論　文

相互依存価値モデルに基づく不確定入札を用いた真実申告最良な組合せオークションの設計

伊藤　孝行†a)　　　ディビッド　パークス††b)

Desigining a Truthful Combinatorial Auction Based on Interdependant Value Model Using Contingent Bids

Takayuki ITO†a) and David C. PARKES††b)

あらまし　本論文では，プレイヤの評価値が相互依存価値モデルに基づく場合の組合せオークションを設計する．ここでは Dasgupta and Maskin [1] による不確定入札（Contingent Bids）モデルを採用する．不確定入札モデルでは，「もしプレイヤ 1 が財 A に対して x 円入札するなら，私は y 円入札する」という入札形式を用いる．単一財の相互依存価値オークションを単純に複数財オークションに拡張した場合，真実申告最良を実現するために必要な一般化単一交差条件を満たすのが非常に困難になる．そこで，本論文では欲張り法に基づく財の割当手法によって真実申告最良で近似的に効率的な組合せオークションを実現する．本論文の主な貢献は，単一バンドル選好な入札者に基づく真実申告最良で近似的に効率的な組合せオークションを実現する点である．また本オークションでの最悪時の効率性についても示す．最後に相互依存価値の一般的なモデルに関する課題を議論する．

キーワード　相互依存価値オークション，組合せオークション，線形評価関数モデル，計算論的メカニズムデザイン，マルチエージェントシステム

1. まえがき

本論文では，相互に依存する価値をもつプレイヤを参加者とする組合せオークション [2] を設計する．相互に依存する価値とは，あるプレイヤの財の割当の価値が，他のプレイヤのもつ価値に依存することをいう．本論文では相互に依存する価値を相互依存価値(注1)と呼ぶ．

オークションにおいて，相互に依存する価値に基づく割当問題は多く見られる．例えば，ビンテージ物のワインをオークションにかける場合に，ある入札者はそのワインの専門家による評価を知っていたり，または，ある入札者はそのワインについて全く知らなかったりする状況がある．このような状況では，入札者間でそのワインの評価値が互いに依存していることが想定できる．本論文では，複数の財に対する相互依存価値オークションを議論する．例えば，売り手が異なる複数ワインボトルを売り，買い手がワインボトルをケースで買うという例が具体例としては挙げられる．

経済理論の分野で，相互依存価値に基づく経済的に効率的（efficient）かつ，収益が最適（optimal）なオークションの設計は注目を集めている．特に，ある入札者の個人の情報（シグナル）が一次元の値で表現できるという，単一次元シグナルの仮定のもとでは，事後ナッシュ均衡において効率的なオークションの存在が示されている [3]．より一般的なモデルとしての複数次元シグナルでは，ある均衡において効率的な結果を実現できないというような否定的な結果も存在する [1], [4]．本論文では Dasgupta and Maskin [1] のモ

† 名古屋工業大学大学院工学研究科，名古屋市
Graduate School of Engineering, Nagoya Institute of Technology, Gokiso, Showa-ku, Nagoya-shi, 466–8555 Japan
†† ハーバード大学工学及び応用科学科，米国
Division of Engineering and Applied Science, Faculty of Arts and Science, Harvard University, 209 Maxwell Dworkin, 33 Oxford University, Cambridge 02138, USA
a) E-mail: ito.takayuki@nitech.ac.jp
b) E-mail: parkes@eecs.harvard.edu

(注1)：相互依存価値に関して「相関価値」という訳語もあり得るが，相関価値という訳語は一般に correlation (correlated) value を意味する．本論文では，interdependent value を扱うので，相互依存価値という訳語を使う．

デルに基づいて，不確定入札（Contingent Bids）(注2) モデルを採用する．本研究は，不確定入札を用いている点で，他の相互依存価値モデルの関連研究とは異なる．

既存の相互依存価値モデルに関する研究では，オークションは直接顕示メカニズムとして設計されていた．本論文では，直接顕示メカニズムではなく，不確定入札に基づくメカニズムを設計する．直接顕示メカニズムでは各プレイヤが自分の評価値を直接オークショニアに申告する．不確定入札モデルでは，各プレイヤは，関数形式で確定していない評価値をオークショニアに申告する．既存の直接顕示フレームワークと不確定入札フレームワークの本質的な特徴の差異は，オークショニアが評価関数やシグナルの値域を知っている必要があるかないかという点にある．ここで，シグナルとは，プレイヤの評価値の構成要素となる個人的情報である．一般にシグナルは数値で表す．

既存の直接顕示フレームワークと不確定入札に基づく提案フレームワークの差異をまとめると，以下のとおりである．

- 既存の直接顕示フレームワーク
  – オークショニアは，各プレイヤの評価関数を明確に定義し計算をするために，前もってすべてのプレイヤの評価関数，及びすべてのプレイヤが申告するシグナルの値域を知っている必要がある．ワインの例でいえば，すべてのプレイヤのワインに対する評価値を決めている評価関数と，すべてのプレイヤのワインに対する評価値がとり得る値域を前もってすべて知っている必要がある．
- 不確定入札フレームワーク
  – オークショニアがプレイヤの評価関数やシグナルの値域を知っている必要はない．
  – オークショニアは，プレイヤが申告する入札を記述する入札表現規則に関してプレイヤと合意を得ている必要がある．入札表現規則はオークションにおいてプレイヤが自分の入札を記述するために用いられる．

Dasgupta and Maskin [1] によって議論されているように，既存の研究で多く取り上げられていた直接顕示フレームワークでは，オークショニアが，シグナルを表現可能な入札表現規則を定義するために，プレイヤのシグナル空間を知る必要があり，更に各プレイヤの評価関数 z_i を知る必要がある．これは，現実的には，非常に大きい負担になり得る．更に各プレイヤはそのシグナルを申告しなくてはならない．

本論文の主な貢献は，相互依存価値に基づく単一バンドル選好な（single minded）入札者に基づく組合せオークションを設計する点にある．単一バンドル選好な入札者とは，ある一つのバンドルにのみ興味をもつ入札者である．

本論文の構成は，まず **2.** で，単一財の場合の相互依存価値オークションを概観し，関連研究を示し本研究の位置付けを明らかにする．**3.** で単純な方法で定義した相互依存価値に基づく組合せオークションを示す．次に **4.** で単純な方法で定義したオークションは一般化単一交差条件を満たすことができない点を明らかにする．そして **5.** で一般化単一交差条件が満たされる形にするために，欲張り法に基づく割当ルールを提案し，その具体例と効果について議論する．最後に **6.** において，より一般的な相互依存価値モデルに関する課題について議論する．ここでは，単一バンドル選好な入札者という仮定をしなくても，より抽象的な価格付けの方法を用いることで，真実申告最良な組合せオークションが設計できることが報告されているが，プレイヤが他のプレイヤの評価関数を知り，かつ，その評価値の値域を報告する必要があり，現実的なシステムを考える上では非常に困難な条件であることを示す．

