数理解析 第 13 回
彩色

岡本 吉央
okamotoy@uec.ac.jp

電気通信大学

2014 年 1 月 14 日

最終更新：2014 年 1 月 13 日　16:57

概要

今日の目標

グラフの彩色に関する基礎概念を理解する

- 彩色と染色数
- 染色数とクリーク数の関係 (弱双対性)
- 貪欲彩色による上界
- 区間グラフの彩色

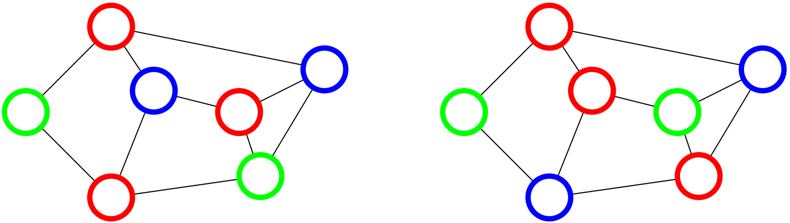
目次

無向グラフの彩色

無向グラフ $G = (V, E)$

彩色とは？（直観的な定義）

G の**彩色**（さいしょく）とは，
G の頂点への色の割当で，各辺の両端点の色が異なるもの



彩色である　　　　　彩色ではない

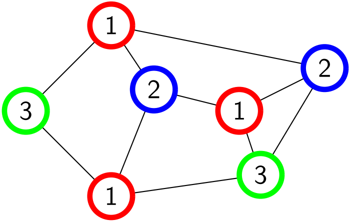
彩色において，同じ色を持つ頂点の集合を**彩色クラス**とも呼ぶ

無向グラフの彩色：形式的な定義

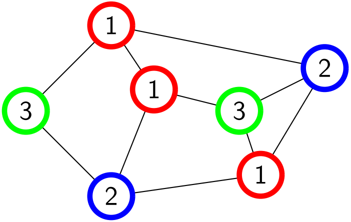
無向グラフ $G = (V, E)$**，自然数** k

彩色とは？ (形式的な定義)

G **の** k **彩色とは，写像** $c \colon V \to \{1, \ldots, k\}$ **で，**
任意の辺 $\{u, v\} \in E$ **に対して** $c(u) \neq c(v)$ **を満たすもの**



3 **彩色である**



3 **彩色ではない**

c **の終域** $\{1, \ldots, k\}$ **をパレットと呼ぶことがある**

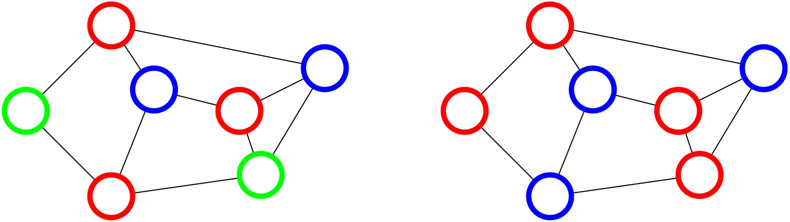
彩色可能性

無向グラフ $G = (V, E)$，自然数 k

彩色可能性とは？

G が k **彩色可能**であるとは，G の k 彩色が存在すること

このグラフは 3 彩色可能である



3 彩色である　　2 彩色は存在しない

注：G が k 彩色可能 $\Rightarrow$ G は $k+1$ 彩色可能

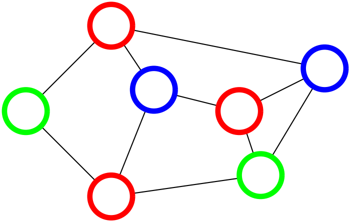
染色数

無向グラフ $G = (V, E)$

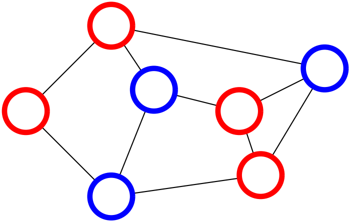
染色数とは？

G の**染色数**とは，G の k 彩色が存在するような最小の k

G の染色数を $\chi(G)$ で表す



3 彩色である



2 彩色は存在しない

$\therefore$ このグラフの染色数は 3

2 彩色可能性と二部グラフ

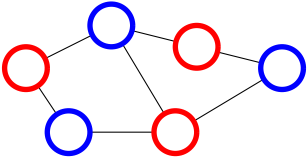
無向グラフ $G = (V, E)$

2 彩色可能性に対する必要十分条件

G **は 2 彩色可能** $\Leftrightarrow$ G **は二部グラフ**

「$\Rightarrow$」の証明：G **は 2 彩色可能であるとする**

- G **の 2 彩色を 1 つ考え，その彩色クラスを** A, B **とする**
- A **の 2 頂点は辺で結ばれず，**B **の 2 頂点も辺で結ばれない**
- $\therefore$ G **は** A, B **を部集合とする二部グラフである**



2 彩色可能性と二部グラフ (続)

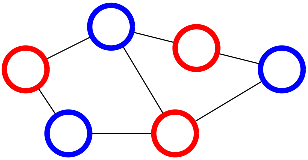
無向グラフ $G = (V, E)$

2 彩色可能性に対する必要十分条件

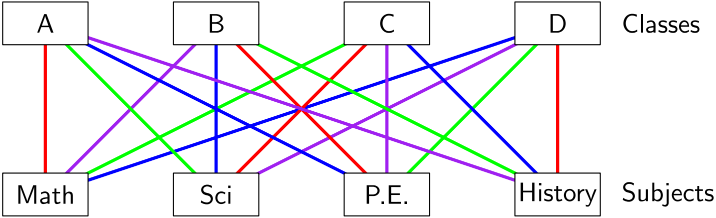
G は 2 彩色可能 $\Leftrightarrow$ G は二部グラフ

「$\Leftarrow$」の証明：G は二部グラフであるとする

- G の部集合を A, B とする
- A の 2 頂点は辺で結ばれず，B の 2 頂点も辺で結ばれない
- $\therefore$ G は A, B を彩色クラスとする 2 彩色を持つ □

