



Title	2005年度 グラフ理論講義ノート
Author(s)	井上, 純一
Issue Date	2005-11-18T08:53:31Z
Doc URL	http://hdl.handle.net/2115/771
Rights(URL)	http://creativecommons.org/licenses/by-nc-sa/2.1/jp/
Type	learningobject
Note(URL)	http://www005.upp.so-net.ne.jp/j_inoue/index.html ; http://chaosweb.complex.eng.hokudai.ac.jp/~j_inoue/
Additional Information	There are other files related to this item in HUSCAP. Check the above URL.
File Information	GraphTheory05_13.pdf (第13回講義ノート)



[Instructions for use](#)

グラフ理論 配布資料 #13 (最終回: 教科書 pp. 162 ~ 190 の内容)

担当: 井上 純一 (情報科学研究科棟 8-13)

平成 17 年 7 月 25 日

目次

12 マッチング, 結婚, Menger の定理	144
12.1 Hall の結婚定理	144
12.2 横断理論	146
12.3 横断と結婚問題, 及び, Hall の定理との関係	146
12.4 Hall の定理の応用例: ラテン方陣	146
12.5 Menger の定理	148
13 ネットワークフロー	149
13.1 最大フローの逐次構成法	151
13.2 最大マッチングへの適用	152

演習問題 12 の解答例

(1) 遷移行列 P は

$$P = \begin{pmatrix} \frac{1}{6} & \frac{1}{3} & 0 & 0 & \frac{1}{2} \\ \frac{1}{2} & \frac{1}{6} & \frac{1}{3} & 0 & 0 \\ 0 & \frac{1}{2} & \frac{1}{6} & \frac{1}{3} & 0 \\ 0 & 0 & \frac{1}{2} & \frac{1}{6} & \frac{1}{3} \\ \frac{1}{3} & 0 & 0 & \frac{1}{2} & \frac{1}{6} \end{pmatrix} \quad (213)$$

であり, 対応する状態遷移のグラフ表現は図 195 である.

(2) P^2 を計算してみると

$$P^2 = \begin{pmatrix} \frac{13}{36} & \frac{1}{9} & \frac{1}{9} & \frac{1}{4} & \frac{1}{6} \\ \frac{1}{6} & \frac{13}{36} & \frac{1}{9} & \frac{1}{9} & \frac{1}{4} \\ \frac{1}{4} & \frac{1}{6} & \frac{13}{36} & \frac{1}{9} & \frac{1}{9} \\ \frac{1}{9} & \frac{1}{4} & \frac{1}{6} & \frac{13}{36} & \frac{1}{9} \\ \frac{1}{9} & \frac{1}{9} & \frac{1}{4} & \frac{1}{6} & \frac{13}{36} \end{pmatrix} \quad (214)$$

となるが, これは全ての行列要素が正の値であるような行列であり, 従って, 任意の $n(n \geq 2)$ に対しても, P^n の行列要素は全て正の値を持つ. 従って, $\lim_{n \rightarrow \infty} P^n$ の行列要素も全て正であるので, 任意の状態から任意の状態へ移動することが可能である. 従って, 各状態は永続的 (i から j への道があれば, j から i への道がある) かつ非周期的 ($p_{ii} \neq 0$) であるので, このマルコフ連鎖はエルゴード的である.

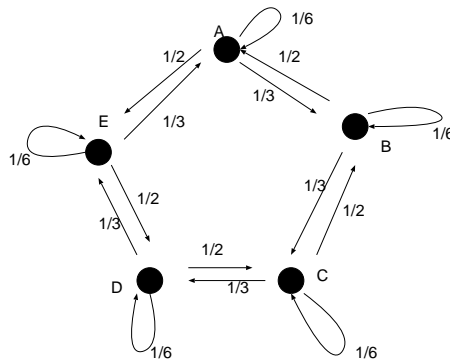


図 195: 遷移行列 P に対応する有向グラフ.