2. 単一財オークションと関連研究

2.1 相互依存価値単一財オークション

本節では，本論文で提案する組合せオークションの導入として，まず基本的な言葉の定義を示す．

［事後ナッシュ均衡（Ex post Nash Equilibrium）］ i 以外のすべてのプレイヤが最良の戦略 α を選択する（ここでは真の評価値を申告する）なら，プレイヤ i は最良の戦略 α（ここでは真の評価値を申告する戦略）以外の戦略を選択する誘因をもたない．

［パレート効率的（Pareto Efficient）あるいは，効率的（Efficient）］ すべての参加者（オークショニアを含む）の効用の合計（社会的余剰）が均衡において最大化されるとき，そのオークションはパレート効率的である，または効率的であるという．

［真実申告最良（Truthful）］ 真の評価値を申告するのが最良という意味である．本論文では事後ナッシュ

(注2)：「条件付き入札」という訳語も使うことができる．ただし，条件付き入札というと「conditional bids」という意味が強い．そこで，本論文では不確定入札という言葉を使った．これは「contingent bids」という英語に基づいている．すなわち，本論文では不確定入札という言葉を使うことによってプレイヤが入札時に「まだ定まっていない，不確定な」という意味を強調する．

均衡を示すが，真の評価値の申告が支配戦略均衡になるメカニズムも真実申告最良の一種である．

次に，単一財の場合の線形不確定入札に基づく相互依存価値オークション [2], [5] の概要を示す．

プレイヤ $i \in \{1, \ldots, N\}$ は，シグナル空間 S_i にあるシグナル $s_i \in S_i$ をもつ．財に対するプレイヤ i の評価値 $z_i(s) \geq 0$ は，結合シグナル $s = (s_1, \ldots, s_N)$ に依存する．効率的な割当とは，最大の価値をもつプレイヤに財を割り当てることである．準線形効用，すなわち価格 p で財の効用 $z_i(s) - p$，を仮定する．本論文では，ベクトル記述 s_{-i} は $(s_1, \ldots, s_{i-1}, s_{i+1}, \ldots, s_N)$ を表す．

Dasgupta and Maskin [1] は不確定入札（Contingent bids）のフレームワークを提案している．$v_i = z_i(s) \geq 0$ をプレイヤ i の財に対する価値とする．プレイヤは不確定入札を提出する．不確定入札とは，$b_i : \mathbb{R}^{N-1}_{\geq 0}$ であり，ここで，$b_i(v_{-i})$ は他のプレイヤの価値 $v_{-i} = (v_1, \ldots, v_{i-1}, v_{i+1}, \ldots, v_N)$ が与えられたときの（レポートされた）価値である．不確定入札が与えられた上で，オークショニアは，レポートされた価値をもとに以下の写像に関する不動点を計算する．

$$(v_1, \ldots, v_N) \longmapsto (b_1(v_{-1}), \ldots, b_N(v_{-N}))$$

本不動点を，評価値均衡と呼び，不動点を v° と表す．v° が，シグナルが与えられたときの相互依存評価関数 $z(s)$ に一致すれば，各プレイヤは正直に入札したとみなすことができる．つまり以下のときである．

$$b_i(z_{-i}(s_i, s'_{-i})) = z_i(s_i, s'_{-i}), \quad \forall s'_{-i},\ \forall s_i$$

各プレイヤは不確定入札を提出する．ここで，プレイヤは，評価値均衡におけるその価値が，シグナル情報 s_{-i} が与えられたときの真の価値と同等であるように不確定入札を提出する．シグナル情報 s_{-i} は，不動点の中に暗黙的に埋め込まれている．すべてのプレイヤが正直に入札するなら，不動点は $(v_1^\circ, \ldots, v_N^\circ) = (z_1(s), \ldots, z_N(s))$ となる．

不確定入札オークションは以下のように定義される [1]．

（1） 入札が与えられたら，評価値均衡 $(v_1^\circ, \ldots, v_N^\circ)$ を計算する．

（2） 最大の不動点値をもつプレイヤに財を割り当てる．同値の場合はランダムに割り当てる．

（3） 勝者，プレイヤ i の支払額 p_i を計算する．p_i は $v'_i \geq \max_{j \neq i}\{v^*_j\}$ となるような $\min v'_i$ とする．ここで，すべての $j \neq i$ に対して，$v^*_j = b_j(v'_i, v^*_{-ij})$ である．これは，プレイヤ i の入札をある値 v'_i にした場合の，他のプレイヤの不動点値を表す．

本オークションは評価値均衡が一意に存在するとき，よく定義されている（well-defined）と表現する．

上で定義している内容を直感的に説明すると，勝者の支払額はその勝者が入札でき，かつそれでも勝者となるような最小の値である．

［定理 1］ 評価関数が単調性と単一交差条件（Single Crossing Condition: SCC）を満たし，かつ，不確定入札によって定義される写像の不動点が一意のとき，不確定入札オークションは（事後ナッシュ均衡において）効率的である [1]．

単調性と単一交差条件は以下で表される．

［単調性（monotonicity）］

$$\frac{\partial z_i(s)}{\partial s_i} \geq 0, \quad \forall s,\ \forall i.$$

［単一交差条件（single-crossing condition: SCC）］

$$\frac{\partial z_i(s)}{\partial s_i} > \frac{\partial z_j(s)}{\partial s_i}.$$

ここで，単一交差条件の直感的な意味は，プレイヤ i のシグナルが i の評価値に与える影響（微分値）は，他のプレイヤ j の評価値に与える影響よりも大きいということである．この条件が成立する場合，（事後ナッシュ均衡について議論するので）s_{-i} を固定し，プレイヤ i のシグナル s_i のみを変化させた場合，プレイヤ i の評価値とプレイヤ j の評価値が交差するのはたかだか 1 回となる．よって，s_i が，s_{-i} により定義される p_i より大きい場合は，プレイヤ i の評価値は他のどのプレイヤよりも大きく，i は勝者となり，s_i が p_i より小さい場合は，プレイヤ i の評価値は他のいずれかのプレイヤよりも小さく，i は勝者ではない．