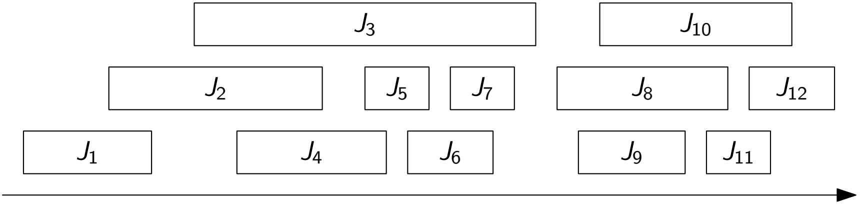


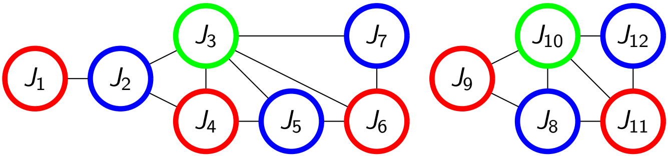
彩色が現れる場面 (1)：時間割作成



		A	B	C	D
■ (red)	1	Math	P.E.	Sci	History
■ (green)	2	Sci	History	Math	P.E.
■ (blue)	3	P.E.	Sci	History	Math
■ (purple)	4	History	Math	P.E.	Sci

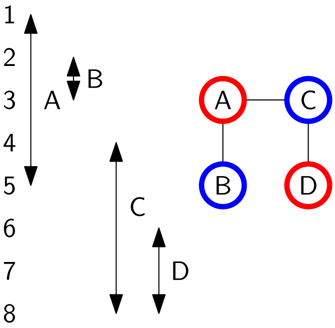
彩色が現れる場面 (2)：ジョブスケジューリング





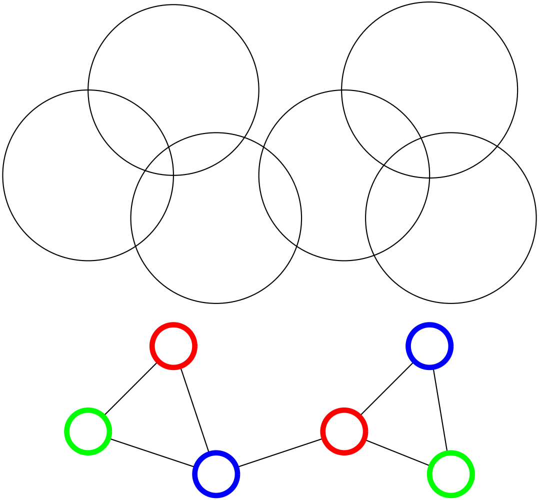
彩色が現れる場面 (3)：レジスタ割当

```
1: A = 2
2: B = 3
3: B = B + 2
4: C = A + 1
5: A = C + 3
6: D = 4
7: D = C + 2
8: C = 3
```




```
1: R1 = 2
2: R2 = 3
3: R2 = R2 + 2
4: R2 = R1 + 1
5: R1 = R2 + 3
6: R1 = 4
7: R1 = R2 + 2
8: R2 = 3
```

彩色が現れる場面 (4)：移動体通信における周波数割当

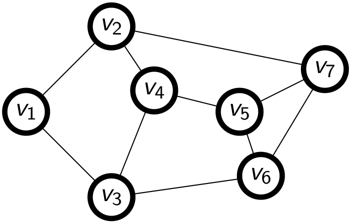


目次

貪欲彩色

- 頂点集合上の全順序 σ を 1 つ固定する．使う色は $\{1, 2, \ldots\}$
- その頂点の隣接点の色と違い，既に使った色の中で最も小さな色で塗る
- 既に使った色で塗れない場合は，新しい色で塗る

実行例

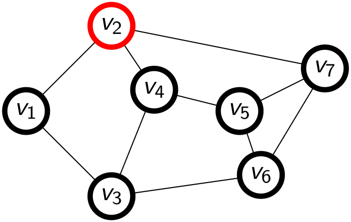


全順序 σ : v_2 v_6 v_5 v_4 v_3 v_1 v_7

貪欲彩色

- 頂点集合上の全順序 σ を 1 つ固定する．使う色は $\{1, 2, \ldots\}$
- その頂点の隣接点の色と違い，既に使った色の中で最も小さな色で塗る
- 既に使った色で塗れない場合は，新しい色で塗る

実行例

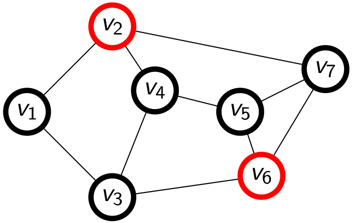


全順序 σ： v_2 v_6 v_5 v_4 v_3 v_1 v_7

貪欲彩色

- 頂点集合上の全順序 σ を 1 つ固定する．使う色は $\{1, 2, \dots\}$
- その頂点の隣接点の色と違い，既に使った色の中で最も小さな色で塗る
- 既に使った色で塗れない場合は，新しい色で塗る

実行例

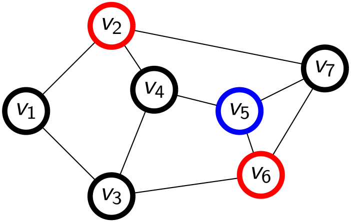


全順序 σ: $v_2 \ v_6 \ v_5 \ v_4 \ v_3 \ v_1 \ v_7$

貪欲彩色

- 頂点集合上の全順序 σ を 1 つ固定する．使う色は $\{1, 2, \ldots\}$
- その頂点の隣接点の色と違い，既に使った色の中で最も小さな色で塗る
- 既に使った色で塗れない場合は，新しい色で塗る

実行例

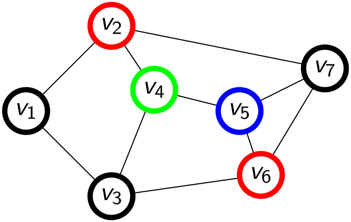


全順序 σ : v_2 v_6 v_5 v_4 v_3 v_1 v_7

貪欲彩色

- 頂点集合上の全順序 σ を 1 つ固定する．使う色は $\{1, 2, \ldots\}$
- その頂点の隣接点の色と違い，既に使った色の中で最も小さな色で塗る
- 既に使った色で塗れない場合は，新しい色で塗る