(3) P^5 を計算すると

$$P^5 = \begin{pmatrix} \frac{1476}{7776} & \frac{1495}{7776} & \frac{1600}{7776} & \frac{1490}{7776} & \frac{1715}{7776} \\ \frac{1715}{7776} & \frac{1476}{7776} & \frac{1495}{7776} & \frac{1600}{7776} & \frac{1490}{7776} \\ \frac{1490}{7776} & \frac{1715}{7776} & \frac{1476}{7776} & \frac{1495}{7776} & \frac{1600}{7776} \\ \frac{1600}{7776} & \frac{1490}{7776} & \frac{1715}{7776} & \frac{1476}{7776} & \frac{1495}{7776} \\ \frac{1495}{7776} & \frac{1600}{7776} & \frac{1490}{7776} & \frac{1715}{7776} & \frac{1476}{7776} \end{pmatrix} \quad (215)$$

であるので、状態ベクトルを $x(t) = (p_A(t), p_B(t), p_C(t), p_D(t), p_E(t))$ とすると、はじめに A にいたので、 $x(0) = (1, 0, 0, 0, 0)$ に対して

$$x(5) = x(0)P^5 = \left(\frac{1476}{7776}, \frac{1495}{7776}, \frac{1600}{7776}, \frac{1490}{7776}, \frac{1715}{7776} \right) \quad (216)$$

となるから、 $t = 5$ に A さんが再びサイコロを振る確率は $1476/7776$ である。

12 マッチング, 結婚, Menger の定理

最終回である今回の講義では、マッチング, ネットワークフローなど、我々が日常で出くわす具体的な諸問題に取り組む際に特に重要となる概念・方法を学ぶ。

12.1 Hall の結婚定理

ここで扱う結婚問題 (marriage problem) とは次のような問題である。

結婚問題

女性の有限集合があり、各女性は何人かの男性と知り合いであるとする。全ての女性が知り合いの男性と結婚ができるようにカップルが組めるためにはどのような条件が必要であるか？

ここではいきなり一般論から入るのではなく、次の表で与えられる具体例をグラフを用いて考察することからはじめよう。この表では女性集合を $\{g_1, g_2, g_3, g_4\}$, 男性集合を $\{b_1, b_2, b_3, b_4, b_5\}$ とする。

女性	女性と知り合いの男性
g ₁	b ₁ , b ₄ , b ₅
g ₂	b ₁
g ₃	b ₂ , b ₃ , b ₄
g ₄	b ₂ , b ₄

これをグラフで描いたものが図 196 である。さて、二部グラフ $G(V_1, V_2)$ における、点 V_1 から点 V_2 への完

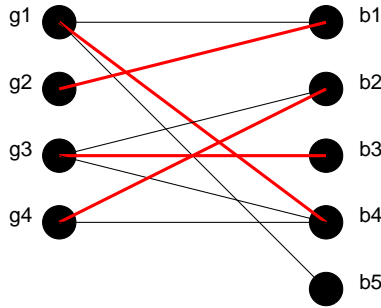


図 196: 女性とその知り合いの男性を表すグラフ。

全マッチングを「 V_1 と V_2 の部分集合の間の一対一対応で、かつ、対応する点は辺で結ばれているもの」とすると定義すれば、上にあげた結婚問題は次のように言い直すことができる。

結婚問題の「完全マッチング」を用いた言い換え
 $G = G(V_1, V_2)$ が二部グラフのとき、 G において V_1 から V_2 への完全マッチングがあるのはどのようなときか？

この問題の答えは次の定理によって与えられる。

Hall の定理
 結婚問題に解があるための必要十分条件は、どの k 人の女性も合わせて k 人以上の男性と知り合いであることである。

(証明)

(必要性) : k 人の女性の誰かと知り合いの男性が合計 k 人未満であれば女性が余ってしまうので明らか。

(十分性) : 帰納法により証明する。

「女性が m 人未満であれば定理が成立する」と仮定する。このとき、 $m = 1$ であれば、 $k = 1$ 人の女性は 1 人の男性と知り合いなので、その男性と結婚すれば良い。従って、成立。 m 人の女性がいる場合には次のような 2 つの場合に分けて考える。

- (i) $k < m$ なる、どの k 人の女性をとっても、合わせて $k + 1$ 人の男性と知り合いのとき
 女性 1 人を選び、知り合いの任意の男性と結婚させれば、残り $m - 1$ 人 ($m - 1 < m$) の女性は合わせて k 人の男性と知り合いである。従って、帰納法の仮定から証明終わり。