論文 [2], [5] で筆者らは以下の線形評価関数を提案した．

$$b_i(v_{-i}) = v_{i0} + \sum_{j \neq i} \alpha_{ij} v_j.$$

ここで，$v_{i0} \geq 0$ は他のプレイヤが 0 の価値をもつときのプレイヤ i の個人的な価値を表す．$\alpha_{ij} \in [0, 1)$ は，プレイヤ i によって他の入札者の価値に対して割り当てられた重みを表す．概念的には，個人的な価値 v_{i0} は，シグナルの役目を果たし，α 重みは，評価関数 $z = (z_1, \ldots, z_N)$ 間の関係についての暗黙的な構造を表す．本線形評価関数は各プレイヤが他のプレイヤがオークションに参加するかどうかという情報を事

前に知っている必要がある．

上の線形不確定入札により，系 1 が成り立つことが証明されている [2]．これは単一交差条件を満たすことを示している．

［系 1］ すべての入札者 i に関して，すべての不確定入札が $\sum_{j \neq i} \alpha_{ij} < 1$ であるなら，すべての入札者 i, j に関して $\partial v_j^\circ / \partial v_{i0} < \partial v_i^\circ / \partial v_{i0}$ である [2]．

本論文では複数財の場合を扱うため，**3.** で単一交差条件を一般化単一交差条件として拡張する．

［定理 2］ 表現言語が十分に表現に富む（expressive）とき，線形不確定入札言語で定義した不確定入札オークションは，事後ナッシュ均衡において効率的である [2]．

「表現に富む（expressive）」言語とは，入札者が，その言語によって，他の入札者の価値が何であろうと，その真の価値と同値の入札値を定義できるような言語である．

ここで，単一財の線形不確定入札オークションの例を示す．三つの企業，$\{1, 2, 3\}$，があるオークションに参加しているとする．これらの企業の価値は相互に依存する．例えば，企業 1 は，企業 2 と企業 3 のもつ価値に注目している．

$$b_1(v_2, v_3) = 50 + 0.3v_2 + 0.5v_3 \tag{1}$$

式 (1) では，企業 1 は，企業 2 の価値に 0.3 の重みを置いており，企業 3 の価値に 0.5 の重みを置いている．同じように企業 2 と企業 3 は次の（正直な）不確定入札をもっていると仮定する：

$$b_2(v_1, v_3) = 60 + 0.4v_1 + 0.4v_3 \tag{2}$$

$$b_3(v_1, v_2) = 70 \tag{3}$$

つまり，企業 1 と企業 2 は，他の企業の価値に注意を払っているが，企業 3 は他の企業の価値は無視している．重みの合計は 1.0 以下であることによって，評価値均衡の一意性を保証する（詳細は論文 [2], [5] で示されている）．これらの入札によって示唆される評価値は，写像（式 (1)，式 (2)，及び式 (3)）の不動点 $(v_1^\circ, v_2^\circ, v_3^\circ)$ として計算される．不動点は以下を解くことで得られる：

$$v_1^\circ = 50 + 0.3v_2^\circ + 0.5v_3^\circ$$

$$v_2^\circ = 60 + 0.4v_1^\circ + 0.4v_3^\circ$$

$$v_3^\circ = 70$$

したがって，$(v_1^\circ, v_2^\circ, v_3^\circ) = (126.6, 138.6, 70.0)$．

本不動点では，企業 2 が最大値をもつので，企業 2 が勝者となる．支払額は v_2' として計算される．v_2' は，$v_2' = \max\{v_1^*, v_3^*\}$ を解くことで得られる．ここで，$v_1^* = b_1(v_2', v_3^*)$ かつ $v_3^* = b_3(v_2', v_1^*)$（つまり，2 の入札が $b_2(v_1, v_3) = v_2'$ のときに他の企業に関して更新した不動点値である）．$v_1^* = b_1(v_2', v_3^*) = 50 + 0.3v_2' + 0.5v_3^*$ かつ，$v_3^* = b_3(v_2', v_1^*) = 70$ であるため，$v_1^* = 85 + 0.3\max\{v_1^*, v_3^*\}$ である．したがって，$v_1^* > v_3^*$ である．これより，$v_1^* = 85 + 0.3v_1^*$ かつ，$v_2' = v_1^*$ である．したがって $v_1^* = 850/7 \approx 121.4$ を得る．したがって，企業 2 は 121.4 の価格で勝つ．これは，v_1° より小さいことに注意されたい．なぜなら，この企業 1 の不確定価値も，2 がちょうど勝つようなしきい値となる入札を決める場合に減少するからである．

2.2 関連研究

Dash ら [6] は，Krishna [3] が分析した複数同一財の効率的な直接顕示メカニズムを拡張し，複数の異なる財に関するメカニズムを提案している．本論文で採用する Dasgupta and Maskin [1] のモデルと異なり，Dash らのモデルは，メカニズムが各入札者の評価関数とシグナルの値域を知っている必要がある．入札者はそのシグナルをメカニズムに報告しメカニズムは割当と支払額を決定する．Ito ら [7]〜[9] も複数財割当問題に関して単一次元シグナルのモデルを提案している．

以上は単一次元シグナルのモデルであるが，本論文でのモデルは複数財に対する複数のシグナルを扱うので複数次元シグナルである．複数次元シグナルに関しては，Jehiel ら [10]，及び Jehiel and Moldovanu [4] では，相互依存評価値に基づく事後ナッシュ均衡をもつメカニズムの実装（implementation）に関して強い制限を示している．また，シグナルが複数次元のとき，効率性は一般的に不可能であり，意味のある社会的選択関数は実装不可能であることが示されている．例えば，ワインのオークションで考えた場合，プレイヤが二つのシグナルをもつとすると，一つがワインの評判に関するシグナル，もう一つがワインの原料のぶどう品種に関するシグナルというような設定が考えられる．これらの二つのシグナルを一つのシグナルに統合するときに，事後ナッシュ均衡をもつメカニズムの実装に必要な，シグナルに関して価値が単調に増加する，というような特長を保つことは難しい．しかし，Bikhchandani [11] では，上の否定的な結果を覆す場合の議論をしており，その実装は可能としている．Bikhchandani [11] の対象とする課題は，複数次元シグナルを仮定した場合の Jehiel ら [10]，及び Jehiel and Moldovanu [4] の否定的な結果は必ずしも一般的ではないことを示すことであった．Bikhchandani [11] らは，消費外部性（consumption externality）が存在しない場合に，複数次元シグナルを仮定した場合でも，効率的で意味のある（non-trivial な）社会的選択関数が実装可能であることを示した．

