

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*

The Optimal Area-Based Network Congestion Pricing Problem: Determining Optimal Toll Level And Charging Boundary*

高木良太**・円山琢也***・溝上章志****

By Ryota TAKAKI**・Takuya MARUYAMA***・Shoshi MIZOKAMI****

1. はじめに

道路混雑問題に対する施策の1つに交通需要マネジメント (TDM: Transportation Demand Management) がある。そのうち、自動車交通需要の直接的な減少を促すものとしてロード・プライシング政策 (以下、混雑課金政策) があり、盛んに研究が進められている。

混雑課金政策には一般的なコードン型の他に、2003年2月よりロンドンにて実施されているエリア型課金方式がある。これは、設定した対象地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度支払うとその後は課金区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。これは区域内の全車両を監視する必要があることを意味し、エリア課金はコードン課金より実行が難しい政策であるといえる。

混雑課金政策の導入を検討する際に検討すべき事項として課金領域と課金額の設定がある。一般に混雑課金政策は、対象領域の違いによって最適課金 (ファースト・ベスト課金) と次善課金 (セカンド・ベスト課金) と呼ばれる2つのタイプに分類される。前者は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い、総所要時間が最小になるシステム最適配分を行うことでモデルでは表現される。しかしながら、現実政策において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面があり、実際に導入された事例はない。

そこで実際には、道路ネットワークの一部地域を対象とするコードン課金やエリア課金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、最適な課金領域や課金額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。課金領域という新たな変数が増えたことで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、円山¹⁾がある。

以上のようにコードン課金においては、従来からの経路費用がリンク加法型のネットワーク均衡モデルをベースに、課金領域と課金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、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数少ない。

そこで本研究では、エリア課金における課金領域と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2段階の最適化モデルを示す。次に、Sumalee²⁾により提案されたbranch-tree構造を用いたGAベースのコードン課金領域とレベルの最適化モデルを、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。

2. モデルの定式化

課金領域と課金額の最適化は2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、以下のように計算される社会的余剰を最大化する。

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

トリップ・チェーン n の需要関数と逆需要関数は、本研究では式(2)を用いた。

$$D_n = D_n^0 \exp \left(\rho \left(1.0 - \frac{c_n}{c_n^0} \right) \right) \quad (2)$$
$$D_n^{-1} = c_h^0 - \frac{c_h^0}{\rho} \log \frac{h_n}{D_n^0}$$

*キーワード：交通ネットワーク分析、TDM

**学生員、熊本大学大学院自然科学研究科

(熊本市黒髪2丁目39番1号、

TEL: 096-342-3013、FAX: 096-342-3010)

***正員、博(環)、熊本大学政策創造研究教育センター

****正員、工博、熊本大学大学院自然科学研究科

ここで、トリップ・チェイン n に対して、 h_n : 交通量、 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、リンク a に対して、 x_a : 交通量、 $t_a(x_a)$: リンクコスト関数、 ρ : 需要価格弾力性である。

(2) 下位問題

下位問題ではトリップ・チェイン・ベースの需要変動型利用者均衡配分を行う。そのモデルを式(3)に示す。

$$\begin{aligned} \min Z(\mathbf{g}, \mathbf{h}) = & \sum_a \int_0^{x_a} t_a(\omega) d\omega + \sum_n \sum_{m \in M} \tau_\rho g_n^m - \sum_n \int_0^{h_n} D_n^{-1}(\omega) d\omega \quad (3) \\ \text{subject to} & \\ & h_n = \sum g_n^m, \quad \forall n, \\ & x_a = \sum_{m,n} \delta_{a,n}^m g_n^m, \quad \forall a, \\ & x_a \geq 0, h_n \geq 0, g_n^m \geq 0 \end{aligned}$$

ここで、 g_n^m : トリップ・チェイン n の経路 m 交通量、 τ : 課金レベル、 $\delta_{a,n}^m$: リンク a がトリップ・チェイン 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。

本研究で用いる非加算型のトリップ・チェイン・モデルはMaruyama and Harata³⁾, Maruyama & Sumalee⁴⁾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。

3. 課金領域の表現方法

(1) 課金領域の条件

モデルにて最適化の計算を行う際、課金領域を変数として与える必要がある。このとき、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。計算の途中に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表現するには、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、Sumalee²⁾によってコードン課金領域を対象に提案されたbranch-tree概念（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。以下にこの木構造について簡単に解説を行っておく。

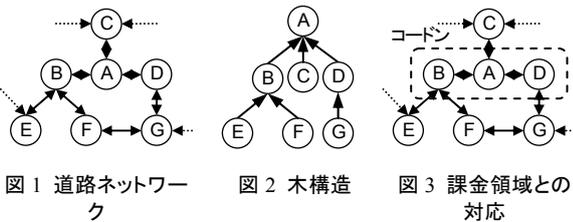
都市ネットワークを表したグラフ（図1）を $G=(N, A)$ とする。 N はグラフを構成するノード、 A はリンクを示す。ここで、ノード $i, j (i \in N, j \in N)$ から構成されるリンクが存在し、その向きが i から j であった場合、ノード i はノード j の1つ前のノード（以下、下流ノードと呼ぶ）である。ある1つのノード j に対し、下流ノードは複数存在することができる。このノード j に対する下流ノードの集合を Ξ_j と定義する。さらにその下流ノードの数を $|\Xi_j|$ で表す。以上は基になるグラフ G についての説明である。