実行例

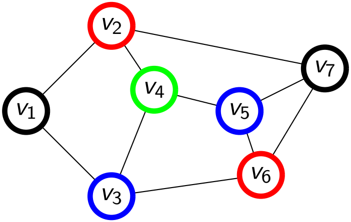


全順序 σ : v_2 v_6 v_5 v_4 v_3 v_1 v_7

貪欲彩色

- 頂点集合上の全順序 σ を 1 つ固定する．使う色は $\{1, 2, \dots\}$
- その頂点の隣接点の色と違い，既に使った色の中で最も小さな色で塗る
- 既に使った色で塗れない場合は，新しい色で塗る

実行例

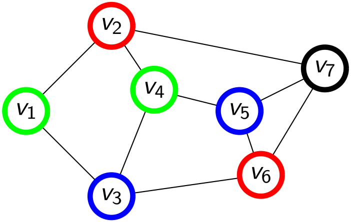


全順序 σ: v_2 v_6 v_5 v_4 v_3 v_1 v_7

貪欲彩色

- 頂点集合上の全順序 σ を 1 つ固定する．使う色は $\{1, 2, \ldots\}$
- その頂点の隣接点の色と違い，既に使った色の中で最も小さな色で塗る
- 既に使った色で塗れない場合は，新しい色で塗る

実行例

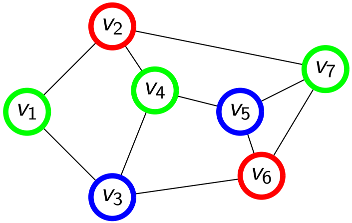


全順序 σ： v_2 v_6 v_5 v_4 v_3 v_1 v_7

貪欲彩色

- 頂点集合上の全順序 σ を 1 つ固定する．使う色は $\{1, 2, \ldots\}$
- その頂点の隣接点の色と違い，既に使った色の中で最も小さな色で塗る
- 既に使った色で塗れない場合は，新しい色で塗る

実行例

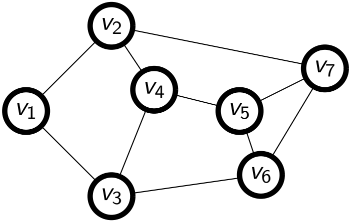


全順序 σ： v_2 v_6 v_5 v_4 v_3 v_1 v_7

貪欲彩色

- 頂点集合上の全順序 σ を 1 つ固定する．使う色は $\{1, 2, \ldots\}$
- その頂点の隣接点の色と違い，既に使った色の中で最も小さな色で塗る
- 既に使った色で塗れない場合は，新しい色で塗る

実行例 (別の順序)

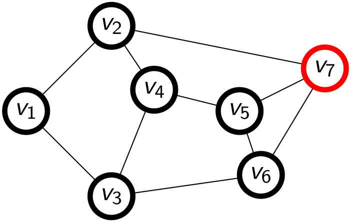


全順序 σ : v_7 v_5 v_6 v_3 v_1 v_2 v_4

貪欲彩色

- 頂点集合上の全順序 σ を 1 つ固定する．使う色は $\{1, 2, \ldots\}$
- その頂点の隣接点の色と違い，既に使った色の中で最も小さな色で塗る
- 既に使った色で塗れない場合は，新しい色で塗る

実行例 (別の順序)

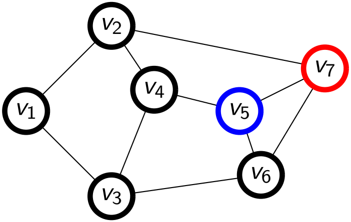


全順序 σ : $v_7 \ v_5 \ v_6 \ v_3 \ v_1 \ v_2 \ v_4$

貪欲彩色

- 頂点集合上の全順序 σ を 1 つ固定する．使う色は $\{1, 2, \ldots\}$
- その頂点の隣接点の色と違い，既に使った色の中で最も小さな色で塗る
- 既に使った色で塗れない場合は，新しい色で塗る

実行例 (別の順序)

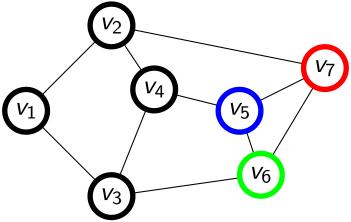


全順序 σ： v_7 v_5 v_6 v_3 v_1 v_2 v_4

貪欲彩色

- 頂点集合上の全順序 σ を 1 つ固定する．使う色は $\{1, 2, \ldots\}$
- その頂点の隣接点の色と違い，既に使った色の中で最も小さな色で塗る
- 既に使った色で塗れない場合は，新しい色で塗る

実行例 (別の順序)

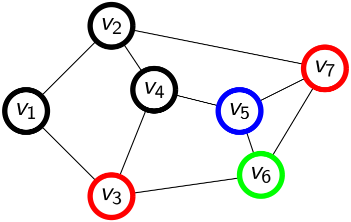


全順序 σ : v_7 v_5 v_6 v_3 v_1 v_2 v_4

貪欲彩色

- 頂点集合上の全順序 σ を 1 つ固定する．使う色は $\{1, 2, \ldots\}$
- その頂点の隣接点の色と違い，既に使った色の中で最も小さな色で塗る
- 既に使った色で塗れない場合は，新しい色で塗る

実行例 (別の順序)

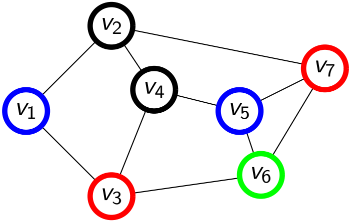


全順序 σ: v_7 v_5 v_6 v_3 v_1 v_2 v_4

貪欲彩色

- 頂点集合上の全順序 σ を 1 つ固定する．使う色は $\{1, 2, \ldots\}$
- その頂点の隣接点の色と違い，既に使った色の中で最も小さな色で塗る
- 既に使った色で塗れない場合は，新しい色で塗る

実行例 (別の順序)

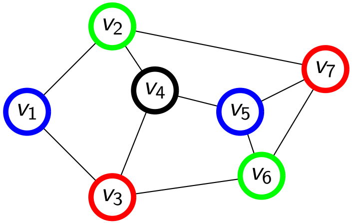


全順序 σ: v_7 v_5 v_6 v_3 v_1 v_2 v_4

貪欲彩色

- 頂点集合上の全順序 σ を 1 つ固定する．使う色は $\{1, 2, \ldots\}$
- その頂点の隣接点の色と違い，既に使った色の中で最も小さな色で塗る
- 既に使った色で塗れない場合は，新しい色で塗る

