

Chapitre 2

Graphes planaires

Les graphes planaires apparaissent sous la forme de réseaux routiers, de frontières dans les cartes géographiques, de circuits imprimés ou encore dans un cadre plus théorique, comme les graphes sommets/arêtes (1-squelettes) des 3-polytopes. La plupart des propriétés des graphes planaires font appel de manière plus ou moins explicite au fameux théorème de Jordan.

2.1 Plongements

Définition 2.1 *Un plongement d'un graphe $G = (S, A)$ dans un espace X est la donnée d'une injection $S \hookrightarrow X$ et pour chaque arête $a \in A$, d'un plongement $p_a : [0, 1] \rightarrow X$ dont les extrémités coïncident avec l'injection de celles de a , de sorte que les plongements de deux arêtes ne s'intersectent qu'en leurs extrémités communes, le cas échéant. On appelle arc le plongement d'une arête.*

Définition 2.2 *Un graphe est planaire s'il peut être plongé dans le plan. Un graphe plan est un graphe plongé dans le plan. Dit autrement un graphe plan est un plongement particulier d'un graphe planaire. Un plongement d'un graphe dont tous les arcs sont polygonaux est dit polygonal - ou PL (pour piecewise linear). Une face d'un graphe plan est une composante connexe du complémentaire du plongement du graphe dans le plan.*

Par la suite on utilisera la même notation pour un graphe plan et son plongement. Ainsi, si s est un sommet du graphe plan G , alors $G - s$ désignera soit le graphe G privé de s et des arêtes incidentes à s , soit son plongement, i.e. le plongement de G privé de s et des arcs correspondant aux arêtes incidentes à s .

Lemme 2.3 *Un ouvert de \mathbb{R}^2 connexe (par arcs) est connexe par arcs polygonaux simples.*

Preuve : Soit $\gamma : p \rightsquigarrow q$ un chemin dans un ouvert Ω connexe. Considérer le sup des $t \in [0, 1]$ tels qu'il existe un chemin polygonal simple reliant x à $\gamma(t)$ dans Ω . Montrer que ce nombre vaut nécessairement 1. \square

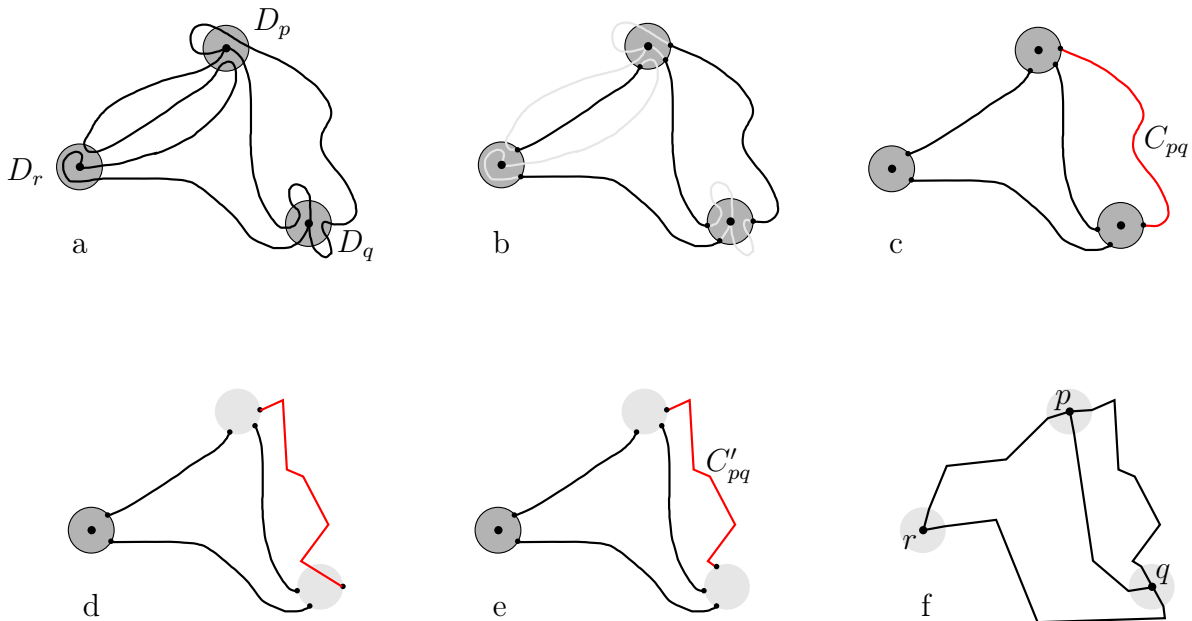


FIGURE 2.1 – (a) Le plongement initial du graphe G avec les disques D_* . (b) Les arcs C_{**} . (c) L'arc C_{pq} est remplacé (d) par un arc polygonal dans le plan privé de D_r et des autres arcs puis (e) coupé aux bords des disques D_p et D_q . (f) Le plongement polygonal de G finalement obtenu.