複数次元シグナルという設定には，個人価値の設定では認識できなかったような新たな課題がある．複数次元のシグナルという設定では，あるプレイヤにおいて，異なるシグナルの組合せが，あるバンドルに対して同じ価値を与える場合がある．例えば，二つのシグナル s_1 と s_2 があるとする．あるプレイヤ i の評価関数を二つのシグナルを引数とする $f_i(s_1, s_2)$ とする．この場合，評価関数によっては，異なるシグナルでも同じ値になる場合がある．例えば，$f_i(0,1) = f_i(1,2)$ となる場合も評価関数によってはあり得る．したがって，本例において，プレイヤ i にバンドル（若しくは財）に対する価値が同じになってしまうような，シグナルの組合せの中から正しいシグナルをオークショニアに申告させるのは非常に困難である．そして，プレイヤが正しくシグナルのペアを報告するような誘因を提供する方法は発見されていない．特に相互依存価値の設定では，あるプレイヤが正しいシグナルを申告することは，その他のプレイヤ自身が自分の正しい価値を知るために重要である．

2 段階メカニズム [12] と，その他の競上げ価格式メカニズム（例えば，Krishna [3]）では，Dasgupta and Maskin [1] と問題意識が同じで，メカニズムとプレイヤが必要とする知識を制限することを議論している．筆者らの知り得る限り，本論文で提案する線形不確定入札モデルに基づく組合せオークションに関する研究は，本論文が初めてである．

3. 単一バンドル選好に基づく組合せオークション

本章では相互依存価値に基づく組合せオークションを設計する．ここで，最も重要なことは，単調性と単一交差条件を適切に一般化することである．単調性と単一交差条件の重要性は，同一財の場合では Krishna [3]，異種の財の場合では Dash ら [6] や Dasgupta and Maskin [1] で指摘されている．本オークションでは，プレイヤの入札は，興味あるバンドルに対する価値と，他のプレイヤがもつ異なるバンドルに対する価値からなる二次元（2 種類）の情報を伝えることができるように，本章で定式化される．それは，興味あるバンドル自体の記述と，シグナルからなる．そして，一般化単一交差条件を満たす近似的に効率的なオークションを構築する．

ここでは，まず単一バンドル選好な入札者を仮定する．単一バンドル選好な入札者とは，“ある特別な財のバンドルにのみ興味がある” という仮定である．これは，相互依存価値組合せオークションの最も単純なモデルを議論するためであり，より複雑なモデルは今後の課題とする．

G を財の集合とする．単一バンドル選好な入札者は単一のバンドル $W_i \subseteq G$ に興味をもち，バンドル集合 $X \subseteq G$ に関する相互依存評価関数 $z_i(X, s) \geq 0$ をもつ．そして，相互依存評価関数はシグナル $s = (s_1, \ldots, s_N)$ に関して次のように定義される．

$$z_i(X, s) = \begin{cases} z_i(s) & \text{if } X \supseteq W_i \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases}$$

本論文では財の廃棄コストゼロ（free disposal）を仮定する．本仮定によって，プレイヤの価値は財が増えるに従って（弱く）増加する．関数 $z_i(s) \geq 0$ は，シグナル s が与えられたときのプレイヤにとって興味のあるバンドルに対する価値を表す．

次に，単一財オークションにおいて定義した不確定入札言語を，プレイヤ i が複数財の状況で入札ができるように拡張する．ここで，興味のあるバンドルを $\hat{W}_i$（真でなくてもよい），個人の価値を $v_{i0} \geq 0$，及びプレイヤ $j \neq i$ に対する重みとバンドルのペアを $\{(\alpha_{i1}, X_{i1}), \ldots, (\alpha_{iN}, X_{iN})\}$ とする．以上に基づいて，複数財の場合の不確定入札関数は以下のように定義される：

$$b_i(X, v_{-i}) = \begin{cases} v_{i0} + \sum_{j \neq i} \alpha_{ij} v_j(X_{ij}), & \text{for } X \supseteq \hat{W}_i \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases} \tag{4}$$

b_i は，バンドル X に対する不確定入札を表す．$v_i(X)$ はバンドルに対するプレイヤの価値を表す（これは，不動点，若しくは，評価関数 z_i と他の入札者のシグナルによって決まる）．また，単一財の場合と同じように，$\alpha_{ij} \in [0, 1)$ かつ，すべての i に対して $\sum_{j \neq i} \alpha_{ij} < 1$ である必要がある．

X_{ij} は，入札者 i が入札者 j に対して選んだバンドルであり，評価関数への依存性を表している．X_{ij} は $\hat{W}_i$ または $\hat{W}_j$ のどちらとも同じである必要はない．これによって，本不確定入札は，**4. 1** の例でも分かる

ように十分な表現力をもつことになる．

［定理 3］ 単一バンドル選好なプレイヤに基づく不確定入札モデルは，すべての i に関して $\sum_{j \neq i} \alpha_{ij} < 1$ が成り立つとき，不動点は一意に決まる．

（証明） 単一財の不確定入札モデルへ単純化することによって証明する．不確定入札集合 b が与えられたとして，以下のように単純化する：各プレイヤ i に対して，もし $X_{ij} \supseteq \hat{W}_j$ ならば，X_{ij} を $\hat{W}_j$ で置き換え，それ以外なら X_{ij} を $\emptyset$ で置き換える．すべてのプレイヤに関して，$v_i(\emptyset) = 0$ であるから，本単純化によって，この種のバンドル間の依存関係を消去することができる．不動点は，以下の連立方程式の不動点として計算できる．

$$
\begin{aligned}
b_1(\hat{W}_i, v_{-1}) &= v_{10} + \sum_{j \neq 1} \alpha_{1j} v_j(\hat{W}_j) \\
\cdots \quad & \quad \cdots \\
b_N(\hat{W}_N, v_{-N}) &= v_{N0} + \sum_{j \neq N} \alpha_{Nj} v_j(\hat{W}_j),
\end{aligned}
$$

これは，単一財不確定入札モデルと全く同じ形になっている．なぜなら，バンドル $\hat{W}_i$ がすべての等式においてプレイヤ i に関して現れる形になっているからである．すなわち，解が一意に存在する．

4. 一般化単一交差条件（GSCC）の不成立

2. で示したように単一財では，提案した単純な相互依存価値モデルで，α の合計が 1 未満なら，不確定入札プロトコルは真実申告最良になる．本章では，複数財という設定では，**3.** で提案した複数財の単純な相互依存価値モデルでは，α の合計が 1 未満という条件だけでは一般化単一交差条件（GSCC: Generalized Single Crossing Condition）を満足するのには十分ではなく，VCG（Vickrey-Clarke-Groves）[13]〜[15] タイプのメカニズムが真実申告最良でない場合が存在することを示す．

