

インテリジェントシステム レポート課題 1

21T2166D 渡辺大樹

2024 年 5 月 27 日

1 A*探索アルゴリズムでの探索

1.1 (a)Arad から Bucharest まで

1.1.1 A1 $f_1(n) = g(n) + D(n)$ を用いた探索

$f_1(n) = g(n) + D(n)$ の評価関数を用いて探索を行った結果、Bucharest のノード情報は [14, Bucharest, 418, 418, 10] となった。

見つかった経路は Arad \rightarrow Sibin \rightarrow Rimnicu Vilces \rightarrow Pitesti \rightarrow Bucharest となった。

ゴールが見つかった時点での frontier は F 値の順に

[3, Timisoara, 118, 447, 1],

[4, Zerind, 75, 449, 1],

[9, Craiova, 366, 526, 8],

[11, Sibiu, 300, 553, 8],

[13, Sibiu, 338, 591, 6],

[16, Rimnicu Vilces, 414, 607, 10],

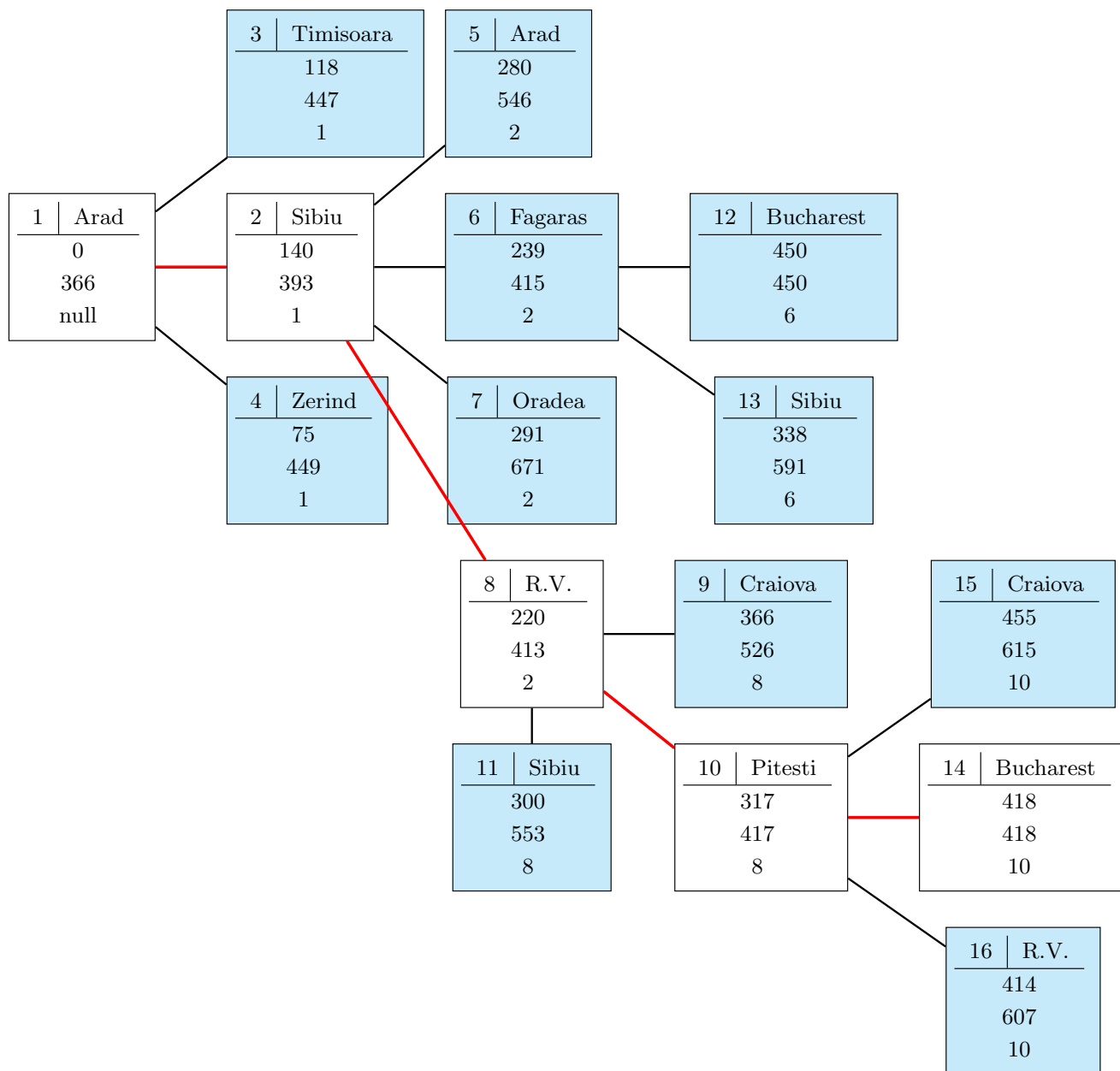
[15, Craiova, 455, 615, 10],

[5, Arad, 280, 646, 2],

[7, Oradea, 291, 671, 2],

となった。

以下に実際に展開された Search Tree を示す。



1.1.2 A2 $f_1(n) = g(n) + 2 \cdot D(n)$ を用いた探索

$f_1(n) = g(n) + 2 \cdot D(n)$ の評価関数を用いて探索を行った結果、Bucharest のノード情報は [9, Bucharest, 450, 450, 6] となった。