実行例 (別の順序)

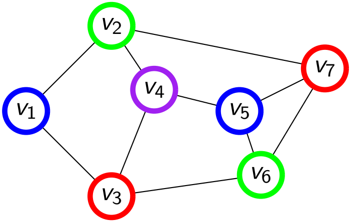


全順序 σ： v_7 v_5 v_6 v_3 v_1 v_2 v_4

貪欲彩色

- 頂点集合上の全順序 σ を 1 つ固定する．使う色は $\{1, 2, \ldots\}$
- その頂点の隣接点の色と違い，既に使った色の中で最も小さな色で塗る
- 既に使った色で塗れない場合は，新しい色で塗る

実行例 (別の順序)



全順序 σ : $v_7 \ v_5 \ v_6 \ v_3 \ v_1 \ v_2 \ v_4$

貪欲彩色の性能評価

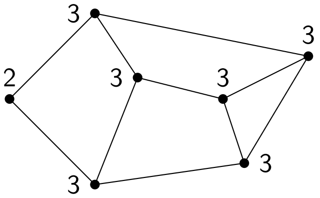
貪欲彩色が費やす色数の上界

任意の無向グラフ $G = (V, E)$ と V 上の任意の全順序 σ に対して，

$$\chi(G) \leq \begin{array}{l}\sigma \text{ に従う } G \text{ の貪欲} \\ \text{彩色が費やす色数}\end{array} \leq \Delta(G) + 1$$

復習：最大次数とは？

無向グラフ G の**最大次数** $\Delta(G)$ とは，その頂点の次数の最大値

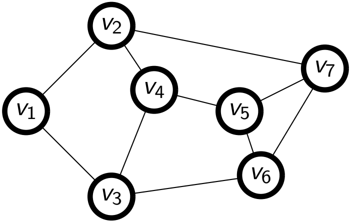


$\Delta(G) = 3$

貪欲彩色の性能評価：証明

パレットは $\{1, 2, \ldots, \Delta(G) + 1\}$

- 任意の頂点 v に色を塗る瞬間を考える
- v の隣接頂点とは違う色を v に塗る
- v の隣接頂点に使われる色の数 $\leq \deg(v)$ (次数)
- $\therefore$ v を塗るために必要な色は $1, 2, \ldots, \deg(v) + 1$ の中にある
- $\therefore$ どの頂点も $1, 2, \ldots, \Delta(G) + 1$ の中の色で塗れる
  $(\because \deg(v) \leq \Delta(G))$
- よって，貪欲彩色は多くても $\Delta(G) + 1$ 色しか費やさない $\square$



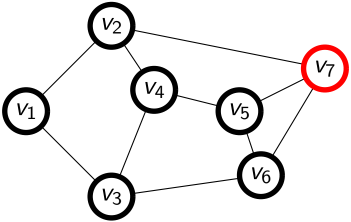
全順序 σ : v_7 v_5 v_6 v_3 v_1 v_2 v_4

貪欲彩色の性能評価：証明

パレットは $\{1, 2, \ldots, \Delta(G) + 1\}$

- 任意の頂点 v に色を塗る瞬間を考える
- v の隣接頂点とは違う色を v に塗る
- v の隣接頂点に使われる色の数 $\leq \deg(v)$ (次数)
- $\therefore$ v を塗るために必要な色は $1, 2, \ldots, \deg(v) + 1$ の中にある
- $\therefore$ どの頂点も $1, 2, \ldots, \Delta(G) + 1$ の中の色で塗れる

  $(\because \deg(v) \leq \Delta(G))$
- よって，貪欲彩色は多くても $\Delta(G) + 1$ 色しか費やさない $\square$

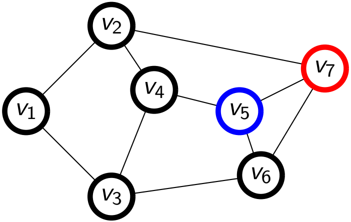


全順序 σ: v_7 v_5 v_6 v_3 v_1 v_2 v_4

貪欲彩色の性能評価：証明

パレットは $\{1, 2, \ldots, \Delta(G) + 1\}$

- 任意の頂点 v に色を塗る瞬間を考える
- v の隣接頂点とは違う色を v に塗る
- v の隣接頂点に使われる色の数 $\leq \deg(v)$ (次数)
- $\therefore$ v を塗るために必要な色は $1, 2, \ldots, \deg(v) + 1$ の中にある
- $\therefore$ どの頂点も $1, 2, \ldots, \Delta(G) + 1$ の中の色で塗れる $(\because \deg(v) \leq \Delta(G))$
- よって，貪欲彩色は多くても $\Delta(G) + 1$ 色しか費やさない $\square$

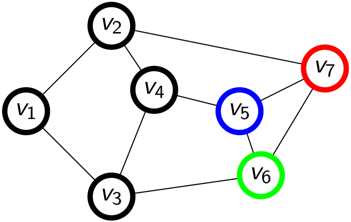


全順序 σ : v_7 v_5 v_6 v_3 v_1 v_2 v_4

貪欲彩色の性能評価：証明

パレットは $\{1, 2, \ldots, \Delta(G) + 1\}$

- **任意の頂点** v **に色を塗る瞬間を考える**
- v **の隣接頂点とは違う色を** v **に塗る**
- v **の隣接頂点に使われる色の数** $\leq \mathrm{deg}(v)$ **(次数)**
- $\therefore$ v **を塗るために必要な色は** $1, 2, \ldots, \mathrm{deg}(v) + 1$ **の中にある**
- $\therefore$ **どの頂点も** $1, 2, \ldots, \Delta(G) + 1$ **の中の色で塗れる**
  $(\because \mathrm{deg}(v) \leq \Delta(G))$
- **よって，貪欲彩色は多くても** $\Delta(G) + 1$ **色しか費やさない** $\square$