次に単一財オークションのケースを，以下のように一般化して効率的な組合せオークションを設計する．（1）式 (4) から得られる写像によって定義される不動点の価値 v° を計算する．（2）価値の合計を最大化するために効率的な割当 $X^* = (X_1^*, \ldots, X_N^*) = \arg\max_{X \in \Gamma} \sum_i v_i^\circ(X_i)$ を計算する．ここで Γ は実行可能（feasible）な割当（これはプレイヤ i が $\emptyset$ または $\hat{W}_i$ のどちらかを受け取るような割当のみとなる）を表す．（3）各勝者 i に対して支払額を計算する．

$$
\begin{aligned}
&\min \quad v_i' \qquad (5) \\
&\text{s.t.} \quad v_i' + \sum_{j \neq i} v_j^*(X_j^*) \geq \max_{X \in \Gamma} \sum_{j \neq i} v_j^*(X_j),
\end{aligned}
$$

ここで，$v_j^*(X) = b_j(X, (\vec{v}_i', v_{-ij}^*))$ である．$X \supseteq \hat{W}_i$ のとき $\vec{v}_i'(X) = v_i'$ であり，それ以外は 0 である．これは，単一財オークションのときと同じ構造になっている：v_{-i}^* は，興味あるバンドル $\hat{W}_i$ に関してプレイヤ i が価値 v_i' を入札しているときの，更新された不動点を示す．プレイヤ i はぎりぎり勝つことができる最小の価格を支払う．

本オークションで事後ナッシュ均衡における真実申告最良入札を実現するためには，評価関数が一般化した単調性と一般化した単一交差条件を満たせばよい(注3)．

［定義 1］（一般化単一交差条件（GSCC）） シグナル $(s_1, \ldots, s_N)$ に関して，価値が同じ割当のペア X と X' があるとする，つまり，

$$
\sum_{j=1}^{N} z_j(X_j, s) = \sum_{j=1}^{N} z_j(X_j', s) = \max_{X'' \in \Gamma} \sum_j z_j(X_j'', s)
$$

このとき，$X_i \neq X_i'$ であるようなすべてのプレイヤ i に関して，以下が必要である．

$$
\left[\frac{\partial}{\partial s_i} z_i(X_i, s) > \frac{\partial}{\partial s_i} z_i(X_i', s)\right] \iff \left[\frac{\partial}{\partial s_i} \sum_{j=1}^{N} z_j(X_j, s) > \frac{\partial}{\partial s_i} \sum_{j=1}^{N} z_j(X_j', s)\right] \qquad (6)
$$

一般化単一交差条件は次を意味している，プレイヤ i の X に対する価値が，そのシグナルに関して，X' に対するよりもより早く改善されるとき，すべてのプレイヤに関して足し合わせた場合にも同じことがいえる，かつ，その反対もいえる．

［定理 4］ 単一バンドル選好な第 2 価格相互依存価値オークションは，一般化単一交差条件が成立するとき，事後ナッシュ均衡において効率的である [16]．

相互依存価値でなく，個人価値を仮定する場合，単一バンドル選好な組合せオークションに関して，このオークションは VCG メカニズムと等価であり，真実申告最良入札が支配戦略均衡になる．しかし，ここで，相互依存価値を仮定する場合，一般化単一交差条件が成立しないことを示す．単一バンドル選好な組

(注3)：本条件は，個人的なコミュニケーションによる [16]．本条件の前に示された Dasgupta and Maskin [1] において述べられている条件は，非常に強すぎるものであった．

合せオークションに対して式 (6) を考える．左辺は，$X_i = W_i$ かつ $X'_i = \emptyset$ のときにのみ真となる．一般化単一交差条件は，プレイヤ i が勝利する割当と，プレイヤ i が負ける割当について，その価値の合計が同じならば，次のようになる必要がある．プレイヤ i のシグナルの変化が割当を変更するとき，そのシグナルが増加するなら，そのプレイヤは勝者として選ばれなくてはならない．すなわち，他のプレイヤの任意のシグナル s_{-i} に関して，もしプレイヤ i があるシグナル s_i に関して勝者ならば，すべてのより高いシグナルに関して勝者とならなければならない．プレイヤ i がバンドル W_i を得る限り，シグナルが大きくなるほど，他のプレイヤへの財の割当が変化し得ることに注意されたい．

4.1 例

財の集合 $G = \{A, B, C\}$ 及び 5 プレイヤを考える．以下の（正直な）不確定入札をしたとする：

$b_1(AB, v_{-1}) = 10 + 0.5v_2(C)$

$b_2(C, v_{-2}) = 10 + 0.4v_1(A)$

$b_3(ABC, v_{-3}) = 5 + 0.2v_1(AB) + 0.6v_2(ABC)$

$b_4(A, v_{-4}) = 1 + 2/3v_1(ABC)$

$b_5(BC, v_{-5}) = 1 + 2/3v_1(ABC)$

以上の式は，もし $X_{ij} \supseteq W_j$ なら，X_{ij} を W_j で置き換え，そうでないなら，$\emptyset$ で置き換える（更にこの項を削除する）ことによって，単純化できる．単純化を行った後は，$b_2(C, v_{-2}) = 10 + 0.4v_1(\emptyset) = 10$，$b_1(AB, v_{-1}) = 10 + 0.5v_2(C) = 15$，$b_3(ABC) = 14$ かつ，$b_4(A) = b_5(BC) = 11$ となる．