- (ii) $k (< m)$ 人の女性が合わせてちょうど k 人の男性と知り合いのとき
 帰納法により, k 人の女性は結婚可能. 残りは $m - k$ 人である. $(m - k)$ 人の中のどの h 人 ($h < m - k$)
 も残りの h 人以上の男性と知り合いである ($(h + k)$ 人の女性は $(h + k)$ 人以上の男性と知り合いであ
 るべきなので). 従って, $m - k$ 人の女性に対して条件成立.

以上により証明終わり.

12.2 横断理論

まず, 次のように定義しておこう.

E : 空でない有限集合.

$F = (S_1, S_2, \dots, S_m)$: E の空でない部分集合の族.

F の横断: 各集合 S_i から 1 つ選んだ E の相異なる m 個の元の集合.

(例)

$E = \{1, 2, 3, 4, 5, 6\}$, $S_1 = S_2 = \{1, 2\}$, $S_3 = S_4 = \{2, 3\}$, $S_5 = \{1, 4, 5, 6\}$ とする. このとき, 族 $F = (S_1, S_2, \dots, S_5)$ に横断は無い. 一方, $F' = (S_1, S_2, S_3, S_5)$ には $\{1, 2, 3, 4\}$ の横断 (部分横断) がある.

12.3 横断と結婚問題, 及び, Hall の定理との関係

男性の集合を $E = \{b_1, b_2, b_3, b_4, b_5, b_6\} = \{1, 2, 3, 4, 5, 6\}$ とする.

一方, 女性の集合を $F = (g_1, g_2, g_3, g_4, g_5) = (S_1, S_2, S_3, S_4, S_5)$ とし,

$$\begin{aligned} S_1 &= \{1, 2\} \\ S_2 &= \{1, 2\} \\ S_3 &= \{2, 3\} \\ S_4 &= \{2, 3\} \\ S_5 &= \{1, 4, 5, 6\} \end{aligned}$$

とすれば (図 197 も合わせて参照), 与えられた集合族 F が横断を持つための必要十分条件が Hall の定理である.

12.4 Hall の定理の応用例: ラテン方阵

ラテン長方形

$m \times n$ ($m \leq n$) ラテン長方形: 次の性質を持つ $m \times n$ 行列 M

- (i) 任意の行列要素は $1 \leq m_{ij} \leq n$ を満たす.
- (ii) どの行, 及び, どの列にも同じ要素はない.

(例)

$$M = \begin{bmatrix} 1 & 2 & 3 & 4 & 5 \\ 2 & 4 & 1 & 5 & 3 \\ 3 & 5 & 2 & 1 & 4 \end{bmatrix} \tag{217}$$

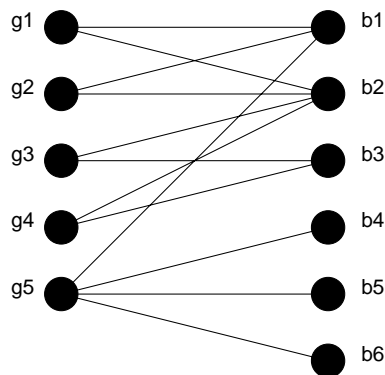


図 197: ここで横断と Hall の定理の関係を考える, 女性とその知り合いの男性を表すグラフ.

はラテン長方形である.

$m = n$ であるようなラテン長方形をラテン方陣と呼ぶが, ラテン長方形からラテン方陣への拡大可能性は次の定理で与えられる.

定理 27.1
 M は $m < n$ からなる $m \times n$ ラテン長方形であるとする. このとき, M に $n - m$ 本の新しい行を付け加えてラテン方陣に拡張することができる.

