

## 干渉測定型チャネル棲み分けに基づく動的チャネル配置の 収束性に関する一検討

天間 克宏<sup>1</sup> 安達 文幸<sup>2</sup>  
単 麟<sup>3</sup> 大和田 泰伯<sup>4</sup> 服部 聖彦<sup>4</sup> 浜口 清<sup>4</sup>

<sup>1,2</sup> 東北大学大学院工学研究科通信工学専攻 〒980-8579 宮城県仙台市青葉区荒巻字青葉 6-6-05

<sup>3</sup> 情報通信研究機構 ワイヤレスネットワーク研究所 〒239-0847 神奈川県横須賀市光の丘 3-4

<sup>4</sup> 情報通信研究機構 耐災害 ICT 研究センター 〒980-0812 宮城県仙台市青葉区片平 2-1-1

E-mail: <sup>1</sup>tenma@mobile.ecei.tohoku.ac.jp, <sup>2</sup>adachi@ecei.tohoku.ac.jp  
<sup>3,4</sup>{shanlin, yowada, hattori, hamaguti}@nict.go.jp

あらまし 筆者らはこれまで、干渉測定型チャネル棲み分けに基づく動的チャネル配置(IACS-DCA)を用いれば、同一チャネル干渉(CCI)の小さいチャネル再利用パターンを自律的に形成できることを示してきた。IACS-DCA では、各アクセスポイント(AP)が利用可能な全チャネルについて受信 CCI 電力を周期的に観測してチャネル優先度テーブルを更新し、平均受信 CCI 電力最小(優先度 1 位)の 1 チャネルを選択する。IACS-DCA は受信 CCI 電力情報のみに基づく自律分散型のチャネル配置法であり、静的な環境において安定したチャネル再利用パターンを形成できる。IACS-DCA が形成するチャネル再利用パターンの収束性について、これまでは計算機シミュレーションによるのみ議論および評価を行ってきた。本稿では、IACS-DCA の収束性について、ゲーム理論を用いた理論解析を行っている。各 AP が平均受信 CCI 電力最小のチャネルを選択するという動作を戦略型非協力ゲームとして定式化し、定式化したゲームにおけるナッシュ均衡(チャネル再利用パターンの収束点)の存在と収束性について議論している。

キーワード 動的チャネル配置, 同一チャネル干渉, ゲーム理論, ポテンシャルゲーム

## A Study on Convergence of Interference-Aware Channel Segregation based Dynamic Channel Assignment

Katsuhiro TEMMA<sup>1</sup> Fumiyuki ADACHI<sup>2</sup>  
Lin SHAN<sup>3</sup> Yasunori OWADA<sup>4</sup> Kiyohiko HATTORI<sup>4</sup> Kiyoshi HAMAGUCHI<sup>4</sup>

<sup>1,2</sup> Dept. of Communications Engineering, Graduate School of Engineering, Tohoku University  
6-6-05, Aza-Aoba, Aramaki, Aoba-ku, Sendai, Miyagi, 980-8579, Japan

<sup>3</sup> Wireless Network Research Institute, National Institute of Information and Communications Technology  
3-4, Hikarino-oka, Yokosuka, Kanagawa, 239-0847, Japan

<sup>4</sup> Resilient ICT Research Center, National Institute of Information and Communications Technology  
2-1-1, Katahira, Aoba-ku, Sendai, Miyagi, 980-0812, Japan

E-mail: <sup>1</sup>tenma@mobile.ecei.tohoku.ac.jp, <sup>2</sup>adachi@ecei.tohoku.ac.jp,  
<sup>3,4</sup>{shanlin, yowada, hattori, hamaguti}@nict.go.jp

**Abstract** Our recently proposed interference-aware channel segregation based dynamic channel assignment (IACS-DCA) forms a channel reuse pattern with low co-channel interference (CCI) in a distributed manner. In IACS-DCA, each access point (AP) periodically measures the instantaneous received CCI power and computes the average received CCI power on all available channels. Then, the channel-priority table is updated in which the channels are listed in ascending order of the average received CCI power and the best channel having the lowest average received CCI power is assigned to each AP. IACS-DCA is the autonomous-distributed channel assignment scheme based on only the received CCI power information and it has been shown that IACS-DCA forms a stable channel reuse pattern in a static environment. However, the convergence of channel reuse pattern formed by IACS-DCA has been evaluated by computer simulation only. In this paper, we provide game theoretical analysis of the convergence of IACS-DCA. The behavior that each AP selects the channel having the lowest average received CCI power is formulated as the non-cooperative game in strategic form and then, the existence of Nash

equilibrium (i.e. convergent point of channel reuse pattern) and convergence performance are discussed.