ここで，プレイヤが正直に入札する，すなわち $b_i = v_i$ であるとする．最終的な割当は $(AB, C, \emptyset, \emptyset, \emptyset)$ である．なぜなら，プレイヤ 1 に AB を，プレイヤ 2 に C を割り当てることで，社会的効用が最大化され 25 となるからである．プレイヤ 1 の支払額を計算するために，式 (5) より，以下を解く．$\min v'_1$ s.t.（割当 $(\emptyset, \emptyset, ABC, \emptyset, \emptyset)$ に関して）$v'_1 + 10 \geq 5 + 0.2v'_1 + 6$,（割当 $(\emptyset, C, \emptyset, A, \emptyset)$ に関して）$v'_1 + 10 \geq 10 + 1 + 2/3v'_1$，及び（割当 $(\emptyset, \emptyset, \emptyset, A, BC)$ に関して）$v'_1 + 10 \geq 1 + 2/3v'_1 + 1 + 2/3v'_1$．最初の二つの制約は $v'_1 \geq 1.25$，$v'_1 \geq 3$ である必要がある．三つ目の制約は解がない．したがって，プレイヤ 1 の支払額は $p_1 = 3$ である．プレイヤ 1 の価値を $v'_1 = p_1 = 3$ とすると，オークショニアにとって $(AB, C, \emptyset, \emptyset, \emptyset)$ と $(\emptyset, C, \emptyset, A, \emptyset)$ の価値の合計は同じになる．すなわち，プレイヤ 1 が AB を落札することができるぎりぎりの価値では，$(AB, C, \emptyset, \emptyset, \emptyset)$ と $(\emptyset, C, \emptyset, A, \emptyset)$ の価値の合計が同じになる．これは，Vickrey オークション（単一財の第 2 価格オークション）における第 2 価格の概念に似ている．プレイヤ 2 の支払額を計算するために，以下を解く必要がある．$\min v'_2$ s.t.（割当 $(\emptyset, \emptyset, ABC, \emptyset, \emptyset)$ に関して）$10 + 0.5v'_2 + v'_2 \geq 5 + 0.2(10 + 0.5v'_2) + 0.6v'_2$（割当 $(\emptyset, C, \emptyset, A, \emptyset)$ に関して）$10 + 0.5v'_2 + v'_2 \geq 1 + 2/3(10 + 0.5v'_2)$，及び（割当 $(\emptyset, \emptyset, \emptyset, A, BC)$ に関して）$10 + 0.5v'_2 + v'_2 \geq 2 + 4/3(10 + v'_2/2)$．1 番目と 2 番目の制約は解け，$v'_2 \geq -2$ かつ $v'_2 \geq 32/5$ となる．したがってプレイヤ 2 の支払額は $32/5 = 6.4$ である．以上の例ではプレイヤ 1 の価格を先に求めたが，プレイヤ 2 の価格を先に求めても結果は変わらない．

一般化単一交差条件が成立しないことを示す．w_1 はプレイヤ 1 の個人的な価値を表すとし，w_1 を 10 から増加させていったとき何が起こるかを考えてみる．$w_1 = 19$ のとき，$v_1(AB, v_{-1}) = 19 + 0.5v_2(C)$ である．評価値均衡を求めると，$v_1(AB) = 24$，$v_2(C) = 10$，$v_3(ABC) = 79/5 = 15.8$，$v_4(A) = 17$ 及び $v_5(BC) = 17$ である．この点（均衡）において，二つの割当 $X = (AB, C, \emptyset, \emptyset, \emptyset)$ と $X' = (\emptyset, \emptyset, \emptyset, A, BC)$ の価値は同値となる．更に，$\partial v_1^\circ(X_1)/\partial w_1 > \partial v_1^\circ(X'_1)/\partial w_1 = 0$ である．不確定入札モデルにおける一般化単一交差条件を満たすには，次を満たす必要がある：

$$\frac{\partial}{\partial w_1}[v_1^\circ(X_1) + v_2^\circ(X_2)] > \frac{\partial}{\partial w_1}[v_4^\circ(X'_4) + v_5^\circ(X'_5)],$$

しかし，これは成立しない．なぜなら，次のようになってしまうためである：$\partial(v_1^\circ(X_1) + v_2^\circ(X_2))/\partial w_1 = 1 < \partial(v_4^\circ(X'_4) + v_5^\circ(X'_5))/\partial w_1 = 4/3$.

一般化単一交差条件が成立しないため以下のようなことが起こる．プレイヤ 1 が 24 より大きい真の価値をもっていて，他のプレイヤの不確定な評価値が不変であるなら，その均衡戦略は正直に入札することではない．プレイヤ 1 が 24 の真の価値をもつとき，割当 $(AB, C, \emptyset, \emptyset, \emptyset)$ と $(\emptyset, \emptyset, \emptyset, A, BC)$ の価値の総和が同じになる．例えば，プレイヤ 1 の個人的なシグナルが 20（このとき $b_1(AB, v_{-1}) = 25$）で，α-重み及び入札 b_{-1} は例と同じとすると，プレイヤ 1 は正直な入札で負ける．このとき割当は A をプレイヤ 4（$b_4(A, v_{-4}) = 1 + 50/3$）$BC$ をプレイヤ 5（$b_5(A, v_{-5}) = 1 + 50/3$）に割り当て

る（合計 $2 + 100/3$）．プレイヤ 1 は確定的な入札 $b_1(AB, v_{-1}) = 15$ を入札した方がより良い結果を得る．つまり勝つことができ支払額は 3 である．

本例で一般化単一交差条件が成立しない理由を以下に示す．プレイヤ 1 の価値はプレイヤ 2 の価値に影響を与えていない．そのためプレイヤ 1 はプレイヤ 2 と一緒に財を落札すべきなのにできていない．一方競合するプレイヤ 4 とプレイヤ 5 の両方の価値には影響を与えている．そのため一般化単一交差条件が満たされない状態になっているのである．

5. 欲張り法に基づく割当ルールを使った相互依存価値組合せオークション

本論文では一般化単一交差条件を満たす代わりに，欲張り法（greedy）に基づく割当ルールを使った準効率的なオークションを設計する．本オークションは，Lehmann ら [17] で提案された単一バンドル選好で個人的な価値のオークションを相互依存価値の設定に一般化したものである．Lehmann ら [17] は効率的な勝者決定問題は NP 困難であるために欲張り法に基づく割当ルールを採用した．一方，本論文で欲張り法を採用する理由は，プレイヤが相互依存価値をもつとき，事後ナッシュ均衡において効率的な割当ルールが実現不能であるからである．本オークションは以下のように定義される：

1. 報告されたバンドル $(\hat{W}_1, \ldots, \hat{W}_N)$ に関して不動点 $(v_1^\circ, \ldots, v_N^\circ)$ を計算する．

2. 入札を $v_i^\circ/|\hat{W}_i|^c$ の降順でソートし，同値の場合はランダムに決定する．定数 $c > 0$ は，興味あるバンドル中の財の数と入札を並べた順位の依存性を決定するパラメータである．実際に本プロトコルを使うとすれば，定数 c の選択はオークショニアが経験的に行う．例えば各プレイヤの入札値の分布などの知識をもとに選択する．ソートしたリストを降順にたどり，もし要求された財の集合がまだ割り当てられてなかったら入札を受け入れる．本ステップが欲張り法に基づく割当ルールである．

3. $g_i^c(v^\circ) \in \{0, 1\}$ は，プレイヤ i が不動点値 v° が与えられたときに，欲張り法に基づく割当によって，興味あるバンドルを割り当てられたかどうかを示す，とする．$g_i^c(v^\circ) = 1$ となる勝者には，支払額を $\min v_i'$ $s.t.$ $g_i^c((v_i', v_{-i}^*)) = 1$ と定義する．v_{-i}^* は，$X \supseteq \hat{W}_i$ のとき確定入札 $b_i(X, v_{-i}) = v_i'$，そうでないとき 0，となるような入札による新しい不動点を表している．