(具体的な作り方)

$E = \{1, 2, 3, 4, 5\}$ を与えられたラテン長方形 M の行要素の集合であるとする. $F = (S_1, S_2, S_3, S_4, S_5)$ とし, M の第 i 列に現れない E の要素の集合が S_i であるとする. (217) 式で与えられたラテン長方形を例にとれば S_1, S_2, \dots , は

$$\begin{aligned} S_1 &= \{4, 5\} \\ S_2 &= \{1, 3\} \\ S_3 &= \{4, 5\} \\ S_4 &= \{2, 3\} \\ S_5 &= \{1, 2\} \end{aligned}$$

となり, F から横断を見つけて $(4, 3, 5, 2, 1), (5, 1, 4, 3, 2)$ が得られるので, これをラテン長方形に付け加えて

$$M = \begin{bmatrix} 1 & 2 & 3 & 4 & 5 \\ 2 & 4 & 1 & 5 & 3 \\ 3 & 5 & 2 & 1 & 4 \\ \mathbf{4} & \mathbf{3} & \mathbf{5} & \mathbf{2} & \mathbf{1} \\ \mathbf{5} & \mathbf{1} & \mathbf{4} & \mathbf{3} & \mathbf{2} \end{bmatrix} \tag{218}$$

となる (付け加えた部分は太字で表されている).

12.5 Menger の定理

まずは各種定義から

辺素な道 (edge-disjoint path) : 共通な辺を持たない v から w への道.

点素な道 (vertex-disjoint path) : 共通な点を持たない v から w への道.

vw -非連結化集合 : グラフ G の辺集合 E で, v から w への任意の道は必ず E の辺を含むもの.

(例) : 図 198 において $E_1 = \{ps, qs, ty, tz\}$, $E_2 = \{uw, xw, yw, zw\}$.

vw -分離集合 : G の点の集合 V で, v から w への任意の道は必ず V の点を通るという性質を持つ V .

(例) : 図 198 において $V_1 = \{s, t\}$, $V_2 = \{p, q, y, z\}$.

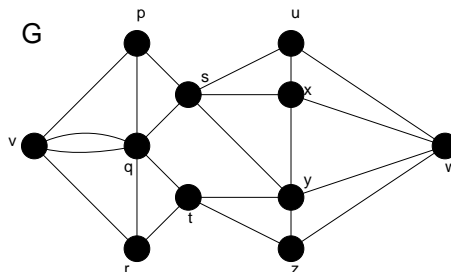


図 198: 点素な道が 2 本あるグラフ G . (それらの道は $v \rightarrow p \rightarrow u \rightarrow w$, 及び, $v \rightarrow r \rightarrow t \rightarrow y \rightarrow w$)

「 v から w への辺素な道の本数は何本か？」という問いに対する答え Menger の定理 I

Menger の定理 I

連結グラフ G の異なる 2 点 v と w を結ぶ辺素な道数の最大値は, vw -非連結化集合の辺数の最小値に等しい.

「 v から w への点素な道の本数は何本か？」という問いに対する答え Menger の定理 II

Menger の定理 II

連結グラフ G の隣接していない 2 点 v と w を結ぶ点素な道数の最大値は, vw -分離集合の辺数の最小値に等しい.

(例)

図 199 のグラフ G に対して, vw -非連結化集合は $E_1 = \{vp, vq\}$, $E_2 = \{pr, qr, qs\}$, $E_3 = \{rw, sw\}$ であるから, 辺素な道数の最小値は 2 である. 一方, vw -分離集合は $V_1 = \{p, q\}$, $V_2 = \{r, q\}$, $V_3 = \{r, s\}$ であるから, 点素な道数の最大値は 2 である.

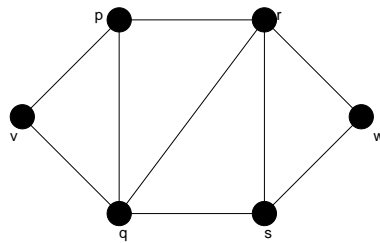


図 199: Menger の定理を確認する例として用いるグラフ G.