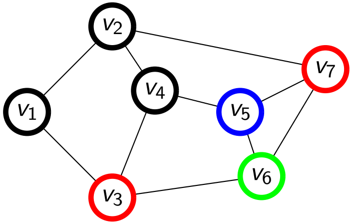


全順序 σ: v_7 v_5 v_6 v_3 v_1 v_2 v_4

貪欲彩色の性能評価：証明

パレットは $\{1, 2, \ldots, \Delta(G) + 1\}$

- 任意の頂点 v に色を塗る瞬間を考える
- v の隣接頂点とは違う色を v に塗る
- v の隣接頂点に使われる色の数 $\leq \deg(v)$ (次数)
- $\therefore$ v を塗るために必要な色は $1, 2, \ldots, \deg(v) + 1$ の中にある
- $\therefore$ どの頂点も $1, 2, \ldots, \Delta(G) + 1$ の中の色で塗れる $(\because \deg(v) \leq \Delta(G))$
- よって，貪欲彩色は多くても $\Delta(G) + 1$ 色しか費やさない $\square$

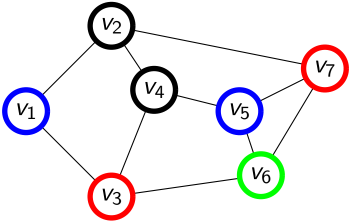


全順序 σ: v_7 v_5 v_6 v_3 v_1 v_2 v_4

貪欲彩色の性能評価：証明

パレットは $\{1, 2, \ldots, \Delta(G) + 1\}$

- 任意の頂点 v に色を塗る瞬間を考える
- v の隣接頂点とは違う色を v に塗る
- v の隣接頂点に使われる色の数 $\leq \deg(v)$ (次数)
- $\therefore$ v を塗るために必要な色は $1, 2, \ldots, \deg(v) + 1$ の中にある
- $\therefore$ どの頂点も $1, 2, \ldots, \Delta(G) + 1$ の中の色で塗れる $(\because \deg(v) \leq \Delta(G))$
- よって，貪欲彩色は多くても $\Delta(G) + 1$ 色しか費やさない $\square$

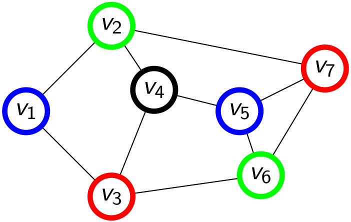


全順序 σ : v_7 v_5 v_6 v_3 v_1 v_2 v_4

貪欲彩色の性能評価：証明

パレットは $\{1, 2, \ldots, \Delta(G) + 1\}$

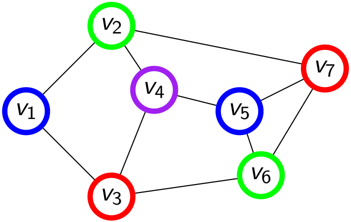
- **任意の頂点** v **に色を塗る瞬間を考える**
- v **の隣接頂点とは違う色を** v **に塗る**
- v **の隣接頂点に使われる色の数** $\leq \mathrm{deg}(v)$ **(次数)**
- $\therefore$ v **を塗るために必要な色は** $1, 2, \ldots, \mathrm{deg}(v) + 1$ **の中にある**
- $\therefore$ **どの頂点も** $1, 2, \ldots, \Delta(G) + 1$ **の中の色で塗れる**
  $(\because \mathrm{deg}(v) \leq \Delta(G))$
- **よって，貪欲彩色は多くても** $\Delta(G) + 1$ **色しか費やさない** $\square$



全順序 σ: $v_7 \;\; v_5 \;\; v_6 \;\; v_3 \;\; v_1 \;\; v_2 \;\; v_4$

貪欲彩色の性能評価：証明

パレットは $\{1, 2, \ldots, \Delta(G) + 1\}$
- 任意の頂点 v に色を塗る瞬間を考える
- v の隣接頂点とは違う色を v に塗る
- v の隣接頂点に使われる色の数 $\leq \deg(v)$ (次数)
- $\therefore$ v を塗るために必要な色は $1, 2, \ldots, \deg(v) + 1$ の中にある
- $\therefore$ どの頂点も $1, 2, \ldots, \Delta(G) + 1$ の中の色で塗れる
  $(\because \deg(v) \leq \Delta(G))$
- よって，貪欲彩色は多くても $\Delta(G) + 1$ 色しか費やさない $\square$



全順序 σ: v_7 v_5 v_6 v_3 v_1 v_2 v_4

貪欲彩色の柔軟性

観察

貪欲彩色の出力は全順序 σ に依存する

つまり，σ を変えると，異なる彩色が得られる (かもしれない)

事実 (演習問題)

うまく全順序を選べば，貪欲彩色の費やす色数が染色数になる

つまり，染色数を計算するためには，うまい全順序を見つければよい

今からやること

- そのようなうまい全順序をどう見つけるか？
- その全順序が与える彩色が「最適」であることを確認するための証拠は何か？

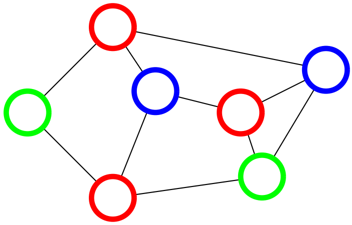
実は，いつもうまくいくとは限らないが，うまくいく場合を紹介する

目次

彩色の最適性

染色数とは？ (再掲)

無向グラフ G の**染色数**とは，G の k 彩色が存在するような最小の k

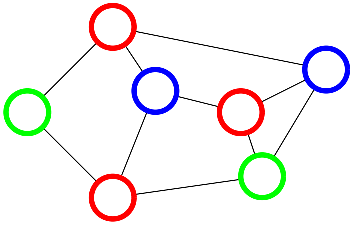


$$\chi(G) = 3$$

彩色の最適性

染色数とは？（再掲）

無向グラフ G の**染色数**とは，G の k 彩色が存在するような最小の k



$\chi(G) = 3$???