**Keywords** Dynamic Channel Assignment, Co-channel Interference, Game Theory, Potential Game

### 1. はじめに

災害時における情報インフラの復旧として、被災エリア内に生存している固定無線 LAN アクセスポイント(AP)や避難所などに臨時 AP を設置することによるアクセスネットワークの構築が有効であると考えられる。しかしながら、無線 LAN で使用できる周波数帯域は限られているため、AP が同一チャンネルを再利用しなければならず、これによる同一チャンネル干渉(CCI)が通信品質を制限する。また、災害による生存 AP 分布の変化や新規臨時 AP の設置などにより、AP 密度や干渉環境が時間と共に変動することが予想される。従って、無線 LAN を利用した災害時のアクセスネットワーク構築においては、周辺環境の動的変化に対応して常に CCI を最小化するように各 AP が無線チャンネルを再利用しなければならない。

筆者らは先に、干渉測定型チャンネル棲み分けに基づく動的チャンネル配置(IACS-DCA)を提案した[1, 2]。IACS-DCA では、各 AP が利用可能な全てのチャンネルについて瞬時受信 CCI 電力を周期的に観測し、過去の観測値を用いて平均受信 CCI 電力を計算し、チャンネル優先度テーブルを更新する。チャンネル優先度テーブルに平均受信 CCI 電力の小さい順に全チャンネルを格納し、優先度 1 位の平均受信 CCI 電力最小である 1 チャンネルを選択することで、面的に CCI の小さいチャンネル再利用パターンを自律的に形成する[2]。

これまでの検討で、平均受信 CCI 電力最小の 1 チャンネルを AP が選択する IACS-DCA は安定した(時変動の小さい)チャンネル再利用パターンを形成できることを示した[2]。しかしながら、チャンネル再利用パターンの安定度や収束性に関する検討は、これまで計算機シミュレーションのみであり、理論的検討が不足していた。

本稿では、フェージングが時変動する環境における IACS-DCA の収束性について、ゲーム理論を用いた理論解析を行う。平均受信 CCI 電力最小のチャンネルを AP が選択する IACS-DCA を戦略型非協力ゲームとして定式化し、定式化したゲームにナッシュ均衡(チャンネル再利用パターンの収束点)が存在することを明らかにしている。数値計算によって、IACS-DCA の収束特性を示す。

### 2. 研究背景

本章では、本稿で想定するネットワークモデルと、IACS-DCA が形成するチャンネル再利用パターンの収束性の理論解析に用いるゲーム理論について述べる。

#### 2.1. ネットワークモデル

図 1 に本稿で想定するネットワークモデルを示す。

1 本のアンテナを有する AP を格子状に配置し、各 AP が正方形のセルを形成する。各 AP を中心として形成された  $A_{all}=X \times Y$  個のセルが格子状に配置される。各 AP に 1~ $XY$  の番号を振り、第  $m$  番目の AP を  $AP(m)$  と表記する。隣接する AP 間の距離を正規化距離  $R$  と設定する。システムで利用可能なチャンネル数を  $N_{ch}$  とし、各 AP はシステムで利用可能なチャンネルの中から 1 チャンネルを使用チャンネルとして選択する。各 AP は他 AP との情報共有を行わず、自律分散動作により独立して使用チャンネル選択するものとする。

本稿では、AP 間の伝搬損失においてフェージングが時変動する環境を想定する。AP が静止していても、散乱体自体が移動する環境では AP 間のフェージングが時変動する。例えば無線 LAN の伝搬路において、AP や端末(MT)が静止していても散乱体である周辺の人間が動くことによりフェージングが時変動することが指摘されている[3]。また本稿では、AP 間の CCI 電力情報のみに基づいてチャンネル選択が行われるものとし、MT からの干渉は考慮しない。

#### 2.2. ゲーム理論と戦略型非協力ゲーム

ゲーム理論とは、複数の意思決定主体が存在し、各主体間に相互作用が存在する状況における意思決定を扱う数学理論である[4]。ゲーム理論においては、各主体が独立して意思決定し行動することを前提とした非協力ゲーム理論と、複数の主体が 1 つのグループとして行動できることを前提とした協力ゲーム理論に大別できる[5]。