［系 2］ すべての入札者 i に関して $\sum_{j \neq i} \alpha_{ij} < 1$ となるような不確定入札に関して，欲張り法に基づく割当ルールは一般化単一交差条件を満たす（シグナル s_i として，v_{i0} を用いる）．

（証明） 系（1）より，すべての $j \neq i$ に関して，$\frac{\partial}{\partial v_{i0}} v_j^\circ(\hat{W}_j) < \frac{\partial}{\partial v_{i0}} v_i^\circ(\hat{W}_i)$ を得る．プレイヤ i が個人の価値 v_{i0} によって勝っているなら，より高いシグナルに関しても勝ち続けることになる．なぜなら，その価値は，他のプレイヤの価値よりも多く増える．そのため，リスト中でのその順位が単に上がるだけだからである．

本欲張り法に基づく割当ルールによって，一般化単一交差条件を満たすことができている．なぜなら，本欲張り法に基づく割当ルールでは，プレイヤ i は，一つかそれ以上の同じ財を要求している他のプレイヤと一方的に競争しているからである．一方，（欲張り法を使わない）効率的な割当をするルールは，プレイヤ i が勝者かどうかを決定するとき，プレイヤの提携の間の競争に注目しているため，一般化単一交差条件を満たすのが非常に難しい．

［定理 5］ 単一バンドル選好な入札者と複数財のための欲張り法に基づく不確定入札オークションは，入札言語が十分に表現に富む（expressive な）とき，事後ナッシュ均衡における正直な入札を実現する．更に，パラメータ $c = 1/2$ のとき，欲張り法に基づく割当ルールによるオークションは，財が m 個あるとき，効率性に関して $\sqrt{m}$-competitive（$1/\sqrt{m}$ 効率的である）．

（証明） ナッシュ均衡における正直な入札に関しては，一般化単一交差条件（系 2）より得られる．順序付け手法 $v_i^\circ/|W_i|^{1/2}$ によって得られる最悪時の $\sqrt{m}$ の近似は，Lehmann [17] から得られる．

Lehmann [17] の p.12 で，最悪ケースの場合の効率性に関してパラメータ $c = 1/2$ の場合が最良であることが示されており，本論文では Lehmann [17] の結果に従い $c = 1/2$ を採用した．したがって，c が他の値の場合効率性は下がることが予想される．最悪ケースの場合の効率性に関しては具体的な実験で確かめる必要があり，今後の課題とする．

ここで，欲張り法に基づく割当ルールを使ったオークションの例を示す．本例では $c = 1$ とする．$c = 1$ により，入札の順位は財 1 個当りの価値で計算される．前の例での欲張り法に基づくオークションを考えてみる．ここで，$v_1^\circ(AB) = 15$，$v_2^\circ(C) = 10$，$v_3^\circ(ABC) = 14$，

$v_4^\circ(A) = 11$，及び $v_5^\circ(BC) = 11$ である．入札の順位付けをするために，各入札に対して 15/2，10，14/3，11，及び 11/2（財 1 個当りの価値）という値を割り当てる．そして，この値の降順に入札を並べると，4，2，1，5，及び 3 となる．プレイヤ 4 は A を割り当てられる．プレイヤ 2 は C を割り当てられる．そして，その他のプレイヤは，彼らの興味のあるバンドルの中の財が既に割り当てられてしまっているので，何も割り当てられない．すなわち，割当は，$(\emptyset, C, \emptyset, A, \emptyset)$ となる（これは効率的な割当ではないことに注意されたい）．プレイヤ 2 の支払額は，プレイヤ 2 の入札によって妨げられた入札の価値に基づいて計算される．ここでは，プレイヤ 3 とプレイヤ 5 の入札である（プレイヤ 2 が勝者になるためには，単にプレイヤ 3 とプレイヤ 5 よりも上にいなければならない）．プレイヤ 3 を考える．制約は $v_2' \geq 1/3(5+0.2(10+0.5v_2')+0.6v_2')$ である（ここで，1/3 はプレイヤ 3 が三つの財に入札しているために含まれている．これによって，プレイヤ 3 の入札の順位は下がる）．本制約により，$v_2' \geq 70/23$ が得られる．プレイヤ 5 を考える．制約は $v_2' \geq 1/2(1+2/3(10+0.5v_2'))$ となる（ここで，1/2 はプレイヤ 5 が二つの財に入札しているためである）．本制約より，$v_2' \geq 23/5$ が得られる．後者の制約が成り立つので，$p_2 = 23/5 = 4.6$ である．プレイヤ 4 の入札はプレイヤ 1 とプレイヤ 3 の入札を妨げている．そして，支払額は，$\min v_4'$ s.t. $v_4' \geq \max\{15/2, 14/3\} = 15/2 = 7.5$ で得られる．

ここで，プレイヤ 1 がその価値を増加させたときの影響を考えてみる．前に示したように，欲張り法を用いない効率的なオークションでは，ここで一般化単一交差条件が失敗した．欲張り法を用いたオークションで勝つためには，プレイヤ 1 はプレイヤ 3 とプレイヤ 4 より上に順位付けされなければならない．プレイヤ 4 より上に順位付けされるためには，$v_1'/2 \geq 1 + 2/3v_1'$ でなければならない．これは $v_i' \geq 0$ では不可能である．すなわち，プレイヤ 1 は，他のプレイヤの不確定入札が与えられたもとで勝利できない．

6. むすび

本論文では単一バンドル選好な入札者による，相互価値組合せオークションのためのプロトコルを提案した．既存の相互依存価値オークションに関する既存の研究 [4], [10] では，多次元のシグナルの元では真実申告最良なメカニズムは設計できないという否定的かつ一般的な結果が示されている．一方，本論文では，単一バンドル選好な入札者を仮定し，効率性を犠牲にすることで，多次元のシグナルの元でも真実申告最良なメカニズムを設計できるという肯定的な結果を得ることができた(注4)．今後の課題の一つは，相互依存価値に関する構造を扱うような他のモデルを提案し，同じような肯定的な結果を得ることである．

原理的には，Dasgupta and Maskin [1] で提案されているより一般的な価格付け手法も，単一バンドル選好という仮定をしなくても，真実申告最良な組合せオークションを設計する場合にも使うことができる（一般化単一交差条件が満たされかつ単一次元シグナルのもとで）．しかし，一般的な方法では，次のように実際には非常に厳しい制限が加えられる：

