

ネットワーク指標を用いたコンピュータ Hex 戦略の開発

高田 圭^{1,a)} 本庄 将也^{1,b)} 飯塚 博幸^{1,c)} 山本 雅人^{1,d)}

受付日 2014年2月21日, 採録日 2014年9月12日

概要: Hex は 2 人零和有限確定完全情報ゲームに分類されるボードゲームであり, 先手必勝や引き分けがないことなどが知られている. 交互に石を打つことでゲームは進行し, 先に白色の対辺を自分の色の石で接続すれば勝利となる. コンピュータ Hex の国際大会が開かれており, コンピュータ Hex の研究がさかに行われている. Hex の局面をネットワークで表現できることが知られており, 局面ネットワークを電気回路として評価する方法が有名であるが, 局面ネットワークをネットワーク特徴量を用いた評価も可能である. 本研究では, 局面を電気回路ととらえて評価するのではなく, ネットワークとしてとらえることで, 複数の視点からの局面評価を目指す. Hex 戦略と局面ネットワークの関係性を明らかにするために, 熟練者同士の対戦の棋譜を使用した. 棋譜を調査することで, 有利なプレイヤーの局面ネットワークには, 平均最短経路長, 平均媒介中心性と盤の両端間の経路長に特徴が現れることが分かった. そこで, 平均媒介中心性と盤の両端間の最短経路を考慮した局面評価関数を提案し, その有効性を検証した. その結果, Hex の局面をネットワークとしてとらえることが, 強いコンピュータ Hex の開発につながることを示した.

キーワード: Hex, ゲーム, ネットワーク, 媒介中心性, 最短経路長, 局面評価関数

Development of Computer Hex Strategy Using Network Characteristics

KEI TAKADA^{1,a)} MASAYA HONJO^{1,b)} HIROYUKI IIZUKA^{1,c)} MASAHITO YAMAMOTO^{1,d)}

Received: February 21, 2014, Accepted: September 12, 2014

Abstract: The game of Hex is the board game with simple rules and is classified as a two-player, zero-sum, logical perfect information game. The game proceeds by players putting their pieces in turn on empty cells of the board. A player wins if player connects the two opposing sides of the board of their own color their pieces. The study of computer Hex is popular enough that there is an international tournament of computer Hex. The electrical circuit model is a well-known method to evaluate boards in conventional studies. The present study investigates an evaluation method using network characteristics obtained from the board, in order to capture board states from different perspectives. To clarify the relation between the network characteristics and Hex strategies, game records by human experts were used. As a result, we found that the averages of shortest path lengths and betweenness centrality show a relationship in the winner's records. Therefore, we propose a novel evaluation function using these two network characteristics and evaluate its effectiveness. Our results shows that it is possible to develop a strong computer hex program using these network characteristics.

Keywords: Hex, game, network, betweenness centrality, evaluation function

¹ 北海道大学情報科学研究科
Graduate School of Information Science and Technology
Hokkaido University, Sapporo, Hokkaido 060-0814, Japan

a) takada@complex.ist.hokudai.ac.jp

b) honjo@complex.ist.hokudai.ac.jp

c) iizuka@complex.ist.hokudai.ac.jp

d) masahito@complex.ist.hokudai.ac.jp

1. 背景

Hex は 1942 年に Piet Hein が, 1948 年には John Nash がそれぞれ独立に開発した 2 人零和有限確定完全情報ゲームに分類されるボードゲームであり, 囲碁や将棋のように戦略の奥深さが魅力のゲームである [1]. 2 人のプレイ

や、黒と白などそれぞれの色を決定し、その色の石を持つ。使用する盤には、白色の対辺が存在し、六角形のタイル（セル）を n 行 m 列（以後 $n \times m$ と表記）に敷き詰めたものを使う（図 1）。交互に自分の石を打っていくことでゲームは進行し、自分の色の対辺を自分の石で先につなげたほうが勝利となる（図 2）。盤の大きさは、一般的に $n \times n$ の盤が使われており、コンピュータ Hex の国際大会では 11×11 が採用されている。Hex の大きな特徴として、引き分けが存在しないこと [2]、先手に必勝戦略が存在すること [3] が知られている。Hex の主な研究は大きく分けて 2 つの方向性がある。1 つ目は具体的に必勝戦略となる手順を求める研究であり、2 つ目は必勝戦略が見つからない大きな盤面での強いコンピュータ Hex の開発に関する研究である。

具体的な必勝手順を求める研究では、仮想リンクという概念が導入され、それを発展させることで 9×9 盤以下のサイズにおいて、多数の初手に対する必勝手順を人手（計算機を使用しない）で求めることが可能になった [4]。また、盤面サイズが大きくなると人手のみでの証明が難しくなるため、計算機も使用する手法が提案され、2013 年には 9×9 以下のすべての盤面サイズで、すべての初手に対して具体的な必勝手順が示されている [5]。

国際大会が年に 1 度のペースで開催されていることから、強いコンピュータ Hex を作りたいという動機付けのもとでコンピュータ Hex の研究がさかんに行われている。対戦中に必勝手順を求めることは、計算時間の都合上困難であるため、これらの研究ではゲーム木の探索手法や枝刈り、局面評価のアルゴリズムなどの開発が行われており、各分野の発展に寄与してきた。仮想リンクの概念は近年のコンピュータ Hex の開発にも使用されており、はじめて仮想リンクの概念を導入した Hexy は 2000 年の大会で優勝し、仮想リンクの有効性を示した [6], [7]。近年のコンピュータ Hex が使用するゲーム木探索は、主に Minimax 法とモン

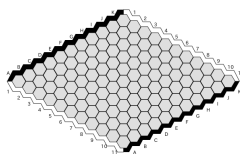


図 1 11 × 11 の盤

Fig. 1 11 × 11 Hex gameboard.

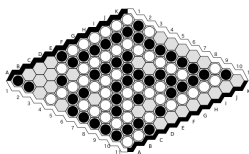


図 2 白が勝利の盤面

Fig. 2 Gameboard showing a winning configuration for White.