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2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2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、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 (図3)。



(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。Sumalee²⁾ 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に同じノードが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2の木構造のノードGを拡張すると図4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、特殊な操作が必要になる。

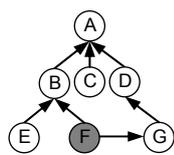


図4 ダミーノードの発生

(4) エリア課金領域との対応

branch-tree概念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。

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5に示す。

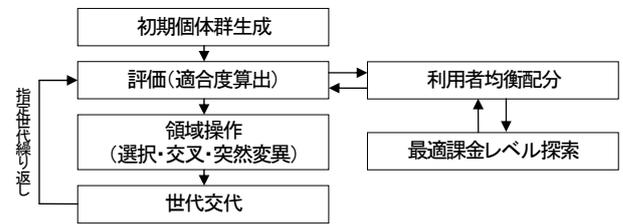


図5 最適化の流れ

通常の遺伝的アルゴリズムでは、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) GA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6の例では、交叉の対象となる木構造(A)と(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。

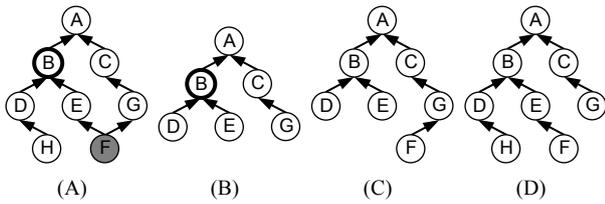


図 6 交叉

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 7 は、木構造 (A)を(B)に構成し直した例である。Sumalee²⁾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。

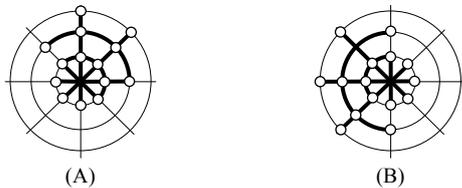


図 7 再構成

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 章 (2) で説明した branch-tree の規則に従うものであり、 $d = \lfloor \epsilon_n \rfloor$ の条件を満たす必要がある。図 8 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 9 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。

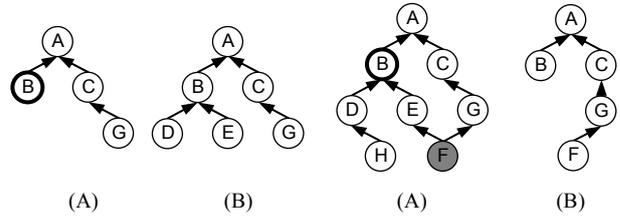


図 8 拡張

図 9 切断

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。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10)。

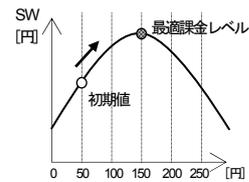


図 10 課金レベルの最適化

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。

表 1 交通モデルと GA のパラメータ

価格弾力性	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 11 は最適化モデルの実行によって得られた結果である。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。

図 11 の赤色のリンクは無課金時と比較して交通量が

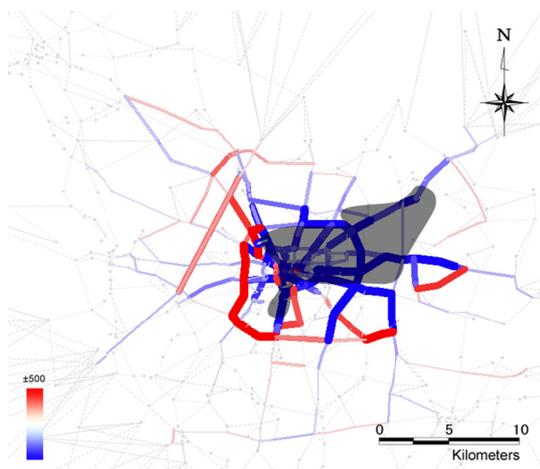


図 11 エリア課金の最適解の1つ(宇都宮)

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 Sumalee³⁾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。

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 12 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を確認できる。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 Sumalee³⁾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。図 13 と図 14 は、ランダムサーチの結果を、横軸