疑問

- 3 色未満で塗れないのか？
- 塗れないことをどう示すのか？

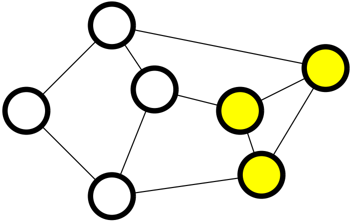
← $\chi(G) \leq 3$ しか示してない

クリーク

グラフのクリークとは？

無向グラフ G の**クリーク**とは，頂点部分集合 C で，
その中のどの 2 頂点も辺で結ばれているもの

クリークの頂点数の最大値を $\omega(G)$ で表す (G の**クリーク数**と呼ぶ)

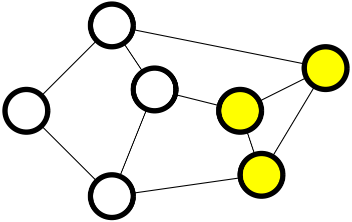


クリーク

グラフのクリークとは？

無向グラフ G の**クリーク**とは，頂点部分集合 C で，
その中のどの 2 頂点も辺で結ばれているもの

クリークの頂点数の最大値を $\omega(G)$ で表す (G の**クリーク数**と呼ぶ)



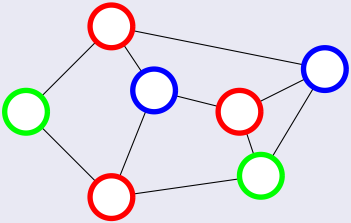
観察 (弱双対性)

- C が G のクリークである
  $\Rightarrow \chi(G) \geq |C|$

なぜか？ $\rightsquigarrow$
C を塗るには $|C|$ 色必要

彩色が最適であることの確認法

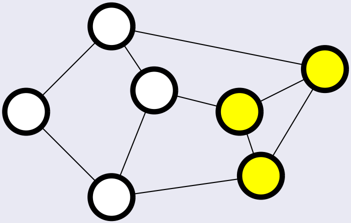
$\chi(G)$ の上界



3 色で塗れた

$\therefore \chi(G) \leq 3$

$\chi(G)$ の下界



頂点数 3 のクリークを見つけた

$\therefore \chi(G) \geq 3$

上界と下界が一致した

$\therefore \chi(G) = 3$

彩色が最適であることの確認法：まとめ

- k 色で塗る　　(つまり，$\chi(G) \leq k$)
- 頂点数 k のクリークを見つける　　(つまり，$\chi(G) \geq k$)
- したがって，$\chi(G) = k$

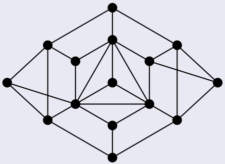
つまり，

彩色問題では，色を塗ることだけではなくて，
クリークを見つけることも重要になる

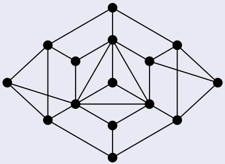
頂点数の大きなクリークが見つけられるとうれしい

彩色の最適性の証明：例

$\chi(G)$ の上界

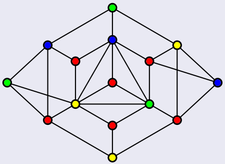


$\chi(G)$ の下界



彩色の最適性の証明：例

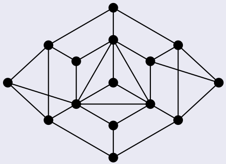
$\chi(G)$ の上界



4 色で塗れた

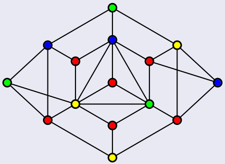
$\therefore\ \chi(G) \le 4$

$\chi(G)$ の下界



彩色の最適性の証明：例

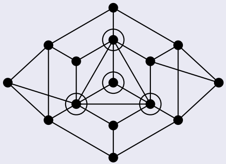
$\chi(G)$ の上界



4 色で塗れた

$\therefore \chi(G) \leq 4$

$\chi(G)$ の下界

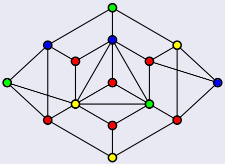


頂点数 4 のクリークを見つけた

$\therefore \chi(G) \geq 4$

彩色の最適性の証明：例

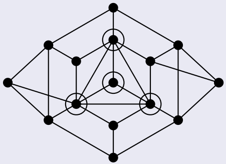
$\chi(G)$ の上界



4 色で塗れた

$\therefore \chi(G) \leq 4$

$\chi(G)$ の下界



頂点数 4 のクリークを見つけた

$\therefore \chi(G) \geq 4$

上界と下界が一致した

$\therefore \chi(G) = 4$

染色数がうまく計算できそうな場合

任意の無向グラフ G に対して

- 任意のクリーク C に対して，$\chi(G) \geq |C|$
- 特に，C を頂点数最大のクリークとすると，$\chi(G) \geq \omega(G)$

もし

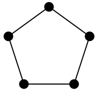
- k 色で塗れれば，$\chi(G) \leq k$
- 頂点数 k のクリークが見つかれば，$\omega(G) \geq k$
- $\therefore \chi(G) \leq k \leq \omega(G) \leq \chi(G)$ となり，$\chi(G) = k = \omega(G)$

つまり

- $\chi(G) = \omega(G)$ が成り立つかどうかは重要そう

$\chi(G) > \omega(G)$ となる場合 (1)

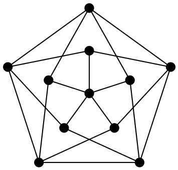
頂点数 5 の閉路 C_5



- $\chi(C_5) = 3$
- $\omega(C_5) = 2$

$\chi(G) > \omega(G)$ となる場合 (2)

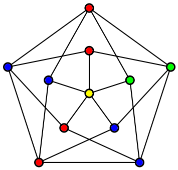
Grötzsch **グラフ**



- $\chi(\text{Grötzsch}) = 4$
- $\omega(\text{Grötzsch}) = 2$

$\chi(G) > \omega(G)$ となる場合 (2)

Grötzsch **グラフ**



- $\chi(\text{Grötzsch}) = 4$
- $\omega(\text{Grötzsch}) = 2$

ここまでのまとめ と ここからの話

ここまでのまとめ

- $\chi(G) = \omega(G)$ となるようなグラフは重要そう
- しかし，どんな G に対してもこの等式が成り立つわけではない
- $\therefore$ どの G に対してこの等式が成り立つのか調べたい