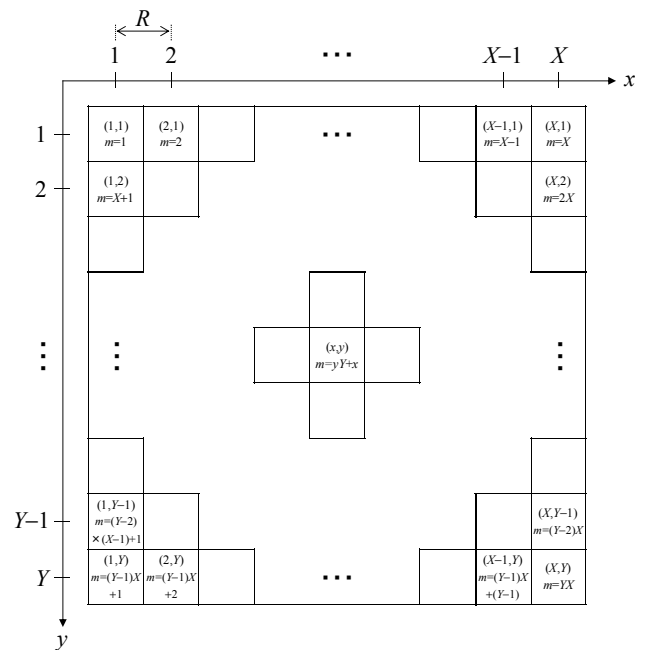


図1 ネットワークモデル

本稿では、平均受信 CCI 電力最小のチャンネルを AP が選択する IACS-DCA を戦略型非協力ゲームにより定式化する。戦略型非協力ゲームは、プレイヤー、戦略、効用関数という 3 つの要素で構成される。プレイヤーは意思決定主体、戦略は各プレイヤーの行動の選択肢である。効用関数は、全プレイヤーがとる戦略の組の関数であり、決定した戦略によって得られた結果がプレイヤーにとって望ましいものほど大きな値を取るよう設定される。効用関数の値を効用と呼ぶ。戦略型非協力ゲームでは、プレイヤー間の情報共有が行われない状況下で、各プレイヤーは自身の効用が大きな値となるように戦略を決定する。本稿では、各 AP がシステムで利用可能なチャンネルの中から 1 チャンネルを選択する動作を想定するため、プレイヤーは各 AP、戦略は利用可能なチャンネルとなる。また、IACS-DCA では平均受信 CCI 電力最小のチャンネルを各 AP が選択するため、平均受信 CCI 電力に負号をつけたものが効用関数となる。

### 2.3. ナッシュ均衡とポテンシャルゲーム

ナッシュ均衡とは、非協力ゲームにおいて全プレイヤーが自身の戦略変更のみでは自身の効用を向上できない平衡点である[6]。本稿では、各 AP の戦略はシステムで利用可能なチャンネルである。従って、チャンネル配置法を戦略型非協力ゲームによって定式化し、定式化したゲームにナッシュ均衡が存在することとナッシュ均衡に収束するような各プレイヤーの戦略決定法、すなわち使用チャンネルの決定法が存在することが示せば、チャンネル再利用パターンの収束性を証明できる。

ナッシュ均衡の存在とナッシュ均衡への収束が保証されている戦略決定法が存在する戦略型非協力ゲームのクラスとして、ポテンシャルゲーム[7]がある。ポテンシャルゲームとは、全プレイヤーの戦略変更に伴う自身の効用の変化を、システムにおいて一意の関数(ポテンシャル関数)の値の変化として表せる戦略型非協力ゲームである。ポテンシャルゲームでは、ある 1 プレイヤーが自身の効用が増加するよう戦略を変更すると、ポテンシャル関数の値も同様に増加する。従って、各プレイヤーが逐次的に自身の効用が増加するよう戦略を変更することで、ポテンシャル関数は単調増加していく。全プレイヤーが取り得る戦略の組が有限であれば、有限回の戦略の変更でポテンシャル関数の値が収束する。ポテンシャル関数が収束した時点で、各プレイヤーは自身の戦略を変化させることのみでは自身の効用を増加できない状態、すなわちナッシュ均衡となる戦略を選択している。