テカルロ木探索の 2 つであり、2013 年の大会の世界 1 位のコンピュータ Hex は UCT (UCB applied to tree) 探索をベースにした MoHex [8]、世界 2 位はアルファベータ法をベースとしている著者らが開発した EZO である [9]。

本研究の目的は、ネットワーク特徴量を用いた新しい局面評価関数の開発である。Hex の任意の局面は仮想リンクを含めてネットワークで表現できることが知られており、現在、局面ネットワークを電気回路にモデル化し全体の抵抗値を評価値とする局面評価手法が主流である [10]。この手法は、Hexy, Six [11], Wolve [12] などが採用しており有効であることが知られているが、近年の UCT 探索をベースとしたコンピュータ Hex に対しては優位に立っていない。そこで、局面ネットワークを電気回路としてモデル化するのではなく、局面ネットワークをネットワークそのものとしてとらえることで、複数の視点から局面評価をする局面評価関数を開発する。局面評価関数を作成するにあたり、熟練者同士の棋譜を用いて、ネットワーク視点から Hex 戦略の解析を行う。従来、熟練者同士の棋譜は利用されてきたが、ネットワーク視点から各手の特徴を解析した例はない。

2. Hex 局面のネットワーク化

2.1 ネットワークの定義

ネットワークは点と点をつなぐ辺で構成されており、本論文では点をノード、辺をリンクとよぶ。ノード数を N 、リンク数を M とすると、ネットワーク $G(V, E)$ はノード集合 $V = \{v_0, v_1, \dots, v_N\}$ 、リンク集合 $E = \{e_0, e_1, \dots, e_M\}$ で定義される。

Hex の局面をネットワークで表現するにあたり、セルをノード、セルの隣接関係をリンクとする。図 3 に示す局面をネットワークとして表現したものを図 4 に示す。白色の

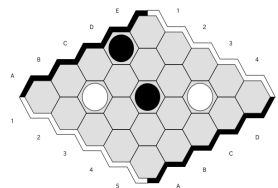
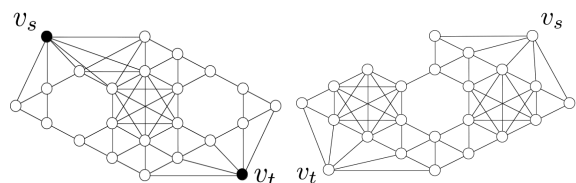


図 3 5 × 5 の具体例

Fig. 3 Example of Hex position on a 5 × 5 board.



(a) 黒のネットワーク (b) 白のネットワーク

図 4 図 3 の局面ネットワーク

Fig. 4 Position network of Fig. 3.

辺を表すために、ノード v_s, v_t を導入し、対辺の各セルに対応するノードからリンクを張るものとする。その結果、各プレイヤーは v_s から v_t へ直接リンクを張られれば勝利となる。

ネットワークの特徴を数値的に表すいくつかの指標があり、本論文で使用するいくつかのネットワーク指標について述べる。

2.1.1 平均最短経路長

ネットワークにおいて、あるノード v_i から v_j への道筋を経路とよぶ。その中で最小のリンク数でつながっている経路を最短経路とよび、その際に利用したリンク数を最短経路長 $d(v_i, v_j)$ とよぶ。各ノードからそれ以外の全ノードまでの最短経路長を、各ノードにおける平均最短経路長とよぶ。つまり、あるノード v_i の平均最短経路長を L_i とすると

$$L_i = \frac{1}{(N-1)} \sum_{j=1}^N d(v_i, v_j), \tag{1}$$

から求める。ただし、 $d(v_i, v_i) = 0$ である。また、ネットワーク全体の平均最短経路長 L は、全ノードペアの最短経路長の平均とし、下記の式 (2) で定義される。

$$L = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^N L_i \tag{2}$$

2.1.2 媒介中心性

媒介中心性とは、あるノードペア間において情報のやり取りが行われる際に、第3のノードがどの程度関与するかを測る指標である。これを表現するため、ノードペア間の最短経路中に含まれるノードを考慮する。

ノード v_i の媒介中心性 b_i は、ネットワーク内の全最短経路に対する、 v_i が含まれる最短経路数の割合によって下記の式 (3) として定義される。

$$b_i = \frac{2}{(N-1)(N-2)} \sum_{k=1}^N \sum_{j=1}^N g(i, k, j), \tag{3}$$

$g(i, k, j)$ はノード v_i が、 v_k と v_j の最短経路に含まれているかを判断する関数であり、含まれている場合は1、それ以外は0を返す。ただし、 $i = k, j = k$ もしくは $i = j$ のときは $d(i, k, j) = 0$ となる。また、媒介中心性の平均値を平均媒介中心性 B とよび、下記の式 (4) で定義する。

$$B = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^N b_i \tag{4}$$

2.2 局面ネットワーク化

2.2.1 仮想リンク

仮想リンクとは、最善手を指せば数手先に必ず接続できる2つのセルまたはセル集合間に張られるリンクのことである [6]。たとえ相手が先に手を打ったとしても、 x と y を

つなぐことができるならば、 x と y に仮想リンク V が張られる。 x, y はそれぞれ独立したセル、またはセル集合である。つまり、 x, y は隣接関係にないセル、またはセル集合であり、セル集合は隣接している白色の石で作られる。また、 x, y はそれぞれ空きセルでもよい。

仮想リンク V は (x, A, y) と表記される。 x, y は仮想リンクが作られる両端セル、またはセル集合であり、 A は仮想リンク作成に必要なセル集合を表す。

2.2.2 仮想リンクの発見手法

仮想リンクは次の2つのルールを繰り返し適用することにより発見できる。

AND Deduction Rule

仮想リンク (x, A, u) と仮想リンク (u, B, y) があるとき、 u が自分のセルかセル集合であり、 $A \cap B = \phi$ ならば $(x, A \cup B, y)$ もまた仮想リンクである (図 5 (a))。

OR Deduction Rule

仮想リンク (x, A_k, u_k) と仮想リンク (u_k, B_k, y) があるとき、すべての k に対して、 u_k が空セルであり、以下の条件をすべて満たすならば、 (x, D, y) もまた仮想リンクである (図 5 (b))。