13 ネットワークフロー

図 200 のような有向グラフを考える. 点 v は「会社」であり, 点 w は「販売店」とする. 各辺に記された数字は, そのルート (弧) を通過できる荷物の最大量 (例えば「箱の個数」と言い換えても良い) であるとする. このとき, 我々の問題は

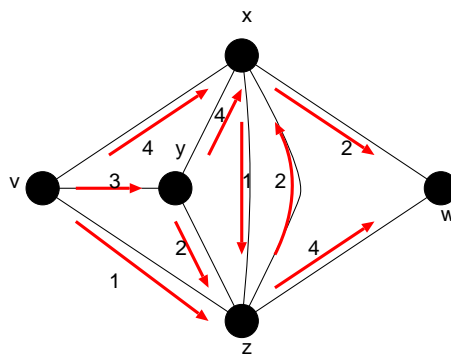


図 200: ここで考える有向グラフ. v は「会社」で w が「販売店」を表すものとする. 各弧に記された数字は「容量」である.

問題

各ルートの許容量を超えないようにして会社から販売店に送ることのできる箱の個数はいくつか？

この問題に答える前にいくつかの定義をしておこう.

ネットワーク N : 重みつき有向グラフ.

容量 $\Psi(a)$: 各弧 a に割り当てられた非負実数.

$\text{outdeg}(x)$: xz の形をした弧の容量の総和.

$\text{indeg}(x)$: zx の形をした弧の容量の総和¹.

従って, ネットワークの全点についての出次数の総和は入次数の総和に等しい.

¹ 以前, $\text{indeg}, \text{outdeg}$ をそれぞれ入次数, 出次数として定義したが, ここでは辺に記された数字による「重み付き」の入次数, 出次数であることに注意されたい.

フロー (flow)

各弧 a に対し非負実数 $\phi(a)$ を割り当てる関数 ϕ のことであり、次の 2 つの条件を満たさなければならない。

- (i) 各弧 a に対して $\phi(a) \leq \Psi(a)$.
- (ii) v と w 以外の各点において、出次数と入次数が等しい。

(例)

握手有向補題により、図 201 において

$$\begin{aligned}
 (\text{入口 } v \text{ から出る弧のフローの総和}) &= (\text{出口 } w \text{ へ入る弧のフローの総和}) \\
 &= \text{フローの値} = 6 \quad (\text{図 201 の場合には最大フローになっている})
 \end{aligned}$$

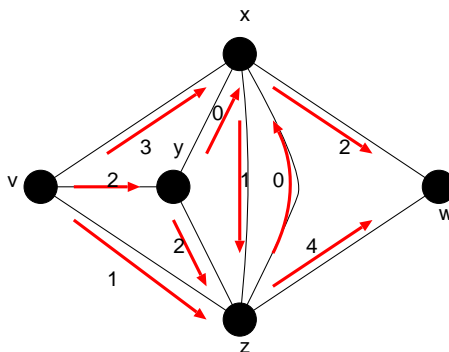


図 201: 図 200 の各弧に記された容量を超えないように、かつ、 v, w を除く各点において入次数と出次数を等しくするように各弧に数字を振るとこうなる。

カット (cut) : 有向グラフ D の vw -非連結化集合。

カットの容量 : カットの弧の容量の総和。

図 200 のグラフにおいて、最小カット (容量ができるだけ小さいカット) は $\{xw, xz, yz, vz\}$, $\{xw, zw\}$ であり、その容量は 6 である。

最大フロー-最小カット定理
 任意のネットワークにおいて、最大フローの値は最小カットの容量に等しい。

証明は略。各自教科書の p. 186-187 を読んでおいてください。

ここで例として扱った図 200, 図 201 に関しては、上記の議論から、(最大フロー) = (最小カット) = 6 となっており、この定理が成り立っていることが確かめられる。

13.1 最大フローの逐次構成法

最後に最大フローを具体的に求めるためのアルゴリズムを一つ挙げておく。

ネットワークにおいて入口 v と出口 w を結ぶ道 p を考え、この道を点列： $v, v_1, v_2, \dots, v_{k-1}, v_k, w$ で特定する (図 202 参照)。また、この道を辺で特定する際には辺の向きをも考慮し、 $e_i = (v_{i-1}, v_i)$ のとき、 e_i は