本稿では、平均受信 CCI 電力最小のチャンネルを AP が選択する IACS-DCA を戦略型非協力ゲームによって定式化し、定式化したゲームがポテンシャルゲームであるか否かを明らかにすることで、IACS-DCA が形成

するチャンネル再利用パターンの収束性を議論する。

### 3. IACS-DCA の収束性の理論解析

本章では、フェージングが時変動する環境において、平均受信 CCI 電力最小のチャンネルを AP が選択する IACS-DCA がチャンネル再利用パターンという観点から収束点を持つか否かを明らかにする。干渉リミテッド環境を想定し、フェージングが時変動する環境での観測時刻  $t$  における AP( $m$ )における瞬時受信 CCI 電力を次式で与える[2]。

$$I_{AP(m)}^{received}(t) = \left| \sum_{\substack{i=1 \\ i \neq m}}^{A_{\text{all}}} \sqrt{p_{\text{tx}}} \sqrt{r_{AP(i),AP(m)}^{-\alpha}} \eta_{AP(i),AP(m)} h_{AP(i),AP(m)}^{(c_m(t))}(t) \delta_{c_i(t),c_m(t)} \right|^2 \quad (1)$$

$p_{\text{tx}} = P_{\text{tx}} R^{-\alpha}$  は AP の正規化送信電力を表し、AP 間の距離  $R$  を正規化距離としている。 $\alpha$  はパスロス指数である。全 AP の送信電力は同一であるとする。 $r_{AP(i),AP(m)}$ 、 $\eta_{AP(i),AP(m)}$  はそれぞれ AP( $i$ )-AP( $m$ )間の正規化距離、シャドウイング損失を表す。 $h_{AP(i),AP(m)}^{(c_m(t))}(t)$  は AP( $i$ )-AP( $m$ )間の時刻  $t$  での AP( $m$ )の使用チャンネル  $c_m(t)$  におけるフェージングを表し、 $E[h_{AP(i),AP(m)}^{(c_m(t))}(t)]^2 = 1$  である ( $E[\cdot]$  はアンサンブル平均を表す演算子である)。 $\delta_{c_i(t),c_m(t)}$  は AP( $i$ )の使用チャンネルと AP( $m$ )の使用チャンネルが同じ場合に 1、違う場合には 0 を与える関数である。

フェージングにより瞬時受信 CCI 電力は観測時刻毎に変動するため、式(1)に負号を付けたものを各 AP の効用関数として設定する戦略型非協力ゲームはポテンシャルゲームとならず、収束性は保証されない(フェージングが変動しない完全静止環境においては、瞬時受信 CCI 電力最小規範に基づくチャンネル配置法の収束性が文献[8]で示されている)。

瞬時受信 CCI 電力を  $T$  回測定した平均受信 CCI 電力  $\bar{I}_{AP(m)}^{received}(T)$  は式(1)から次式のように表せる。

$$\bar{I}_{AP(m)}^{received}(T) = \frac{\sum_{t=1}^T I_{AP(m)}^{received}(t)}{T} \quad (2)$$

瞬時受信 CCI 電力を充分回数平均化する ( $T \gg 1$ ) と、平均受信 CCI 電力は式(1)で表される瞬時受信 CCI 電力のアンサンブル平均に近似でき、各 AP 間のフェージングが独立であるとする次式のように表せる。

$$\bar{I}_{AP(m)}^{received}(T) \approx \sum_{\substack{i=1 \\ i \neq m}}^{A_{\text{all}}} p_{\text{tx}} \frac{\sum_{t=1}^T r_{AP(i),AP(m)}^{-\alpha} \eta_{AP(i),AP(m)} \delta_{c_i(t),c_m(t)}}{T} \quad (3)$$

以下では、各 AP が式(3)で表される平均受信 CCI 電力が最小のチャンネルを選択する動作を考える。

各 AP が利用可能なチャンネルの中から平均受信 CCI

電力最小のチャンネルを選択する動作を、戦略型非協力ゲーム  $G$  として次式のように定式化する。

$$G := (M, \{C_{AP(m)}\}_{m \in M}, \{u_{AP(m)}\}_{m \in M}) \quad (4)$$

$M = \{1, 2, \dots, A_{all}\}$  はプレイヤーである AP の集合を表す。 $C_{AP(m)}$  は AP(m) が取り得る戦略の集合であり、本稿では各 AP はシステムで利用可能な  $N_{ch}$  チャンネルから 1 チャンネルを選択するため、 $C_{AP(m)}$  は次式のように表せる。