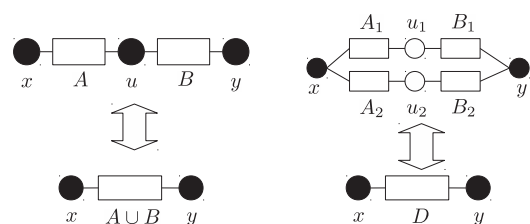
$$\begin{aligned} &(x \cap A_k = \phi) \text{ かつ } (y \cap B_k = \phi) \text{ (for all } k = 1, 2, \dots, n) \\ &A_k \cap B_k = \phi \text{ (for all } k = 1, 2, \dots, n) \\ &C_k = A_k \cup u_k \cup B_k \\ &D = \bigcup_{k=1}^n C_k \end{aligned}$$

2.2.3 H-search

H-search とは仮想リンクを発見するアルゴリズムであり、新しく作成された仮想リンクと見つかった仮想リンクに対して、AND Deduction Rule と OR Deduction Rule を適用することで、さらに新しい仮想リンクを見つける [13]。これを繰り返すことで、多数の仮想リンクを作成することが可能になる。

2.3 局面ネットワーク化のアルゴリズム

Hex の任意の局面を2つの局面ネットワークで表現する。黒プレイヤーの局面ネットワークを $G_B^b(V, E)$ 、白プレイヤーの局面ネットワークを $G_W^w(V, E)$ と表記する。 V はノード



(a) AND Deduction Rule (b) OR Deduction Rule

図 5 仮想リンクの発見手法

Fig. 5 Method of detecting virtual connections.

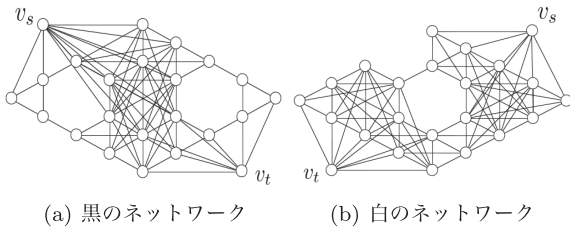


図 6 図 4 のネットワークに仮想リンクを追加した局面ネットワーク
Fig. 6 Position network of Fig. 4 after adding virtual connections.

集合であり、 E はリンク集合である。図 4 に仮想リンクを追加することで、数手先の情報を含んだ局面ネットワークを作成する。 $G_B^b(V, E)$ と $G_W^b(V, E)$ は同様の手順で作成することが可能であるため、以下では G_B^b の具体的な作成手順を示す。図 6 は仮想リンクを含んだ局面ネットワークの例であり、元の局面は図 3 である。

- (1) セル i をノード v_i とする。ノード集合を V 、リンク集合を E とする。
- (2) ノードの状態を表す関数 C を設定する。セル i が空セルなら $C(v_i) = 0$ とし、セル i に黒プレイヤーの石があるなら $C(v_i) = 1$ 、白プレイヤーの石があるなら $C(v_i) = -1$ とする。
- (3) 2 つの黒の辺をダミーのノード $v_s, v_t \in V (C(v_s) = 1, C(v_t) = 1)$ と定義する。
- (4) 隣接している 2 つのノード (v_i, v_j) 間にリンク $e(v_i, v_j)$ を追加する。
- (5) 白のノード $v_i (C(v_i) = -1)$ とノード v_i を含むリンク $e(v_i, v_j)$ を除去する。
- (6) この状態のネットワーク $G^b(V, E)$ に H-search アルゴリズムを適用し、発見した仮想リンクをリンク集合 E に追加する。
- (7) ノード v_s, v_t 以外のノード $v_i (C(v_i) = 1)$ とノード v_i を含むリンク $e(v_i, v_j)$ を除去する。

3. 熟練者の Hex 戦略とネットワーク指標

局面ネットワークは局面ごとに異なり、熟練者同士の対戦には Hex 戦略と関係性が強いネットワーク指標に特定の推移があると考えられる。そこで、熟練者同士の対戦中のネットワーク指標の推移を分析する。

熟練者の Hex 戦略とネットワーク指標の関係性を明らかにするにあたり、黒プレイヤーと白プレイヤーの局面ネットワークにおけるそれぞれのネットワーク指標の比に注目する。それぞれの局面ネットワークの比に注目する理由は、ゲームが進むにつれ現れる推移ではなく、有利なプレイヤーがとる戦略によって現れる推移をとらえるためである。

本論文で注目するネットワーク指標は、直接勝利に結び付く指標である (v_s, v_t) 間の最短経路長 $d(v_s, v_t)$ と、局面全体を評価する指標となる平均媒介中心性 B と平均最短経

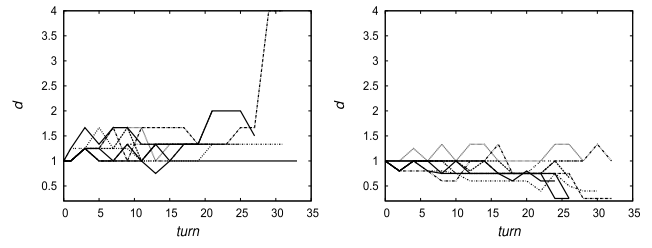


図 7 最短経路長の比 d の推移
Fig. 7 Ration d of the shortest path lengths for turns.

路長 L である。

3.1 調査に使用する棋譜

Hex 戦略と局面ネットワークの関係性を明らかにするため、熟練者同士の対戦データ (棋譜) を使用する。使用する熟練者同士の対戦データは、Richard Rognlie's Gamerz.NET server 上でされた対戦のうち、以下の条件を満たす棋譜とする [1].

- 11×11 の盤を使用している。
- 対戦プレイヤーはともに、サーバ上の上位 5% 以内のプレイヤーである。
- 対戦の結着がつかまで行われているが、一方のプレイヤーが投了している。

また、使用する棋譜は全部で 20 棋譜あり、黒プレイヤー (先手) が勝利した対戦が 10 棋譜、白プレイヤー (後手) が勝利した対戦が 10 棋譜である。投了までの平均手数は 27.6 手である。今後、本論文で使用する棋譜とはこの 20 棋譜を指す。