見つかった経路は Arad → Sibiu → Fagaras → Bucharest となった。

ゴールが見つかった時点での frontier は F 値の順に

[8, Rimnicu Vilces, 220, 606, 2],

[3, Timisoara, 118, 776, 1],

[4, Zerind, 75, 823, 1],

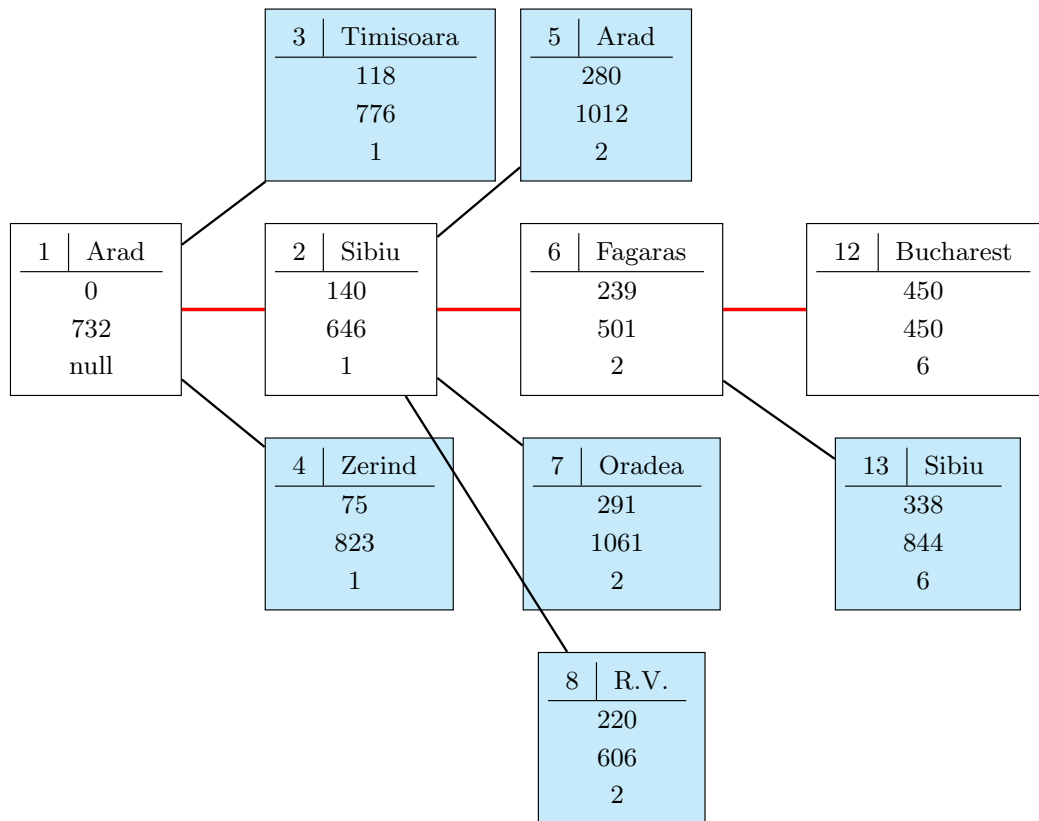
[10, Sibiu, 338, 844, 6],

[5, Arad, 280, 1012, 2],

[7, Oradea, 291, 1051, 2]

となった。

以下に実際に展開された Search Tree を示す。



1.2 (b)Lugoj から Bucharest まで

1.2.1 A1 $f_1(n) = g(n) + D(n)$ を用いた探索

$f_1(n) = g(n) + D(n)$ の評価関数を用いて、Lugoj から Bucharest までの探索を行った結果、Bucharest のノード情報は [21, Bucharest, 504, 504, 11] となった。見つかった経路は Lugoj → Mehadin → Drovetă → Craiova → Pitesti → Bucharest となった。

ゴールが見つかった時点での frontier は F 値の順に

[16, Lugoj, 280, 524, 6],

[15, Drovetă, 285, 527, 5],

[19, Mahadia, 292, 533, 14],

[18, Lugoj, 290, 534, 9],

[17, Drovetă, 295, 537, 9],

[10, Timisoara, 251, 580, 5],

[13, Arad, 229, 595, 3],
[12, Rimnicu Vilces, 411, 604, 8],
[10, Drobeta, 385, 627, 8],
[20, Timisoara, 333, 662, 14],
[23, Rimnicu Vilces, 500, 693, 11],
[22, Craiova, 541, 701, 11],

となった。

1.2.2 A2 $f_1(n) = g(n) + 2 \cdot D(n)$ を用いた探索

$f_1(n) = g(n) + 2 \cdot D(n)$ の評価関数を用いて、Lugoj から Bucharest までの探索を行った結果、Bucharest のノード情報は [13, Bucharest, 504, 504, 11] となった。見つかった経路は Lugoj → Mahadia → Drobeta → Craiova → Pitesti → Bucharest となった。