$$C_{AP(m)} = \{1, 2, \dots, N_{ch}\}, \quad \forall m \in M \quad (5)$$

$u_{AP(m)}$  は AP(m) の効用関数であり、時刻  $t=T$  における瞬時受信 CCI 電力のアンサンブル平均に負号を付けたものとして、式(3)に基づき次式のように設定する。

$$\begin{aligned} & u_{AP(m)}(c_m(T), c_{-m}(T)) \\ &= - \sum_{\substack{i=1 \\ i \neq m}}^{A_{all}} p_{ix} \frac{\sum_{t=1}^T r_{AP(i), AP(m)}^{-\alpha} \eta_{AP(i), AP(m)} \delta_{c_i(t), c_m(t)}}{T} \\ &= - \sum_{\substack{i=1 \\ i \neq m}}^{A_{all}} p_{ix} \frac{r_{AP(i), AP(m)}^{-\alpha} \eta_{AP(i), AP(m)} \left\{ \sum_{t=1}^{T-1} \delta_{c_i(t), c_m(t)} + \delta_{c_i(T), c_m(T)} \right\}}{T} \end{aligned} \quad (6)$$

ここで  $c_{-m}(t) = (c_1(t), c_2(t), \dots, c_{m-1}(t), c_{m+1}(t), \dots, c_{A_{all}}(t))$  は時刻  $t$  における AP(m) 以外の戦略(使用チャンネル)を表し、 $(c_m(t), c_{-m}(t)) = (c_1(t), c_2(t), \dots, c_{m-1}(t), c_m(t), c_{m+1}(t), \dots, c_{A_{all}}(t))$  が時刻  $t$  における全 AP の戦略を表す。各 AP は平均受信 CCI 電力が最小のチャンネルを選択する動作を行うため、式(3)で表される平均受信 CCI 電力に負号を付けたものを効用関数として設定している。

式(4)で定式化した戦略型非協力ゲーム  $G$  において、AP(m) が時刻  $t=T$  における使用チャンネルを  $c_m(T)$  から  $c'_m(T)$  に変更した場合の効用の変化を、無線ネットワークで一意の関数の変化として表せる、すなわち

$$\begin{aligned} & u_{AP(m)}(c_m(T), c_{-m}(T)) - u_{AP(m)}(c'_m(T), c_{-m}(T)) \\ &= f(c_m(T), c_{-m}(T)) - f(c'_m(T), c_{-m}(T)) \end{aligned} \quad (7)$$

という性質を持つ関数  $f(c_m(T), c_{-m}(T))$  が存在すれば、戦略型非協力ゲーム  $G$  はポテンシャルゲームである。ここで、式(4)で定式化した戦略型非協力ゲーム  $G$  には次式で表されるポテンシャル関数が存在するため、戦略型非協力ゲーム  $G$  はポテンシャルゲームである(証明は付録を参照)。

$$\begin{aligned} & f(c_m(T), c_{-m}(T)) \\ &= - \frac{1}{2} \sum_{j=1}^{A_{all}} \sum_{\substack{i=1 \\ i \neq j}}^{A_{all}} \frac{p_{ix}}{T} \left\{ r_{AP(j), AP(i)}^{-\alpha} \eta_{AP(j), AP(i)} \left( \sum_{t=1}^{T-1} \delta_{c_j(t), c_i(t)} + \delta_{c_j(T), c_i(T)} \right) \right\} \end{aligned} \quad (8)$$

従って、平均受信 CCI 電力最小のチャンネルを AP が選

択する IACS-DCA には収束点が存在し、各 AP が平均受信 CCI 電力最小のチャンネルを逐次的に選択することでナッシュ均衡に収束することが保証される。

式(3)の近似が成り立つのは瞬時受信 CCI 電力を充分回数平均化した場合であり、平均化時間が短い場合や、観測値数が少ないチャンネル選択動作の初期段階では式(3)の近似は成り立たず、チャンネル再利用パターンの収束性は保証されない。従って、IACS-DCA の収束性を保証するには、式(3)の近似が成り立つように瞬時受信 CCI 電力の十分な平均化が必要である。また、式(3)、(6)より、IACS-DCA は、距離減衰とシャドウイング損失の影響を考慮した受信 CCI 電力最小化を行っているといえる。従って、IACS-DCA は距離減衰とシャドウイング損失という大域的な干渉環境に適応するチャンネル配置法であると言える。