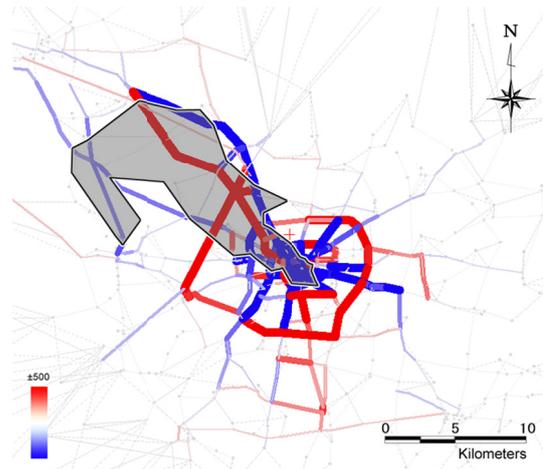


図 12 コードン課金の最適解の1つ(宇都宮)

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）、横軸に社会的余剰をプロットしたものである。横軸方向から見た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、縦軸方向から見た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。コードンの場合、課金領域が大きくなるほど課金リンクが取りうる組み合わせが増加するため、エリア課金とは対称の性質を示しているものと考えられる。また、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。

(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、ロード数 2,205 である。

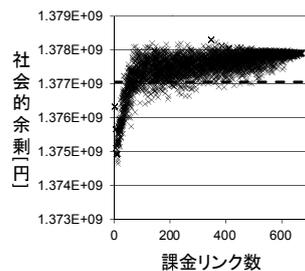


図 13 エリア課金ランダムサーチ (200 円)

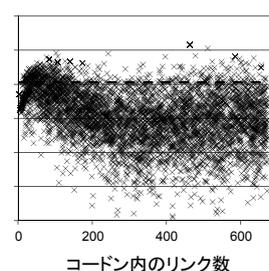


図 14 コードン課金ランダムサーチ (50 円)

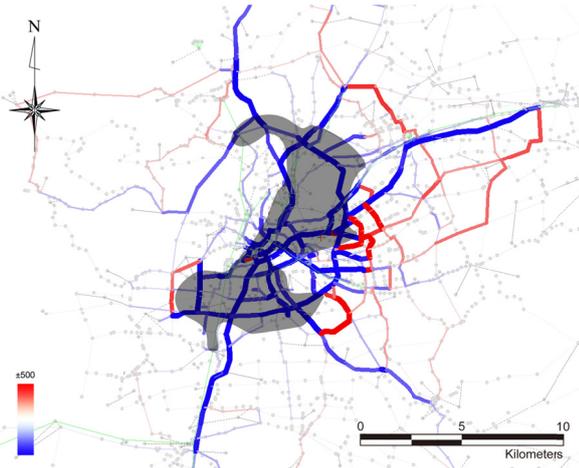


図 15 エリア課金の最適解の 1 つ(熊本)

最適化したエリア課金領域 (図 15) 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。最適課金レベルは 100 円となっている。

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。誌面の都合上、図は割愛する。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。最適課金レベルは 25 円となっており、エリア課金のそれよりも低い。

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。熊本は宇都宮に比べて環状道路の整備が進んでおらず、課金を行った際に利用できる迂回路が少ないことが、この結果の一因と思われる。

(3) 計算時間短縮のための工夫

課金による交通量の変化をリンク別に詳細に分析す

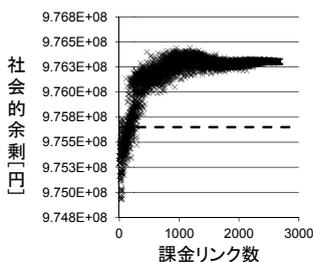


図 16 エリア課金ランダムサーチ (75 円)

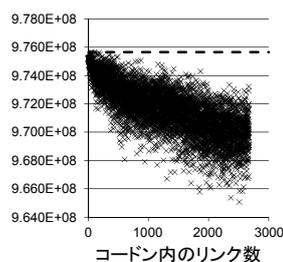


図 17 コードン課金ランダムサーチ (50 円)

るには、一定以上の均衡配分の計算精度が要求される。特に、低い課金額が実際の交通量に与える影響は小さいと推測され、この微小な変化を正確に再現するには、精度の高い配分計算が必要である。精度を高めるためには、GA の効率の向上と、均衡配分の計算速度の 2 つの面からの改善が必要である。

本研究では、精度を維持しつつ計算速度の高速化を図るために、計算の初期において均衡配分の収束計算の回数を減らし、GA の世代が進むにつれてその回数を増加させている。また、本来の最適課金レベルは連続値で求めることができるが、計算時間短縮のために課金額の変化量を比較的大きく (25 円 or 50 円) 設定している。これらの方法についての妥当性の検証と、その他の改良法の検討は今後の課題である。

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開発した
- 2) 計算法を実都市へ適用し、エリア課金の最適化によって社会的余剰の改善を行い、その有用性と課題を整理した
- 3) コードン課金とエリア課金の最適解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。3), 4) の成果は、今回の適用都市固有の特性である可能性もあり、他都市への適用も行き、知見の蓄積を行って行きたい。

参考文献

- 1) 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.
- 2) Sumalee, A.: Optimal road user charging cordon design: a heuristic optimization approach, *Computer-Aided Civil and Infrastructure Engineering*, 19, pp. 377-392, 2004.
- 3) 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
- 4) 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.