ゴールが見つかった時点での frontier は F 値の順に

[6, Mahadia, 210, 692, 5],
[9, Mahadia, 220, 702, 4],
[3, Timisoara, 111, 769, 1],
[12, Rimnicu Vilces, 411, 797, 8],
[14, Craiova, 541, 861, 11],
[10, Drobeta, 385, 869, 8],
[15, Rimnicu Vilces, 500, 886, 11],
[7, Timisoara, 251, 909, 5],

となった。

2 ヒューリスティック関数の許容性について

この課題では以下の $h_a \sim h_f$ が許容的であるかを調べる。

許容的とは、すべてのノードに対してヒューリスティック関数が示す予想最小コスト $h(n)$ がそのノードからの実際の最小コストとなる $h^*(n)$ 以下になることをいう。

すなわち以下に与えられる関数 $h_a \sim h_f$ に対し、すべての n で $h_x(n) \leq h^*(n)$ を言えればその関数は許容的であるといえる。

ただし、 $1 \leq i \leq k$ の i について $h_i(n) \leq h^*(n)$ (すなわち許容的) である。

2.1 $h_a(n)$

$h_a(n)$ は

$$h_a(n) = \sum_{i=1}^k h_i(n)$$

の関数となる。

この関数 $h_a(n)$ が $h^*(n)$ 以下になるとき、許容的であるといえる。ここで $h_i(n) \leq h^*(n)$ より $h_1(n), h_2(n) = h^*(n)$ であるとする少なくとも $h_a(n)$ は

$$h_a(n) \geq 2 \cdot h^*(n)$$

であるといえる。

したがって $h_a(n)$ は許容的ではない。

2.2 $h_b(n), h_c(n)$

$h_b(n)$ は

$$h_b(n) = \max\{h_1(n), h_2(n), h_3(n), \dots, h_k(n)\}$$

の関数となる。

この関数 $h_b(n)$ が $h^*(n)$ 以下になるとき、許容的であるといえる。 \max 関数は $h_1(n), h_2(n), h_3(n), \dots, h_k(n)$ の関数の中から最大となる関数を選ぶ関数である。 $h_i(n) \leq h^*(n)$ より任意の $h_i(n)$ において許容的となるため、 \max 関数によってどの関数選ばれても $h_b(n)$ は許容的である。