3.2 (v_s, v_t) 間の最短経路長

黒プレイヤーの局面ネットワーク $G_B^b(V, E)$ の (v_s, v_t) 間の最短経路長を $d_B(v_s, v_t)$ 、白プレイヤーの局面ネットワーク $G_W^b(V, E)$ の (v_s, v_t) 間の最短経路長を $d_W(v_s, v_t)$ とする。 $d_B(v_s, v_t)$ と $d_W(v_s, v_t)$ の比 d を下記のように定義する。

$$d = \frac{d_W(v_s, v_t)}{d_B(v_s, v_t)} \tag{5}$$

黒プレイヤーが勝利する棋譜に対する d の推移を示したものが図 7(a) であり、白プレイヤーが勝利する棋譜に対する d の推移を示したものが図 7(b) である。横軸がターン数、縦軸が d である。これらから、最終的に黒プレイヤーが勝つときは $d > 1$ となる傾向があり、白プレイヤーが勝つときは $d < 1$ になる傾向があるものの明確ではない。

3.3 平均最短経路長と平均媒介中心性

ここでは、熟練者の Hex 戦略と、平均最短経路長と平均媒介中心性の関係性を明らかにする。 $G_B^b(V, E)$ の平均最短経路長を L_B 、 $G_W^b(V, E)$ の平均最短経路長を L_W とし、これらの比 L を下記のように定義する。

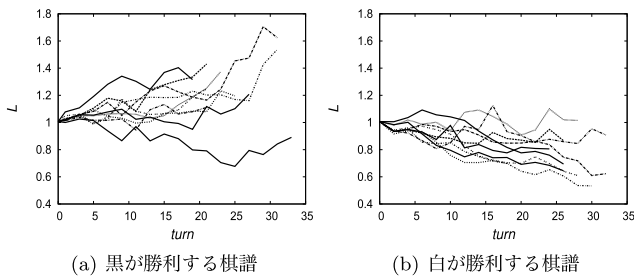


図 8 平均最短経路長の比 L の推移

Fig. 8 Ration L of the average of shortest path lengths for turns.

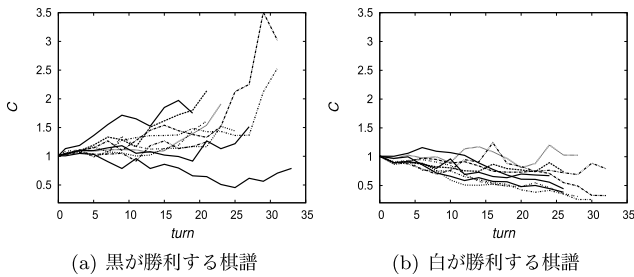


図 9 平均媒介中心性の比 C の推移

Fig. 9 Ration C of the average of betweenness centrality for turns.

$$L = \frac{L_W}{L_B} \quad (6)$$

$G_B^b(V, E)$ の平均媒介中心性を C_B , $G_W^b(V, E)$ の平均媒介中心性を C_W として、これらの比 C を下記のように定義する。

$$C = \frac{C_W}{C_B} \quad (7)$$

L の推移を示したものが図 8 であり, C の推移を示したものが図 9 である. 図 8, 9 ともに横軸がターン数, 縦軸がそれぞれの比である. また図 8(a), 9(a) は黒プレイヤーが手を打った直後の値を示したものであり, 図 8(b), 9(b) は白プレイヤーが手を打った直後の値を示したものである. 図 8, 9 から, 黒プレイヤーが勝利する際には $L > 1$, $C > 1$ で終了する傾向が分かり, 白プレイヤーが勝利する際には $L < 1$, $C < 1$ の傾向が分かる. つまり, 勝利するプレイヤーは, 局面ネットワークの平均最短経路長が低く, 平均媒介中心性も低いことが分かる.

3.3.1 相関関係

図 8, 9 より, L と C の推移はほぼ同じような推移となっていることが分かるため, この 2 つの関係性を検証する.

1 つも石が置かれていない 11×11 の盤 (図 1) から深さ 2 の部分ゲーム木を作成する. 葉ノードは全部で $121 \times 120 = 14,520$ ノードである. 作成した部分ゲーム木の全葉ノードの局面ネットワークの平均最短経路長の比 L と平均媒介中心性の比 C を示したのが図 10 である. 図 10 より, L と C には正のきわめて高い相関があることが分かるため, Hex の局面ネットワークにおいては, この 2 つの

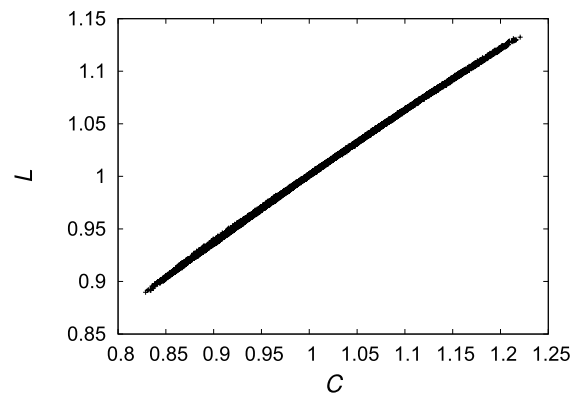


図 10 平均媒介中心性 C と平均最短経路長 L の相関図

Fig. 10 Correlation between averages of betweenness centrality C and shortest path L .

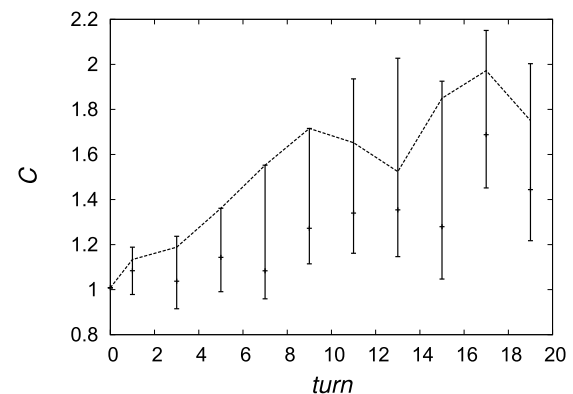


図 11 熟練者の戦略

Fig. 11 Strategy of an expert player.

ネットワーク指標で表される特徴は, ほぼ同じ特徴をあらわすことになる.

3.3.2 熟練者と平均媒介中心性

熟練者が平均媒介中心性の比 C を考慮した戦略をとっているかを, 熟練者同士の棋譜の 1 つを使い確認する. 黒プレイヤー (先手の熟練者) が手を打つ直前の局面からの一手先の全局面の C の最大値, 最小値, 平均値を示したものと, 黒プレイヤーが手を打った直後の局面の C の推移を示したものが図 11 である. 図 11 のターン 3 からターン 9 では, C を最大化するような手を打っている. このことから, 熟練者は C を上げる, つまり, 自分の局面ネットワークの平均媒介中心性を下げる戦略をとっていることが分かる.