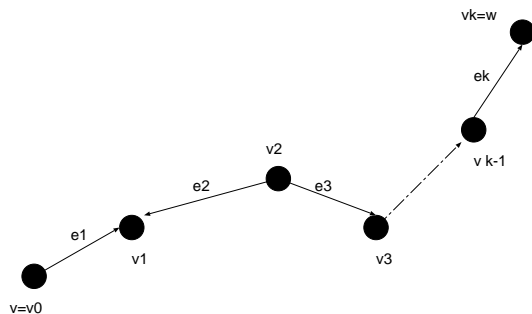


図 202: ネットワークにおける一つの道 p . この道において、 e_1 は「正順」であり、 e_2 は逆順である。

点 v_i, v_{i-1} をこの順に矢印で結ぶ。この場合を道 p において e_i は正順であるという。一方、 $e_i = (v_i, v_{i-1})$ のときには e_i が点 v_{i-1}, v_i をこの順に矢印で結ぶことになるが、この場合を逆順と呼ぶ。図 202 の例で言えば、 e_1 が正順、 e_2 が逆順ということになる。

さて、このとき各辺 e_i に対し、余裕 (residual) と呼ばれる量 (注目する辺に沿って着目する方向へまだ増やすことのできるフロー) を各辺の容量 $\Psi(e_i)$ 、及び、現時点でのフロー $\phi(e_i)$ を用いて次のように定義する。

$$g(e_i) = \begin{cases} \Psi(e_i) - \phi(e_i) & (e_i \text{ が正順}) \\ \phi(e_i) & (e_i \text{ が逆順}) \end{cases} \quad (219)$$

次いでこの $g(e_i)$ を用いて各道 p に対しての余裕 $g(p)$ を

$$g(p) = \min_{1 \leq i \leq k} g(e_i) \quad (220)$$

で定義する。そこで各辺に対して規則：

$$\phi(e_i) \leftarrow \phi(e_i) + g(p) \quad (e_i \text{ が正順}) \quad (221)$$

$$\phi(e_i) \leftarrow \phi(e_i) - g(p) \quad (e_i \text{ が逆順}) \quad (222)$$

適用することにより、現時点でのフロー ϕ を $g(p)$ だけ大きな新しいフローに変更することができる。つまり、 e_i が正順であるのであれば、辺 e_1 の容量と現時点でのフローの道 p に関する最小値 $g(p)$ の分だけ各辺のフローを増加することができるし、逆に、辺 e_i が逆順であれば、現在の向きのフローの最小値 $g(p)$ の分だけ、各辺のフローの値から差し引くことにより、所望の向きへのフローを増加させることができる。

以上をまとめると次のようになる。

最大フロー逐次構成アルゴリズム

1. 全ての辺 e に対して $\phi(e) = 0$ と置く。
2. v から w への道 p で正の余裕 $g(p) > 0$ を持つものを探し、なければ終了。あれば次の 3. へ。
3. 規則 (221)(222) に従って現在のフロー ϕ を変更し、2. へ

13.2 最大マッチングへの適用

ここで学んだ最大フローの逐次構成法を用いて、前出の最大マッチングを求めることができる。ここではそれを簡単に述べておきたい。図 203 のようなネットワークを考える。ここで求めるマッチングは集合 U

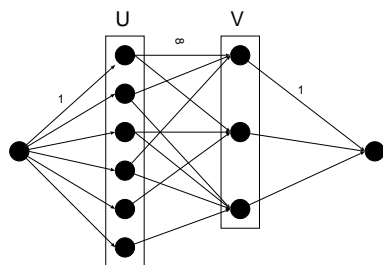


図 203: U と V の間の最大マッチングを求めるためのネットワーク。

と V の間の最大マッチングである。

つまり、入口 v と集合 U に属する点を結ぶ辺の全てに容量 1 を、マッチングをとるべき集合 U と集合 V を結ぶ全ての辺に容量 ∞ を、そして最後に集合 V と出口 w を結ぶ全ての辺に容量 1 を割り振り、このネットワークに対して逐次構成法を適用する。最終的に得られるマッチングが最大であること、及び、このネットワークで逐次構成法を用いることで所望の最大マッチングが得られる理由は各自が考えてみる。

