating trip-chain-based user equilibrium model that can describe area-based pricing precisely and develop its algorithm. We applied proposed model to real-world networks in Utsunomiya and Kumamoto, Japan and explored optimal toll level and boundary of area-based and cordon-based pricing.