4. 平均媒介中心性に注目した戦略

熟練者同士の棋譜から, 有利なプレイヤーの局面ネットワークは平均媒介中心性と平均最短経路長を低くする傾向があることが明らかになり, この 2 つには正の相関があることが分かった. そこで, 平均媒介中心性のみに注目した局面評価関数を作成する.

4.1 平均媒介中心性に注目した評価関数

平均媒介中心性だけに注目した評価関数 E_v を下記のように定義する.

$$E_v = \frac{C_W}{C_B}, \quad (8)$$

C_B は黒プレイヤーの局面ネットワーク $G_B^b(V, E)$ の平均媒介中心性であり, C_W は白プレイヤーの局面ネットワーク $G_W^b(V, E)$ の平均媒介中心性である. 最大化が黒プレイヤーの目的となり, 最小化が白プレイヤーの目的となる.

4.2 性能評価実験

局面評価関数 E_v の性能調査を行う. 従来の局面評価手法を使用している Hexy と前述の UCT 探索を行うコンピュータ Hex を比較対象とする. E_v を採用するコンピュータ Hex と Hexy はともに局面評価関数を使用しているため, 対戦結果が一意に定まってしまうが, UCT 探索は任意の局面に対して一意に手が定まらない. Hexy はネット上 (<http://vanshel.com/Hexy/>) で公開されているものを使用し, 最上級の Expert レベルを使用する.

4.2.1 UCT 探索を用いるコンピュータ Hex

本論文で使用する UCT 探索の各パラメータについて説明する. 各局面における総プレイアウト回数は 100 万回であり, ノードの展開条件はプレイアウトが 5,000 回以上行われたときである. また, 下記の $ucb1$ 値によって子節点のオーダリングを決定し, プレイアウトを行う葉ノードの選択を行う.

$$ucb1_i = w_i + 0.38 \sqrt{\frac{2 \log(n)}{n_i}}, \quad (9)$$

w_i はノード i の勝率, n_i はノード i のプレイアウト回数, n は総プレイアウト回数である. 各パラメータは, 経験的に決定しており, 探索序盤は勝率よりもプレイアウトを均等にすることを重視し, 探索終盤は勝率を重視した探索となる.

4.2.2 E_v の性能評価

局面評価関数 E_v , 前述の UCT 探索を用いたコンピュータ Hex, Hexy との計 3 手法で比較することで, 性能調査を行う. 実験条件は下記のとおりである.

- 使用する盤は, 11 × 11 の盤である.
- E_v を採用するコンピュータ Hex は深さ 2 のアルファベータ法を使用する.
- E_v を採用するコンピュータ Hex は UCT 探索のコンピュータ Hex と先手, 後手ともに 200 対戦ずつ行う.
- Hexy は UCT 探索のコンピュータ Hex と先手, 後手ともに 100 対戦ずつ行う.

Hexy はアプリケーションとして公開されており, 一度の対戦に時間がかかるため, 100 対戦としている. 深さ制限は探索時間を考慮したものであり, 探索時間は 11 × 11 盤

表 1 各コンピュータ Hex どうしの対戦 (先手の勝利数/対戦回数 (先手の勝率))

Table 1 Win-loss records among computer Hex programs (the number of wins over matches).

	E_v	Hexy	UCT
E_v (先手)		1/1 (100.0%)	159/200 (79.5%)
Hexy (先手)	1/1 (100.0%)		100/100 (100.0%)
UCT (先手)	58/200 (29.0%)	4/100 (4.0%)	

の初手で, 深さ 2 のとき約 120 秒, 深さ 3 のとき約 4,900 秒となっているため, 深さ 2 とした. 使用した計算機は, Phenom II X6 (コア数 6, クロック周波数 2.9 GHz) を使用している. 実験結果を表 1 に示す.

表 1 から, E_v を採用するコンピュータ Hex は, UCT 探索に対して先手で 79.5%, 後手で 71.0% 勝利できていることが分かるため, UCT 探索に対しては優位であることが分かる. また, E_v と Hexy との対戦では, E_v が先手で勝利できていることから, それなりに良い評価関数であるといえる. しかし, Hexy は UCT 探索に対して先手で 100%, 後手で 96% 勝利できていて E_v はそれほど勝利できていないこと, Hexy が先手のとき E_v は負けていることから, Hexy より強いとはいえず, 改善の余地があることも分かる.

4.3 Hex 戦略に関する他の要素

図 11 のターン 11 からターン 20 では, 必ずしも C を最大化する戦略をとっていないことが分かるため, ほかに考慮すべき要素があると考えられる. そこで, 平均媒介中心性に加え (v_s, v_t) 間の最短経路の状態に注目する. 局面ネットワークでは, (v_s, v_t) 間にリンクを張ることが目的となるため, (v_s, v_t) 間の最短経路が重要である. 平均媒介中心性は, 最短経路の状態を示す指標ではないため, 新たに (v_s, v_t) 間の最短経路のみを考慮する指標を E_v に導入する.

5. 最短経路にも注目した局面評価関数

局面ネットワークの平均媒介中心性に加え, (v_s, v_t) 間の最短経路にも注目し局面評価関数を作成する. 最短経路に注目するにあたり, 最短経路を構成するノード, リンクのみで最短経路ネットワークを作成し, その最短経路ネットワークを評価する. (v_s, v_t) 間をつなげやすい構造の最短経路ネットワークを持つ局面ネットワークほどよい局面ネットワークである.