例題 35

図 204 のような有向グラフに関して以下の問いに答えよ。

- (1) 逐次構成法を用いて図 204 の入口 v から出口 w へ至るネットワークの最大フローを求めよ。
- (2) 図 204 のネットワークにおける最小カットを求め、(1) の結果と比較することにより、最大フロー-最小カット定理が成立しているか否かを確かめよ。

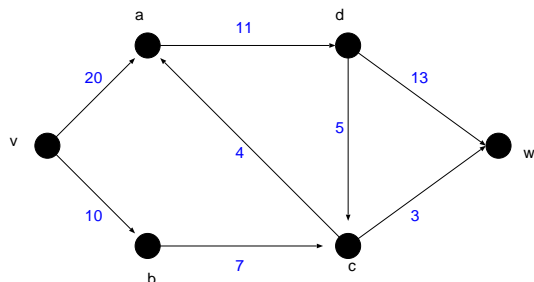


図 204: ここで考えるネットワーク。

(解答例)

- (1) まずは道 p_1 として問題文中の図における $v \rightarrow a \rightarrow d \rightarrow w$ を選ぶ。逐次構成法のアルゴリズムより、最初のステップでは全ての辺のフローをゼロに設定するので

$$\phi(v, a) = \phi(a, d) = \phi(d, w) = 0 \quad (223)$$

とする。このとき、 p_1 上の全ての辺は正順であり

$$\begin{aligned} g(v, a) &= \Psi(v, a) - \phi(v, a) = 20 - 0 = 20 \\ g(a, d) &= \Psi(a, d) - \phi(a, d) = 11 - 0 = 11 \\ g(d, w) &= \Psi(d, w) - \phi(d, w) = 13 - 0 = 13 \end{aligned}$$

なので、道 p_1 の余裕は

$$g(p_1) = \min_{k=(v,a),(a,d),(d,w)} g(k) = 11 \quad (224)$$

となる。従って、次ステップでの各辺のフローは (223)(224) より

$$\begin{aligned} \phi(v, a) &= 0 + g(p_1) = 11 \\ \phi(a, d) &= 0 + g(p_1) = 11 \\ \phi(d, w) &= 0 + g(p_1) = 11 \end{aligned}$$

である。

次の道 p_2 として $v \rightarrow b \rightarrow c \rightarrow w$ を選ぶ。この p_2 上の全ての辺のフローも初めはゼロに設定されているべきであるから

$$\phi(v, b) = \phi(b, c) = \phi(c, w) = 0 \quad (225)$$

である。これらの辺は全て正順であるので

$$\begin{aligned} g(v, b) &= \Psi(v, b) - \phi(v, b) = 10 - 0 = 10 \\ g(b, c) &= \Psi(b, c) - \phi(b, c) = 7 - 0 = 7 \\ g(c, w) &= \Psi(c, w) - \phi(c, w) = 3 - 0 = 3 \end{aligned}$$

となり、従って道 p_2 の余裕は

$$g(p_2) = \min_{k=(v,b),(b,c),(c,w)} g(k) = 3 \quad (226)$$

である。従って、次ステップでの各辺のフローは (225)(226) から

$$\begin{aligned} \phi(v, b) &= 0 + g(p_2) = 3 \\ \phi(b, c) &= 0 + g(p_2) = 3 \\ \phi(c, w) &= 0 + g(p_2) = 3 \end{aligned}$$

である。

この時点で各辺のフローを見てみると、辺 (a, d) 、及び、 (c, w) のフローの値が容量いっぱいになっている。従って、この 2 つの辺を含むような道に関しては正の余裕を持たせることはできず、従って、その

容量も増やすことはできない。このことを考慮に入れ、かつ、入口 v から出口 w に至る道を選ぶとなるとそれは $v \rightarrow a \rightarrow c \rightarrow w$, 及び, $v \rightarrow b \rightarrow c \rightarrow d \rightarrow w$ しかない。前者を p_3 , 後者を p_4 としよう。