不確定入札を申告し，更に，プレイヤは自分のシグナルと他のプレイヤの評価関数についての知識が与えられた上で，他のプレイヤに関して可能と考えられる評価値の値域を申告しなければならない

Perry and Reny [12] も論じているが，本制限は効率的な割当を達成し，かつ，プレイヤに非依存な支払額を計算可能とするために必要である．すべての入札者が他の入札者の評価値の値域についての正確で完全な情報を申告しなければならない，という条件は，実システムを考える上で非常に実現困難な条件である．更に参加者にとっても非常に大きな負担を強いる．そこで，プレイヤが適切な情報をすべて明かさない場合は効率的でなく，完全に情報を明かす場合は効率的になるような，相互依存価値のためのメカニズムを設計することも今後の課題である．

更に，提案した複数財の単純な相互依存価値モデルに関しては，α の合計が 1 未満という条件だけでは，VCG タイプのメカニズムでも（事後的ナッシュ均衡で）効率的なプロトコルが存在せず，不存在定理が証明できる可能性がある．ただし，定理 4 にあるように，一般的な（抽象化された）相互依存価値モデルで，GSCC のような制限を加えた状況であれば，Maskin ら [1], [16] により，効率的なプロトコルの存在が明らかにされている．そのため，上記の特定のモデルに対する不存在定理のみではなく，本論文で提案した具体的なモデル以外で GSCC を満たすなら効率的なプロトコルが存在する可能性もある．以上のようなプロトコルの存在に関する調査は大変興味深く，今後の課題とする．

(注4)：Bikhchandani [11] ではいくつかの肯定的な結果も得られている．

文　　献

[1] P. Dasgupta and E. Maskin, “Efficient auctions,” The Quarterly Journal of Economics, vol.CXV, pp.341–388, 2000.

[2] T. Ito and D.C. Parkes, “Instantiating the contingent bids model of truthful interdependent value auctions,” Proc. Int. Joint Conf. on Autonomous Agents and Multi Agent Systems (AAMAS06), pp.1151–1158, 2006.

[3] V. Krishna, Auction Theory, Academic Press, 2002.

[4] P. Jehiel and B. Moldovanu, “Efficient design with interdependent valuations,” Econometrica, vol.69, no.5, pp.1237–1259, 2001.

[5] 伊藤孝行，ディビッド　パークス，“不確定入札に基づく真実申告最良な相互依存価値オークション，” 信学論（D），vol.J90-D, no.5, pp.1209–1218, May 2007.

[6] R.K. Dash, A. Rogers, and N.R. Jennings, “A mechanism for multiple goods and interdependent valuations,” Proc. 6th Int. Workshop on Agent-Mediated E-Commerce, pp.197–210, 2004.

[7] T. Ito, M. Yokoo, and S. Matsubara, “Designing an auction protocol under asymmetric information on nature’s selection,” Proc. 1st Int Joint Conf. on Autonomous Agents and Multi-Agent Systems (AAMAS02), pp.61–68, 2002.

[8] T. Ito, M. Yokoo, and S. Matsubara, “Towards a combinatorial auction protocol among experts and amateurs: The case of single-skilled experts,” Proc. 2nd Int. Joint Conf. on Autonomous Agents and Multi-Agent Systems (AAMAS03), pp.481–488, 2003.

[9] T. Ito, M. Yokoo, and S. Matsubara, “A combinatorial auction protocol among versatile experts and amateurs,” Proc. 3rd International Joint Conference on Autonomous Agents and Multi-Agent Systems (AAMAS04), pp.378–385, 2004.

[10] P. Jehiel, M.M. ter Vehn, B. Moldovanu, and W.R. Zame, “The limits of ex-post implementation,” Working Paper, 2005.

[11] S. Bikhchandani, “The limits of ex-post implementation revisited,” Working Paper, UCLA, 2005.

[12] M. Perry and P.J. Reny, “An efficient auction,” Econometrica, vol.70, no.3, pp.1199–1212, 2002.

[13] W. Vickrey, “Counterspeculation, auctions, and competitive sealed tenders,” J. Finance, vol.XVI, pp.8–37, 1961.

[14] E.H. Clarke, “Multipart pricing of public goods,” Public Choice, vol.11, pp.17–33, 1971.

[15] T. Groves, “Incentives in teams,” Econometrica, vol.41, no.4, pp.617–631, 1973.

[16] E. Maskin, private communication, 2005.

[17] D. Lehmann, L.I. O’Callaghan, and Y. Shoham, “Truth revelation in rapid, approximately efficient combinatorial auctions,” J. ACM, vol.49, pp.577–602, 2002.

（平成 18 年 6 月 21 日受付，11 月 13 日再受付）

伊藤　孝行　（正員）

平 12 名古屋工業大学大学院了．博士（工学）．平 11～13 にかけて日本学術振興会特別研究員．平 12～13 にかけて南カリフォルニア大学客員研究員．平 13 北陸先端科学技術大学院大学知識科学教育研究センター助教授．平 15 より名古屋工業大学大学院情報工学専攻助教授．平 17～18 にかけて米国ハーバード大学及びマサチューセッツ工科大学客員研究員．平 18 名古屋工業大学大学院産業戦略工学専攻助教授．現在に至る．AAMAS2006 Best Paper Award 受賞．2005 年度日本ソフトウェア科学会論文賞受賞．平 16 年度 IPA 未踏ソフトウェア創造事業スーパークリエータ認定．第 66 回情報処理学会全国大会優秀賞及び奨励賞受賞．マルチエージェントシステム，計算論的メカニズムデザイン，電子商取引支援に興味をもつ．AAAI，ACM，人工知能学会，情報処理学会，日本ソフトウェア科学会，計測制御自動学会，日本経済学会各会員．

David C. Parkes

is the John L. Loeb Associate Professor of the Natural Sciences and Associate Professor of Computer Science at Harvard University. He received his Ph.D. degree in Computer and Information Science from the University of Pennsylvania in 2001, and an M.Eng. (First class) in Engineering and Computing Science from Oxford University in 1995. He was awarded the prestigious NSF CAREER Award in 2002, an IBM Faculty Partnership Award in 2002 and 2003, and the Alfred P. Sloan Fellowship in 2005. Parkes has published extensively on topics related to electronic markets, computational mechanism design, auction theory, and multi-agent systems. He serves on the editorial board of the Journal of Artificial Intelligence Research and the Electronic Commerce Research Journal, and has served on the Program Committee of a number of leading conferences in artificial intelligence, multiagent systems and electronic commerce, including ACM-EC, AAAI, IJCAI, UAI and AAMAS. He is the co-program chair of the ACM Conference on Electronic Commerce, 2007.