5.1 最短経路ネットワーク

(v_s, v_t) 間の最短経路を評価するにあたり, $G^b(V, E)$ から (v_s, v_t) 間の最短経路に含まれるノード, ノード間のリンクを抽出した最短経路ネットワーク $G^p(V', E')$ を定義

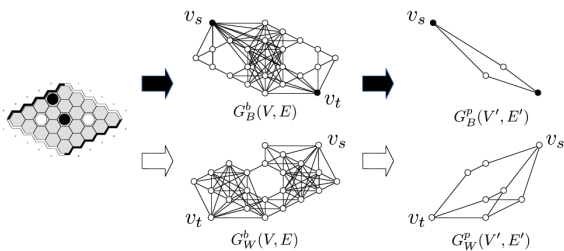


図 12 $G^p(V', E')$ の作成手順
 Fig. 12 Processes of creating $G^p(V', E')$

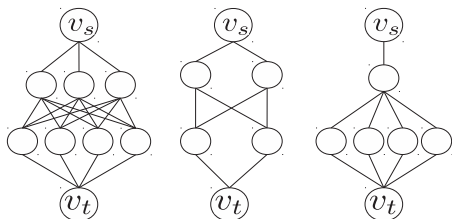


図 13 最短経路ネットワーク $G^p(V', E')$ の例
 Fig. 13 Examples of the shortest path network $G^p(V', E')$.

する. $V'(\in V)$ は $G^b(V, E)$ の (v_s, v_t) 間の最短経路に関与するノード集合である. $E'(\in E)$ は $G^b(V, E)$ の (v_s, v_t) 間の最短経路に関与するリンク集合である. 黒プレイヤの最短経路ネットワークを $G^p_B(V', E')$, 白プレイヤの最短経路ネットワークを $G^p_W(V', E')$ と定義する. ある局面の局面ネットワーク $G^b(V, E)$ と最短経路ネットワーク $G^p(V', E')$ の例を示したのが, 図 12 である. また, いくつかの $G^p(V', E')$ の例を示したのが, 図 13 である.

5.2 最短経路ネットワークの構造

(v_s, v_t) 間をつなげやすい構造を持つ最短経路ネットワーク $G^p(V', E')$ の構造を述べる. 白色の石で (v_s, v_t) 間をつなぐことが目的とするならば, たとえ自分が後手でも白色の石で (v_s, v_t) 間をつなぐことができる構造を持つ $G^p(V', E')$ が良い構造であるといえる. 図 13 の左端と真ん中の例では, 最善手を打ち続ければたとえ後手でも (v_s, v_t) 間をつなぐことができる. しかし, 右端の例では, 自分が後手では, (v_s, v_t) 間をつなげることができない. つまり, 右端の例が悪い構造の $G^p(V', E')$ であり, 左端の例が良い構造の $G^p(V', E')$ である. こういった $G^p(V', E')$ を差別化する指標として, (v_s, v_t) 間の最短経路ネットワークのみに注目した媒介中心性を利用した指標を提案する.

5.3 $G^p(V', E')$ 内の媒介中心性

$G^p(V', E')$ 内の各ノードの媒介中心性を求める. 基本的に通常の媒介中心性を算出する方法と同じではあるが, 考慮する最短経路は (v_s, v_t) 間のみとし, ノードの組合せ数ではなく経路数を考慮する. ノード $v'_i(\in V')$ の媒介中心性 b_i は以下の式で計算される.

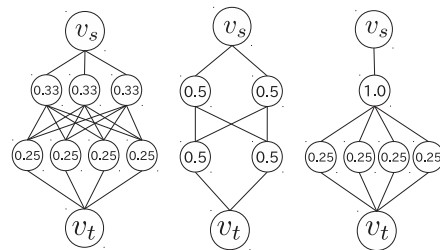


図 14 図 13 の各ノードの媒介中心性の値
 Fig. 14 Values of betweenness centrality for each node.

$$b'_i = \frac{n_i}{N}, \tag{10}$$

N は (v_s, v_t) 間の総最短経路数であり, n_i はノード v'_i が関与する (v_s, v_t) 間の最短経路数である. 図 13 の各ノードの媒介中心性の値を計算したものが図 14 である.

5.4 $G^p(V', E')$ 内の媒介中心性が高いノード

最短経路ネットワーク $G^p(V', E')$ 内の媒介中心性が高いノードは, (v_s, v_t) 間の多数の最短経路に関与するノードであることが図 14 で確認できる. 媒介中心性の高いノードを失うと多数の経路が失われるため, 媒介中心性の最大値が低いほど良い構造の $G^p(V', E')$ である.

図 14 の右端の $G^p(V', E')$ は, 媒介中心性が極端に高いノード ($b'_i = 1.0$) が存在する例である. この例では, 1つのノード ($b'_i = 1.0$) が (v_s, v_t) 間のすべての最短経路に関与しているため, 相手の一手ですべての最短経路が失われる状態であることが分かる. こういった構造を持つ最短経路ネットワークになる局面ネットワークにしないことが重要である.

これらのことから, $G^p(V', E')$ 内に極端に媒介中心性の高いノードが存在しない局面になる戦略をとることが重要である. 最大の媒介中心性の値を持つノードに注目し局面評価関数を作成する.

5.5 最短経路ネットワークと平均媒介中心性に注目した局面評価関数

局面ネットワーク $G^b(V, E)$ の平均媒介中心性と (v_s, v_t) 間の最短経路ネットワーク $G^p(V', E')$ に注目した局面評価関数 Ev' を提案する. Ev' を最大化することが黒プレイヤの目的であり, 最小化することが白プレイヤの目的となる.

$$Ev' = \frac{C_W}{C_B} + \gamma \frac{C'_W}{C'_B}, \tag{11}$$

C が $G^b(V, E)$ の平均媒介中心性, C' が $G^p(V', E')$ 内の最大媒介中心性であり, 添字の B と W は黒プレイヤと白プレイヤを示す. $\gamma(\gamma > 0)$ は任意定数である.

5.6 最短経路と平均媒介中心性に注目した局面評価関数の性能評価実験

Ev' の性能評価を行うにあたり, 前述の UCT 探索を行

表 2 Ev' の勝率 (各 200 回試行)

Table 2 Winning rates of Ev' (200 trials for each parameter).

γ	Ev' (先手)	Ev' (後手)
0.00	79.5%	71.0%
0.06	98.0%	73.0%
0.07	95.0%	76.5%
0.08	86.5%	74.0%
0.09	98.5%	70.0%
0.10	99.5%	74.0%
0.11	99.0%	64.5%
0.12	99.0%	61.0%
0.13	90.0%	52.5%
0.14	90.0%	73.0%
0.50	73.0%	56.5%

表 3 B の勝率 (200 回試行)

Table 3 Winning rates of B (200 trials for each).