$h_c(n)$ も同様であり、 $h_c(n)$ は

$$h_c(n) = \min\{h_1(n), h_2(n), h_3(n), \dots, h_k(n)\}$$

の関数となる。

上記にあるようにこちらも \min 関数の働きを考えれば $h_c(n)$ は許容的であるといえる。

2.3 $h_d(n)$

$h_d(n)$ は

$$h_d(n) = \prod_{i=1}^k h_i(n)$$

の関数となる。

この関数 $h_d(n)$ が $h^*(n)$ 以下になるとき、許容的であるといえる。ここで $h_i(n) \leq h^*(n)$ より $h_1(n), h_2(n) = h^*(n)$ であるとする少なくとも $h_d(n)$ は

$$h_d(n) \geq \{h^*(n)\}^2$$

であるといえる。

したがって $h_d(n)$ は許容的ではない。

2.4 $h_e(n)$

$h_e(n)$ は

$$h_e(n) = \frac{1}{k} \sum_{i=1}^k h_i(n)$$

の関数となる。

この関数 $h_e(n)$ が $h^*(n)$ 以下になるとき、許容的であるといえる。ここで $h_i(n) \leq h^*(n)$ より、 $h_i(n)$ をすべてが最大値である $h_1(n), h_2(n), h_3(n), \dots, h_k(n) = h^*(n)$ であるとするとその総和は

$$\sum_{i=1}^k h_i(n) = k \cdot h^*(n)$$

となる。ここで両辺を k で割れば

$$\frac{1}{k} \sum_{i=1}^k h_i(n) = h^*(n)$$

となる。したがって

$$h_e(n) = h^*(n)$$

と表せる。 $h_1(n), h_2(n), h_3(n), \dots, h_k(n) < h^*(n)$ であれば

$$h_e(n) < h^*(n)$$

であるので、これを組み合わせることで

$$h_e(n) \leq h^*(n)$$

といえる。

したがって $h_e(n)$ は許容的である。

2.5 $h_f(n)$

$h_f(n)$ は

$$h_f(n) = \sum_{i=1}^k \omega_i h_i(n)$$

の関数となる。(ただし $0 < \omega_i, \sum_{i=1}^k \omega_i = 1$)

この関数 $h_f(n)$ が $h^*(n)$ 以下になるとき、許容的であるといえる。ここで $h_i(n) \leq h^*(n)$ より、 $h_i(n)$ をすべてが最大値である $h_1(n), h_2(n), h_3(n), \dots, h_k(n) = h^*(n)$ であるとするとその