どうして調べたいのか？

- この等式が成り立つとアルゴリズムを作りやすくなる

ここからの話

- その等式が成り立つ場合として「区間グラフ」

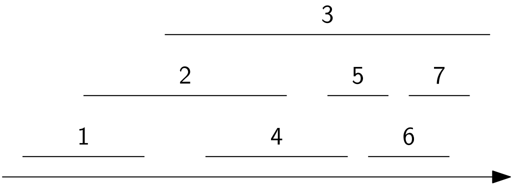
目次

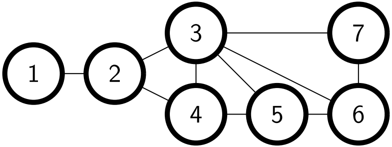
ジョブスケジューリングと区間グラフ

定義：区間グラフ

区間グラフとは次のようにして構成できる無向グラフ G

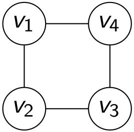
- G の各頂点は数直線上の閉区間に対応
- G の各辺は 2 つの交わる区間に対応

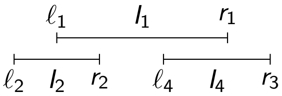




すべてのグラフが区間グラフであるわけではない

次のグラフは区間グラフではない (対応する区間の集合がない)



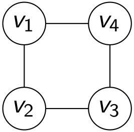


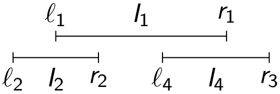
注

区間 $I_1 = [\ell_1, r_1]$ **と** $I_2 = [\ell_2, r_2]$ **が交わる (ただし，** $\ell_1 < \ell_2$**)** $\Leftrightarrow \ell_2 \leq r_1$

すべてのグラフが区間グラフであるわけではない：証明

次のグラフは区間グラフではない (対応する区間の集合がない)





証明：**これが区間グラフであると仮定し，v_i に対応する区間を I_i とする**

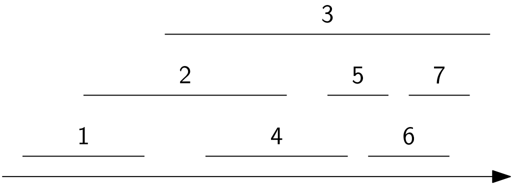
- **一般性を失わずに (対称性を考慮すると)，区間 I_1, I_2, I_3 は上の図のように置かれていると仮定してよい**
- **区間 I_3 は I_2, I_4 と交わらなくてはならないので，$\ell_3 \leq r_2$ と $\ell_4 \leq r_3$ を満たす．**
- **すなわち，ある点 $x \in I_3$ が存在して**

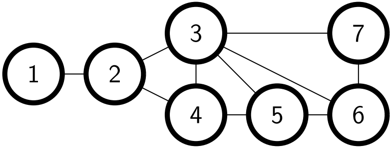
$$\ell_1 \leq r_2 < x < \ell_4 \leq r_1$$