	UCT
B (先手)	69.0%
B (後手)	57.0%

うコンピュータ Hex との対戦から多くの局面に対応できる γ の値を求め、既存のコンピュータ Hex との比較を行う。

5.6.1 UCT 探索を用いたコンピュータ Hex との対戦

UCT 探索を用いたコンピュータ Hex と対戦させることで、局面評価関数 Ev' の γ を決定する。実験条件は下記に示す。

- Ev' を評価関数とするコンピュータ Hex は深さ 2 のアルファベータ法を使用する。
- 対戦相手は前述の UCT 探索を行うコンピュータ Hex である。
- 11 × 11 の盤を使用する。
- Ev' の γ は、対戦中は固定の値をとる。
- 対戦回数は先手、後手ともに 200 対戦ずつ行う。

実験結果を表 2 に示す。各値は、 Ev' を評価関数とするコンピュータ Hex の勝率である。また、 $\gamma = 0.0$ のときは、局面評価関数 Ev と同様になる。表 2 より、 $\gamma = 0.10$ のときに先手では最も有利な結果が得られており、後手においても優れた結果が得られていることが分かる。 $\gamma = 0.50$ のときに最も勝率が低くなるのは、最短経路ネットワークを評価する要素が、局面評価に悪影響を与えているからだと考えられる。それを検証するために、最短経路ネットワークのみを考慮する局面評価関数 B で同様の実験を行う。局面評価関数 B は下記である。

$$B = \frac{C'_W}{C'_B} \quad (12)$$

実験結果を表 3 に示す。

表 1 と表 3 の比較から、平均媒介中心性のみを考慮する方が、 (v_s, v_t) の最短経路のみを考慮するより優れていることが分かる。このことから、 B の影響力を上げると局面評

表 4 各コンピュータ Hex どうしの対戦 (先手の勝利数/対戦回数)

Table 4 Win-loss records among computer Hex programs (the number of wins over matches).

	Ev'	Hexy	Wolve	MoHex
Ev' (先手)		1/1	1/1	4/10
Hexy (先手)	1/1		0/1	3/10
Wolve (先手)	1/1	1/1		10/10
MoHex (先手)	10/10	10/10	9/10	

価に悪影響を与えることが分かる。

5.6.2 提案手法と他のコンピュータ Hex との比較

UCT 探索との対戦で最も勝率が高かった γ を用いて、提案手法と 2000 年の優勝プログラムの Hexy, 2008 年に優勝した Wolve, 2009 年以降優勝している MoHex との比較を行う。Hexy は [http://vanshel.com/Hexy/] から手に入れ、Wolve, MoHex は [http://benzene.sourceforge.net/] から手に入れた 2011 年版である。Hexy, Wolve は評価関数を使用した Minimax 法ベースであるため、ある局面に対して一意に手が定まるが、MoHex は UCT 探索ベースであるため、ある局面に対して一意に手が定まらない。そこで、MoHex と他の 3 プログラムの対戦は 10 対戦行い、他の 3 プログラムどうしは各 1 対戦ずつ行う。実験条件は下記のとおりであり、対戦結果を表 4 に示す。

- Hexy のレベルは Expert である。
- MoHex は各コンピュータ Hex と 10 対戦行い、ほかは 1 対戦ずつ行う。
- 11 × 11 の盤を使用する。
- Ev' を採用するコンピュータ Hex は深さ 2 のアルファベータ法を使用する。
- Ev' の γ は先手のとき $\gamma = 0.10$ 、後手のとき $\gamma = 0.07$ とする。

表 4 より、提案手法と Hexy の直接比較では、どちらも先手であるほうが勝利する点から、提案手法と Hexy は同等の強さを示しているが、Wolve, MoHex との対戦結果から間接的に比較すると、提案手法のみが Wolve に先手で勝利し、MoHex に対しても提案手法が Hexy より多く勝利することができるため、提案手法のほうが強いことが分かる。また、Wolve, MoHex は他の手法に対して先手であればほぼ勝利できることが分かるため、これらをまとめると、提案手法は Hexy より強く、Wolve, MoHex より弱いこととなる。

Hexy と Wolve は従来の局面評価関数を用いた方法であり、基本的に Hexy と Wolve は同じ局面評価関数を用いているが、Hexy と Wolve の大きな違いは探索の深さである。Hexy は提案手法と同じ深さ 2 の探索であるが、Wolve は経験的知識 (パターンマッチなど) などを用いることで最大深さ 4 の探索を行う。探索の深さは強さに影響を与える要因の 1 つであるため、探索の深さの違いにより Wolve が

強いといえる。提案手法が、提案手法と同等の探索の深さである Hexy よりも強いことは、提案する局面評価関数は従来の局面評価関数より優れていることを示している。

5.7 考察

局面評価を局面ネットワークの平均媒介中心性と (v_s, v_t) 間の最短経路ネットワークで評価する際には、平均媒介中心性に適度に最短経路ネットワークの評価を加えるのが有効であることが分かった。これは、局面全体を大域的に考慮する評価要素と、局面の局所的な評価要素を適度に合わせることで、Hex 戦略では有効であることを示している。

既存手法が用いている、局面を電気回路ととらえる局面評価手法では、特定の経路だけを独立して評価することは難しい。しかし、局面をネットワークとしてとらえることにより、 (v_s, v_t) 間の最短経路ネットワークを作成することができるので、特定の経路だけを独立して評価することができる。局面ネットワークを用いて大域的な評価を行い、最短経路ネットワークを用いて局所的な評価を独立して行える点が、従来手法より優れている点である。実際に、従来の電気回路として局面を評価する局面評価関数を使用した Hexy と比べると、局面をネットワークとしてとらえる手法は有効であるといえる。

提案手法、Hexy、Wole、MoHex の計 4 手法での比較では、提案手法は Wolve、MoHex に対して Hexy 以上の強さを示した。しかし、提案手法では γ の値に関係なく Hexy の UCT 探索に対する勝率ほどの結果を得ることができなかつたため、UCT 探索に対しては提案手法より Hexy が優位な結果を示している。UCT 探索との対戦で勝利するためには多数の局面に対する最善手が必要となるため、UCT 探索に対して勝率が低いということは、提案手法は苦手とする局面が存在する可能性があることを示している。苦手な局面がありながら Wolve、MoHex に先手で勝利することができるため、苦手な局面を克服するように改善することで、さらに優れた局面評価関数になる可能性があるといえる。