総和は

$$\sum_{i=1}^k \omega_i h_i(n) = h^*(n) \cdot \sum_{i=1}^k \omega_i$$

となる。ここで $0 < \omega_i, \sum_{i=1}^k \omega_i = 1$ より

$$\sum_{i=1}^k \omega_i h_i(n) = h^*(n)$$

となる。したがって

$$h_f(n) = h^*(n)$$

と表せる。 $h_1(n), h_2(n), h_3(n), \dots, h_k(n) < h^*(n)$ であれば

$$h_f(n) < h^*(n)$$

であるので、これを組み合わせること

$$h_f(n) \leq h^*(n)$$

といえる。

したがって $h_f(n)$ は許容的である。

2.6 ヒューリスティック関数を用いた探索

ここでは以下のヒューリスティック関数 \bar{h} を用いて A* アルゴリズムを適応した時の結果について考える。

2.6.1 (a): $\bar{h}(n) = \frac{1}{2}h(n)$

$\bar{h}(n) = \frac{1}{2}h(n)$ のとき、 $h(n)$ が許容的であることから

$$h(n) \leq h^*(n)$$

となる。この式の両辺を 2 で割れば

$$\frac{1}{2}h(n) \leq \frac{1}{2}h^*(n) < h^*(n)$$

と表すことができる。そのため \bar{h} は許容的であり、最適コストの経路が見つかる。

2.6.2 (b): $\bar{h}(n) = \frac{4}{5}h(n) + \frac{1}{5}h^*(n)$

$\bar{h}(n) = \frac{4}{5}h(n) + \frac{1}{5}h^*(n)$ のとき、 $h(n)$ が許容的であることから

$$h(n) \leq h^*(n)$$

となる。この式の両辺に $\frac{4}{5}$ をかければ

$$\frac{4}{5}h(n) \leq \frac{4}{5}h^*(n)$$

と表すことができる。この式にさらに $\frac{1}{5}h^*(n)$ を足すことで

$$\frac{4}{5}h(n) + \frac{1}{5}h^*(n) \leq h^*(n)$$

とでき、与式の右辺が h^* よりも小さいことが確認できる。

このことから \bar{h} は許容的であり、最適コストの経路が見つかる。

2.6.3 (c): $\bar{h}(n) = 2h(n)$

$\bar{h}(n) = 2h(n)$ のとき、 $h(n)$ が許容的であることから

$$h(n) \leq h^*(n)$$

となる。この式の両辺を 2 でかけると

$$2h(n) \leq 2h^*(n)$$

と表すことができる。しかしこの式では \bar{h} が許容的であることは示せないため、この \bar{h} では最適コストの経路が見つからない。

2.6.4 (d): (c) での経路コスト C

経路コストはそれを C と置くと、ノード n までのコストとノード n でのヒューリスティック関数をそれぞれ $g(n), h(n)$ とすることで

$$C = g(n) + h(n)$$

と表せる。

ここで全問 (c) でのヒューリスティック関数が $\bar{h}(n) = 2h(n)$ より、

$$C = g(n) + 2h(n)$$

となる。ここで $h(n)$ が許容的であるためノード n からの最小コストを $h^*(n)$ とすると

$$C \leq g(n) + 2h^*(n)$$

上記 (c) からわかるようにこのヒューリスティック関数では最小コストの経路が見つからない。

経路探索では $2h(n)$ のヒューリスティック関数を用いているのでノード n までの最適経路を $g^*(n)$ とすればノード n までの経路コストは $g(n) \leq 2g^*(n)$ となる。したがって式は

$$C \leq 2g^*(n) + 2h^*(n)$$

となる。したがって最小コストを C^* とすれば

$$C \leq 2C^*$$

が得られる。

3 異なるヒューリスティック関数を用いた探索

3.1 (a): ヒューリスティック関数の許容性

h_1 : ② admissible だが consistent ではない

h_1 はどのヒューリスティック関数の値でも実際の G までの最小コストよりも小さい値を返すため admissible であるが、 $f_1(c) = 3$ であるのに対し、 $f_1(a) = 5$ となり、 $a \rightarrow c$ において f 血が減少しているため consistent ではない。

h_2 : ③ consistent

h_3 : ① admissible ではない

h_3 はノード a において、 $h_3(a) = 7$ であるが、実際の最小コストは 4 であるため admissible ではない。

3.2 (b): 各ヒューリスティックによる c における $g(c)$ と $f(c)$

- h_1 の場合
 $g(c) = 3$ であり、 $f(c) = 3 + 1 = 4$ となる。
- h_2 の場合
 $g(c) = 3$ であり、 $f(c) = 3 + 3 = 6$ となる。
- h_3 の場合
 $g(c) = 3$ であり、 $f(c) = 3 + 2 = 5$ となる。

3.3 (c): 各ヒューリスティックによる探索結果

A*探索により各ヒューリスティック関数を用いて探索を行った結果、どの関数を用いても見つかる経路は $S \rightarrow b \rightarrow c \rightarrow G$, 展開されたノードは 4 となった。