- **よって，$x \in I_1$ となり，I_1 と I_3 は交わる**
- **一方，v_1 と v_3 は隣接しないので，これは矛盾** □

区間グラフと貪欲彩色：頂点順序

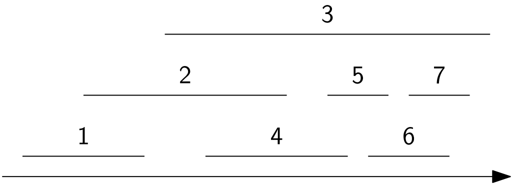
- 頂点に対応する区間の左端を見て，
  それを左から順にならべた順序を考える

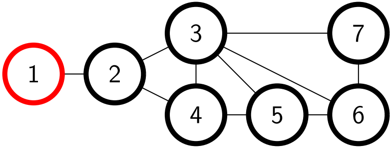




区間グラフと貪欲彩色：頂点順序

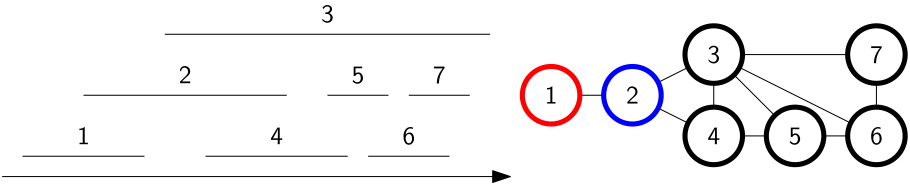
- 頂点に対応する区間の左端を見て，
  それを左から順にならべた順序を考える





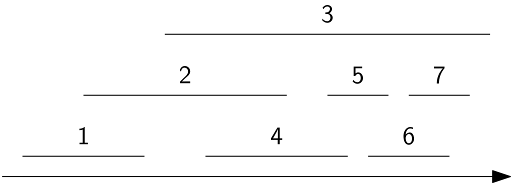
区間グラフと貪欲彩色：頂点順序

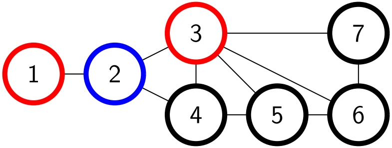
- 頂点に対応する区間の左端を見て，
  それを左から順にならべた順序を考える



区間グラフと貪欲彩色：頂点順序

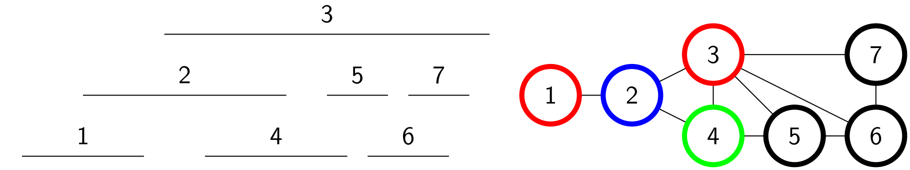
- 頂点に対応する区間の左端を見て，
  それを左から順にならべた順序を考える





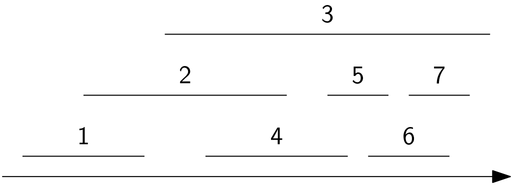
区間グラフと貪欲彩色：頂点順序

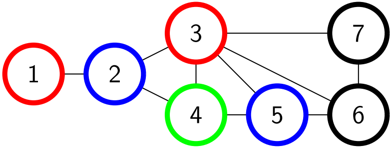
- 頂点に対応する区間の左端を見て，
  それを左から順にならべた順序を考える



区間グラフと貪欲彩色：頂点順序

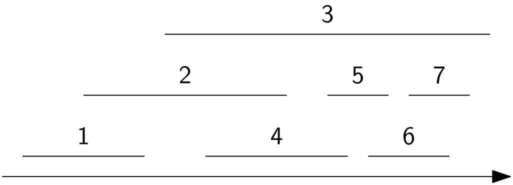
- 頂点に対応する区間の左端を見て，
  それを左から順にならべた順序を考える

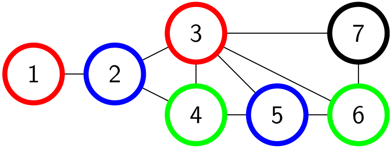




区間グラフと貪欲彩色：頂点順序

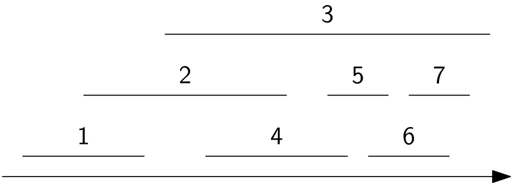
- 頂点に対応する区間の左端を見て，
  それを左から順にならべた順序を考える

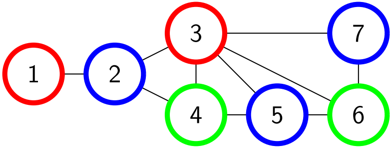




区間グラフと貪欲彩色：頂点順序

- 頂点に対応する区間の左端を見て，
それを左から順にならべた順序を考える





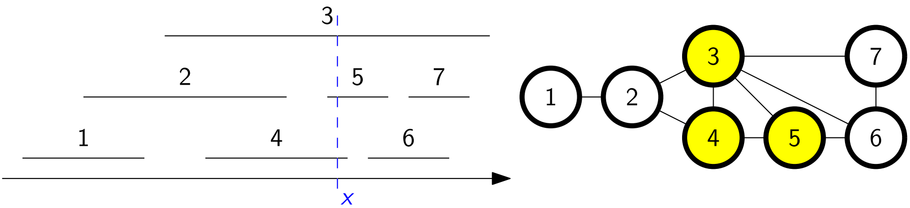
区間グラフと貪欲彩色：性能解析 (1)

区間グラフと貪欲彩色

任意の区間グラフ G に対して，前ページの規則で定めた全順序を用いて貪欲彩色を実行すると，色数最小の彩色が得られる

証明：使用した色が $1, 2, \ldots, k$ であるとする (よって，$\chi(G) \leq k$)

- **観察**：数直線上の 1 点 x を含む区間はクリーク



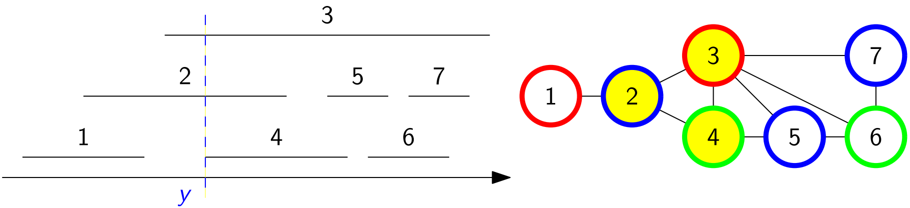
区間グラフと貪欲彩色：性能解析 (2)

区間グラフと貪欲彩色

任意の区間グラフ G に対して，前ページの規則で定めた全順序を用いて貪欲彩色を実行すると，色数最小の彩色が得られる

証明：使用した色が $1, 2, \ldots, k$ であるとする (よって，$\chi(G) \leq k$)

- I を色 k で塗られた最初の頂点に対応する区間として，その左端を y とする
- y を含む区間の数 $\leq \omega(G) \leq \chi(G) \leq k$



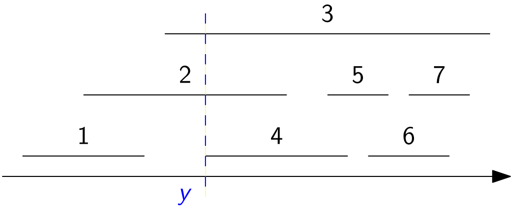
区間グラフと貪欲アルゴリズム：性能解析 (3)

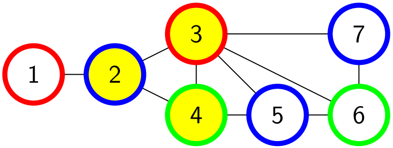
主張

y を含む区間の数 $= k$

主張の証明

- I と交わり，I の左端よりも左端が左にある区間に対応する頂点は $1, 2, \ldots, k-1$ で塗られている
  ($\because$ I に対応する頂点が貪欲彩色によって色 k で塗られた)
- それらは全部 y を含む
- $\therefore$ そのような区間の数 $= k-1$
- $\therefore$ y を含む区間の数 $= k$ $\square$





区間グラフと貪欲彩色：再考

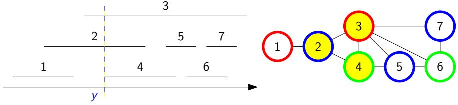
性能解析 (2) までで分かること

- $\chi(G) \leq$ 貪欲彩色によって得られる色数
- $\omega(G) \geq y$ を含む区間の数
- つまり，

y を含む区間の数 $\leq \omega(G) \leq \chi(G) \leq$ 貪欲彩色によって得られる色数

性能解析 (3) で言っていること

- y を含む区間の数 $=$ 貪欲彩色によって得られる色数
- $\therefore \chi(G) = \omega(G)$



目次

今日のまとめ

今日やったこと

グラフの彩色に関する基礎概念を理解する

- 彩色と染色数
- 染色数とクリーク数の関係 (弱双対性)
- 貪欲彩色による上界
- 区間グラフの彩色

まとめ：弱双対性

マッチングに関して

任意のグラフにおいて

最大マッチングの辺数 $\leq$ 最小頂点被覆の頂点数

二部グラフにおいて

最大マッチングの辺数 $=$ 最小頂点被覆の頂点数

彩色に関して

任意のグラフにおいて

最大クリークの頂点 $\leq$ 染色数

区間グラフにおいて

最大クリークの頂点 $=$ 染色数

目次