本論文では、局面ネットワークの平均媒介中心性によって大域的な評価を行った。平均媒介中心性が低い局面ネットワークが有利であることは明らかになったが、平均媒介中心性が低い局面ネットワークとは、どのような局面ネットワークなのかを述べる。Hex の勝利条件は盤の両端間を白色の石でつなぐことなので、石でつなぐことができるノード間の経路が重要となってくる。自分の局面ネットワークの平均媒介中心性が低いことは、多くのノードが等しく様々な経路に関与しており、両端間をつなぐことができる可能性がある経路が多いことを意味する。逆に、平均媒介中心性が高い局面ネットワークは、中心的なノードつまり多数の経路に関与するノードがネットワーク上に存在することを意味し、これは非常に危険である。なぜなら、

中心的なノードを失う、つまり相手が中心的なノードに手を打つと、ネットワーク上の経路が多数失われることを意味するからである。多数の経路を維持する戦略つまり戦略の幅を広げる戦略が、平均媒介中心性または平均最短経路長を低くすることであると考えられる。

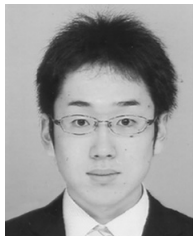
6. 結論

局面をネットワークとしてとらえ、熟練者の対戦に現れるネットワーク指標の推移の特徴を明らかにした。その結果から、平均媒介中心性と (v_s, v_t) 間の最短経路を用いた局面評価関数を提案した。提案した局面評価関数の性能評価を行い、Hex 戦略では、局面全体を評価する要素と勝敗に直結する経路の評価要素が重要であることが分かり、局面をネットワークとしてとらえる有効性を示した。今後は、Hex 戦略とネットワーク指標の関係性のさらなる解明、 (v_s, v_t) 間の最短経路ネットワークの評価方法の改善を目指す。また、Hex は先手に有利であることが知られているため、swap ルール（片方のプレイヤーが先手着手の決定をし、他方のプレイヤーが先手/後手の選択を行う）が存在し、実際の対局では 1 手目に制約がかかる。そのため、初手に対する応手を事前に熟考する必要がある。本論文では swap ルールを考慮しなかったが、今後は swap ルールを意識した初手の開発も行う予定である。

参考文献

- [1] Browne, C.: Hex Strategy Makin the Right Connections, A K Peters Ltd. (2000).
- [2] Gale, D.: The Game of Hex and the Brouwer Fixrd-Point Theorem, *The American Mathematical Monthly*, Vol.75, No.10, pp.818–827 (1979).
- [3] Even, S. and Tarjan, R.E.: A Combinatorial Problem Which Is Complete in Polynomial Space, *Journal of Association for Computing Maxhinery*, Vol.23, No.4, pp.710–719 (1976).
- [4] 三島 建: Hex の必勝手順に対する新証明技法について, 情報処理学会論文誌, Vol.50, No.2, pp.893–903 (2009).
- [5] Pawlewicz, J. and Hayward, R.: Scalable Parallel DFPN Search, *Computers and Games CG201* (2013).
- [6] Anshelevich, V.V.: The game of Hex: An automatic theorem proving approach to game programming, *Proc. AAAI-2000*, Austin, TX, AAAI Press, Menlo Park, CA/The MIT Press, Cambridge, MA (2000).
- [7] Anshelevich, V.V.: Hexy Wins Hex Tournament, *ICGA Journal*, Vol.23, No.3, pp.181–184 (2000).
- [8] Arneson, B., Hayward, R. and Henderson, P.: Monte Carlo Tree Search in Hex, *IEEE Trans. Computational Intelligence and AI in Games*, Vol.2, No.4, pp.251–258 (2010).
- [9] Hayward, R., Arneson, B., Huang, S., et al.: Mohex Wins Hex Tournament, *ICGA Journal*, Vol.36, No.3, pp.180–183 (2013).
- [10] Shannon, C.E.: Computer and Automata, *Proc. IRE*, Vol.41, No.10, pp.1234–1241 (1953).
- [11] Hayward, R., Arneson, B. and Henderson, P.: Mohex Wins Hex Tournament, *ICGA Journal*, Vol.32, No.2, pp.114–116 (2009).

- [12] Henderson, P.: Playing and solving the game of Hex, *Doctoral Dissertation*, pp.1-149 (2010).
- [13] Anshelevich, V.V.: A hierarchical approach to computer Hex, *Artificial Intelligence*, Vol.134, No.1-2, pp.101-120 (2002).



高田 圭 (学生会員)

1992年生。2014年北海道大学工学部情報エレクトロニクス学科卒業。同年同大学院情報科学研究科修士課程入学。



中庄 将也 (学生会員)

1987年生。2010年北海道大学工学部情報エレクトロニクス学科卒業。2012年同大学院修士課程修了。同年同大学院博士後期課程入学。複雑ネットワーク、オペレーションズ・リサーチの研究に従事。精密工学会会員。



飯塚 博幸 (正会員)

2004年東京大学総合文化研究科博士課程修了(博士(学術))、2005年日本学術振興会特別研究員(PD, はこだて未来大学)、イギリスサセックス大学客員研究員、2008年大阪大学大学院情報科学研究科助教。2013年北海道大学大学院情報科学研究科准教授。専門は人工生命、複雑系科学、人間情報工学。



山本 雅人 (正会員)

1968年生。1996年北海道大学大学院工学研究科システム情報工学専攻博士後期課程修了。同年日本学術振興会特別研究員(PD)。1997年北海道大学大学院工学研究科助手。2000年同大学院工学研究科助教授。同大学院情報科学研究科助教授、2007年同大学院同研究科准教授を経て、2012年同大学大学院教授。この間、科学技術振興機構さきがけ研究員、デューク大学客員研究員。博士(工学)。現在は、進化型計算にもとづく仮想ロボット開発、ゲームプログラミング、複雑ネットワークの研究に従事。情報処理学会北海道支部長、観光情報学会理事、電子情報通信学会、人工知能学会、日本オペレーションズ・リサーチ学会、精密工学会、日本機械学会等、サービス学会、廃棄物資源循環学会、各会員。