#### 4. 数値計算結果

数値計算により、平均受信 CCI 電力最小のチャンネルを AP が選択する IACS-DCA の収束特性を明らかにし、理論検討の妥当性を評価する。数値計算諸元を表 1 に示す。AP 数を  $A_{all} = 4 \times 4 = 16$ 、総チャンネル数を  $N_{ch} = 3$  と設定した。本稿では、平均受信 CCI 電力の計算に忘却係数  $\beta$  ( $0 < \beta < 1$ ) を用いる一次フィルタを用いる[2]。時刻  $t$  における平均受信 CCI 電力は以下のように計算される。

$$\bar{I}_{AP(m)}^{received}(t) = (1 - \beta) I_{AP(m)}^{received}(t) + \beta \bar{I}_{AP(m)}^{received}(t-1) \quad (9)$$

忘却係数  $\beta$  は平均化時間を制御するパラメータである。 $\beta$  が 1 に近いほどより過去の干渉電力を考慮した平均化が行われる。 $t=1$  におけるフィルタ出力は瞬時受信 CCI 電力とした ( $\bar{I}_{AP(m)}^{received}(1) = I_{AP(m)}^{received}(1)$ )。

図 2 に数値計算の 1 試行のフローを示す。本稿では、各 AP が AP(1) から AP(16) の順で逐次的に使用チャンネルの選択動作を行うものとする。各 AP における使用チャンネルの選択動作を「ステップ」、全 AP が 1 ステップ動作することを「サイクル」と呼称する。1 回のステップにおいて、AP は式(1)で表される瞬時受信 CCI 電力を観測し、全チャンネルの平均受信 CCI 電力を式(9)に基づき計算して平均受信 CCI 電力最小の 1 チャンネルを選択する。1 ステップが終了するごとにフェージングが変動する環境を想定する。16 ステップが終了した段階で全 AP において 1 回ずつ使用チャンネルの選択動作が行われ、1 回のサイクルが終了する。本稿では、5 サイクル間チャンネル再利用パターンが変動しない場合に、初めに収束パターンとなったサイクル時点でチャンネル再利用パターンが収束したと判定する。チャンネル再利用パターンが収束するまでサイクルを繰り返し、収束した段階で 1 回の試行が終了する。100 サイクル(1600 ステップ)経過した段階でチャンネル再利用パター

ンが収束しなければ、収束しないと判定し、試行を終了する。本稿では以上の数値計算を 10 万回試行し、100 サイクル経過してもチャンネル再利用パターンが収束しない確率、およびチャンネル再利用パターンが収束した場合における収束に要した平均サイクル数を収束特性の評価に用いる。

図 3 に、数値計算によって求めた 100 サイクル経過してもチャンネル再利用パターンが収束しない確率、およびチャンネル再利用パターンが収束した場合における収束に要した平均サイクル数について、各忘却係数  $\beta$  の値で比較したものを示す。 $\beta=0$  の場合、式(1)で表される瞬時受信 CCI 電力最小規範に基づくチャンネル配置法と等価となる。この場合、チャンネル再利用パターンの収束は保証されない。

図 3 より、 $\beta=0$  の場合には全試行で 100 サイクル経過してもチャンネル再利用パターンが収束しないことが分かる。 $\beta$  を 1 に近づけるほど、より過去の干渉電力を考慮した平均化が行われるため、式(3)の近似が成り立つ状態に近づく。図 3 より、 $\beta$  を 1 に近づけるにつれチャンネル再利用パターンが収束しない確率が減少し、チャンネル再利用パターンが収束するまでの平均サイクル数が減少していることが分かる。また、 $1 > \beta \geq 0.99$  と設定した場合には 10 万回の全試行でチャンネル再利用パターンが収束することを確認した。

## 5. むすび

本稿では、平均受信 CCI 電力最小のチャンネルを AP が選択する IACS-DCA の収束性について、ゲーム理論を用いた理論解析を行った。IACS-DCA は、フェージングが変動する環境においても受信 CCI 電力の平均化を充分回数行うことでポテンシャルゲームとして定式化でき、チャンネル再利用パターンが収束点を持つことを示した。数値計算によって理論解析の妥当性を検証し、フェージングが変動する環境における IACS-DCA が収束することを示した。