まず p_3 に対して、この時点での各辺のフローは

$$\phi(v, a) = 11$$

$$\phi(a, c) = 0$$

$$\phi(c, d) = 0$$

$$\phi(d, w) = 11$$

である。 (a, c) , (c, d) は逆順であることに注意して

$$g(v, a) = \Psi(v, a) - \phi(v, a) = 20 - 11 = 9$$

$$g(a, c) = \phi(a, c) = 0$$

$$g(c, d) = \phi(c, d) = 0$$

$$g(d, w) = \Psi(d, w) - \phi(d, w) = 13 - 11 = 2$$

となるので、この道 p_3 の余裕は

$$g(p_3) = \min_{k=(v,a),(a,c),(c,d),(d,w)} g(k) = 0$$

従って、各辺のフローはこの操作の前後で変わらず

$$\phi(v, a) = 11$$

$$\phi(a, c) = 0$$

$$\phi(c, d) = 0$$

$$\phi(d, w) = 11$$

である。

最後に道 p_4 について。この時点での各辺のフロー値は

$$\phi(v, b) = 3$$

$$\phi(b, c) = 3$$

$$\phi(c, d) = 0$$

$$\phi(d, w) = 11$$

であり、 (c, d) が逆順であることを考慮すると

$$g(v, b) = \Psi(v, b) - \phi(v, b) = 10 - 3 = 7$$

$$g(b, c) = \Psi(b, c) - \phi(b, c) = 7 - 3 = 4$$

$$g(c, d) = \phi(c, d) = 0$$

$$g(d, w) = \Psi(d, w) - \phi(d, w) = 13 - 11 = 2$$

となる。よって道 p_4 の余裕は

$$g(p_4) = \min_{k=(v,b),(b,c),(c,d),(d,w)} g(k) = 0$$

なので、この操作で各辺のフローは変化せず

$$\phi(v, b) = 3$$

$$\phi(b, c) = 3$$

$$\phi(c, d) = 0$$

$$\phi(d, w) = 11$$

のままである。以上をまとめると、最終的に得られる最大フローの値は $11 + 3 = 14$ であり、そのときの各辺のフローは図 205 のようになる。

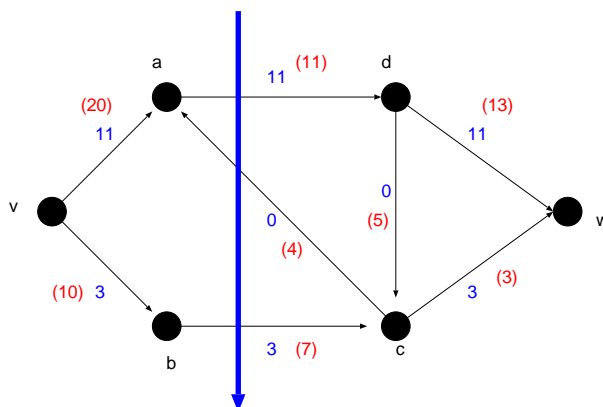


図 205: 逐次構成法を適用した結果、各辺に割り当てられたフローの値。括弧内は各辺の容量を表す。太い矢印で記されたカットの容量は最小であり、 $11 - 4 + 7 = 14$ であり、これはもちろん最大フロー $11 + 3 = 14$ と一致する。

- (2) 図 205 の太い矢印のようなカットを考えると、このカットで v と w は分離し、カット容量は $11 - 4 + 7 = 14$ となり、これは (1) で求めた最大フローの値と一致する。従って、確かに最大フロー最小カット定理を満たしている。

演習問題 13

図 206 のネットワークを考える.

- (1) このネットワークのカットを全て列挙し, 最小カットを見つけよ.
- (2) 最大フローを見つけて, 最大フロー-最小カット定理を確認せよ.

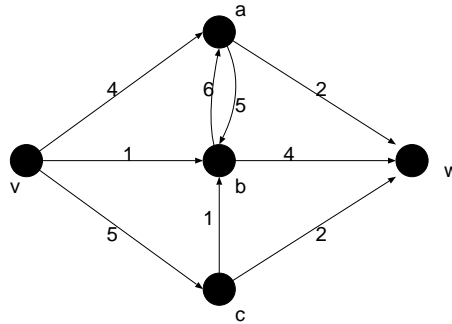


図 206: 今回の演習問題で考えるネットワーク.

注：今回のレポートの締め切りは 9 月 16 日 (金) 15:15-16:45 に行う期末試験の開始前です.