本稿では、平均受信 CCI 電力最小のチャンネルを AP が選択することでフェージングが変動する環境でも収束性を保証できることを示した。しかしながら、収束性を保証するためには、ポテンシャルゲームの原理より各 AP が逐次的にチャンネル選択動作を行うことが必要である。逐次的な動作では AP 数が多い場合に収束するまでに長い時間を要してしまうと考えられるため、収束性を保証しつつ収束時間するまでの時間を短くするような AP の動作を検討する必要がある。また、災害時におけるアクセスネットワークの構築では、生存 AP 分布の変化や新規臨時 AP の設置などにより、AP 密度や干渉環境が大きく変動する。このような環境では、本稿では時不変とした距離減衰やシャドウイング損失も時変動する環境となる。干渉環境がより動的に変動する環境における IACS-DCA の収束性や干渉環境

への追従性も今後の重要な検討課題である。

## 謝 辞

本研究は、総合科学技術・イノベーション会議の戦略的イノベーション創造プログラム(SIP)「災害情報の配信技術の研究開発」(管理法人：情報通信研究機構(NICT))による支援を受けて実施した研究開発による成果である。

表 1 シミュレーション諸元

Network model	No. of channels	$N_{ch}=3$
	No. of APs	$A_{all}=4 \times 4=16$
	Transmit power	$P_{tx} \rightarrow \infty$ (Interference limited)
Channel model	Path-loss exponent	$\alpha=3.5$
	Shadowing loss	Log-normal with standard deviation $\sigma=5.0$ (dB)
	Fading	Frequency-nonselective Rayleigh

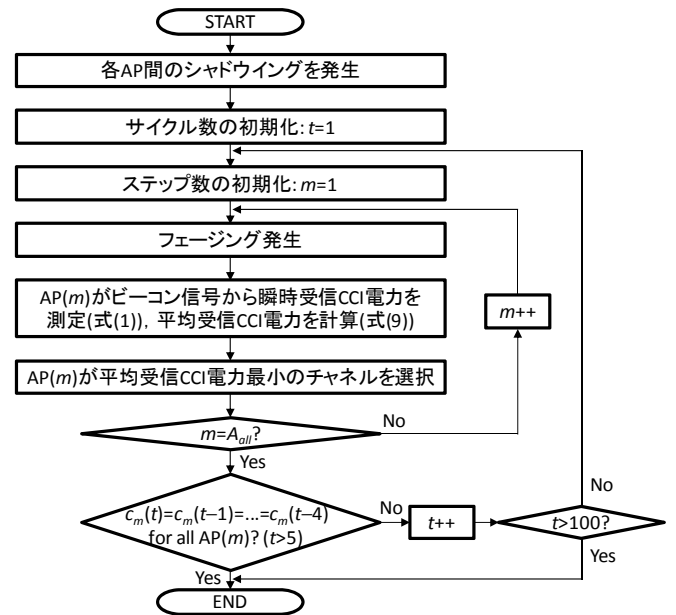


図2 数値計算における1試行のフロー

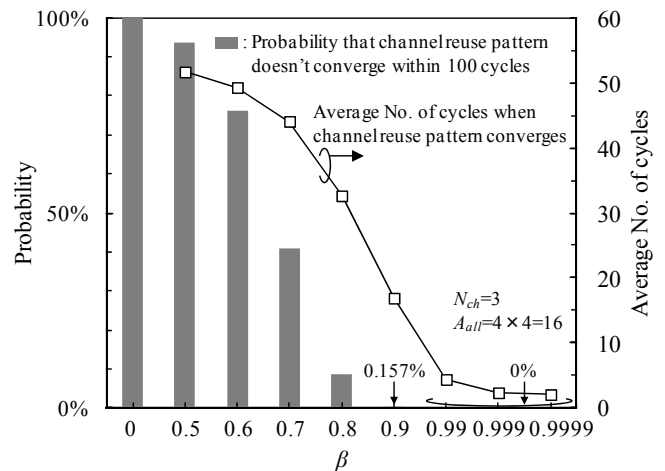


図3 各忘却係数 $\beta$ の値における収束特性の比較

## 文献

- [1] R. Matsukawa, T. Obara, and F. Adachi, "A dynamic channel assignment scheme for distributed antenna networks," *Proc. IEEE 75th Vehicular Technology Conference (VTC2012-Spring)*, May 2012.
- [2] Y. Matsumura, K. Temma, R. Sugai, T. Obara, T. Yamamoto, and F. Adachi "Interference-aware channel segregation based dynamic channel assignment for wireless networks," *IEICE Trans. Commun.*, vol.E98-B, no.5, pp.854-860, Mar. 2015.
- [3] 守倉正博, 久保田周治, "改訂三版 802.11 高速無線 LAN 教科書," インプレス R&D, 2008.
- [4] 山本高至, "ゲーム理論の無線通信への応用," 信学会誌, vol.95, no.12, pp.1089-1093, 2012 年 12 月.
- [5] グレーヴァ香子, 非協力ゲーム理論, 知泉書館, 2011 年.
- [6] D. Monderer, and L.S. Shapley, "Potential games," *Games Econ. Behav.*, vol.14, no.1, pp.124-143, May 1996.
- [7] (社)電子情報通信学会, 無線分散ネットワーク, コロナ社, 2011 年.
- [8] J. Neel, and J. Reed, "Performance of distributed dynamic frequency selection schemes for interference reducing networks," *Proc. IEEE Military Communications Conference (MILCOM 2006)*, pp.1-7, Oct. 2006.

## 付録 式(4)で定式化したゲームがポテンシャルゲームである証明

式(7)の左辺は次式のように表せる.

$$u_{AP(m)}(c_m(T), c_{-m}(T)) - u_{AP(m)}(c'_m(T), c_{-m}(T)) = -\sum_{\substack{i=1 \\ i \neq m}}^{A_{\text{all}}} p_{ix} \left\{ \frac{r_{AP(i), AP(m)}^{-\alpha} \eta_{AP(i), AP(m)} (\delta_{c_i(T), c_m(T)} - \delta_{c_i(T), c'_m(T)})}{T} \right\} \quad (\text{A.1})$$

一方で, 式(8)で表される戦略型非協力ゲーム  $G$  のポテンシャル関数は, プレイヤ  $AP(m)$  に注目すると次式のように変形できる.

$$f(c_m(T), c_{-m}(T)) = -\sum_{\substack{i=1 \\ i \neq m}}^{A_{\text{all}}} p_{ix} \left\{ \frac{r_{AP(i), AP(m)}^{-\alpha} \eta_{AP(i), AP(m)} \left( \sum_{t=1}^{T-1} \delta_{c_i(t), c_m(t)} + \delta_{c_i(T), c_m(T)} \right)}{T} \right\} \quad (\text{A.2})$$

$$- \frac{1}{2} \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq m, i \neq m, j}}^{A_{\text{all}}} \sum_{\substack{i=1 \\ i \neq m, j}}^{A_{\text{all}}} p_{ix} \left\{ \frac{r_{AP(j), AP(i)}^{-\alpha} \eta_{AP(j), AP(i)} \left( \sum_{t=1}^{T-1} \delta_{c_j(t), c_i(t)} + \delta_{c_j(T), c_i(T)} \right)}{T} \right\}$$

式(A.2)の変形では, AP 間の伝搬損失について次式の相反性が成り立つとしている.

$$r_{AP(m), AP(i)}^{-\alpha} \eta_{AP(m), AP(i)} h_{AP(m), AP(i)}^{(c_m(t))}(t) = r_{AP(i), AP(m)}^{-\alpha} \eta_{AP(i), AP(m)} h_{AP(i), AP(m)}^{(c_m(t))}(t), \quad \forall m, i \in M \quad (\text{A.3})$$

式(A.2)の第2項は, 注目するプレイヤ  $AP(m)$  の戦略変更に依存しない項である. 従って,  $AP(m)$  が時刻  $t=T$  において戦略を  $c_m(T)$  から  $c'_m(T)$  に変更した時のポテンシャル関数の値の変化は次式のようになる.

$$f(c_m(T), c_{-m}(T)) - f(c'_m(T), c_{-m}(T)) = -\sum_{\substack{i=1 \\ i \neq m}}^{A_{\text{all}}} p_{ix} \left\{ \frac{r_{AP(i), AP(m)}^{-\alpha} \eta_{AP(i), AP(m)} (\delta_{c_i(T), c_m(T)} - \delta_{c_i(T), c'_m(T)})}{T} \right\} \quad (\text{A.4})$$

$$= u_{AP(m)}(c_m(T), c_{-m}(T)) - u_{AP(m)}(c'_m(T), c_{-m}(T))$$

以上より, 式(7)が成立する. このことより, 式(4)で定式化した戦略型非協力ゲーム  $G$  はポテンシャルゲームである.