Lemme 2.4 *Tout graphe planaire admet un plongement polygonal.*

Preuve : Considérons un plongement d'un graphe planaire $G = (S, A)$. On choisit pour chaque sommet $p \in S$ du plongement un disque D_p de centre p de sorte que D_p n'intersecte que les arcs incidents à p . On rétrécit si besoin ces disques afin qu'ils soient deux à deux disjoints. Pour chaque arc joignant deux sommets p et q , on considère une composante C_{pq} de cet arc joignant D_p à D_q dans le plan privé des disques $\mathbb{R}^2 \setminus \cup_{s \in S} D_s$. On considère maintenant le sous-ensemble du plan formé des disques D_p et des arcs C_{pq} . Par le lemme précédent, $C_{p,q}$ peut être remplacé par un arc polygonal dans le plan privé des autres arcs et des disques D_r pour $r \neq p, q$. On peut ensuite extraire de cet arc polygonal un sous arc $C'_{p,q}$ joignant D_p à D_q sans rencontrer l'intérieur de ces disques. Finalement, en prolongeant tous les arcs polygonaux $C'_{p,q}$ ainsi obtenus par des segments de droites joignant les centres des disques D_p et D_q , on obtient un plongement polygonal. La figure 2.1 résume les différentes étapes de la preuve. \square

2.2 Du théorème de Jordan à la relation d'Euler

Le théorème de Jordan (du mathématicien français Camille Jordan. 1838 - 1922) établit qu'une courbe fermée simple du plan sépare le plan en deux composantes bordées par cette courbe. Ce résultat évident en apparence est singulièrement difficile à montrer. Des controverses sur la justesse de la preuve originale de Jordan continuent de tourmenter la communauté mathématique. La preuve qui suit est tirée de *A Proof of the Jordan Curve Theorem*. Helge Tverberg. Bull. London Math. Soc. 12(1980),

pp. 34-38.

Elle consiste à montrer ce théorème pour les courbes polygonales et à l'attendre aux courbes continues par un processus de passage à la limite.

Une autre preuve a été donnée par Thomassen dans *The Jordan-Schönflies Theorem and the classification of surfaces*. Carsten Thomassen. American Mathematical Monthly. Feb 1992. pp 116-129.

également reprise dans

Graphs on Surfaces. Bojan Mohar et Carsten Thomassen. Johns Hopkins university Press, 2001.

Comme chez Tverberg, Thomassen commence par traiter le cas des courbes polygonales. Le cas général est ramené (de manière élégante en ce qui concerne la non-connexité du complémentaire d'une courbe) à la non-planarité de $K_{3,3}$.

Ces preuves font appel à un minimum de topologie et se limitent plus ou moins aux implications classiques de la compacité pour les applications continues tout en exploitant le plongement dans le plan euclidien. Les preuves sont de ce fait relativement accessibles bien qu'assez fastidieuses. On trouvera cependant dans les livres de topologie algébriques des preuves plus générales (où l'on traite des injections d'une $(d-1)$ -sphère dans une d -sphère) ne faisant pas appel à la structure euclidienne du plan mais qui utilisent les suites de Mayer-Vietoris pour le calcul de l'homologie des espaces en jeu. Voir par exemple *Elements of Algebraic Topology*. James Munkres. Perseus Books, 1984.

Le cas plus restreint des courbes différentiables est traité dans

Géométrie différentielle : variétés, courbes et surfaces. Marcel Berger et Bernard Gostiaux. PUF mathématiques, 1987.

Théorème 2.5 (Jordan - version polygonale) *Soit C une courbe polygonale fermée simple. Alors $\mathbb{R}^2 \setminus C$ a deux composantes, l'une bornée, l'autre non-bornée, toutes deux bordées par C .*

Preuve : Notons tout d'abord que C étant compact $\mathbb{R}^2 \setminus C$ a exactement une composante non bornée. Soit une direction \vec{d} transverse aux segments de C que l'on appellera direction horizontale. On considère les segments de C semi-ouverts supérieurement (s.o.s), i.e. privés de leur sommet supérieur. On note $\pi(z)$ la parité du nombre de segments s.o.s de C coupés par la demi-droite horizontale (z, \vec{d}) . On vérifie que π est localement constante dans $\mathbb{R}^2 \setminus C$, voir figure 2.2. Donc π est constante sur chaque composante de $\mathbb{R}^2 \setminus C$. De plus, π prend des valeurs distinctes de chaque côté d'un segment quelconque de C . Il suit que $\mathbb{R}^2 \setminus C$ a au moins deux composantes. Soit V_C un voisinage tubulaire de C , et soit D un petit disque intersectant C en un segment, de sorte que D est coupé par C en exactement deux composantes. Considérons alors un point p de $\mathbb{R}^2 \setminus C$. Il existe un chemin dans $\mathbb{R}^2 \setminus C$ joignant p à V_C (exemple : un segment de droite). En prolongeant ce chemin dans $\mathbb{R}^2 \setminus C$ on peut s'arranger pour qu'il joigne D en restant dans $\mathbb{R}^2 \setminus C$. Il suit que p est dans la même composante que l'une des deux composantes de $D \setminus C$. Dit autrement, $\mathbb{R}^2 \setminus C$ a au plus deux composantes et donc exactement deux composantes. Par ailleurs les arguments qui précèdent montrent également que tout point de C est adhérent aux deux composantes de $\mathbb{R}^2 \setminus C$. \square

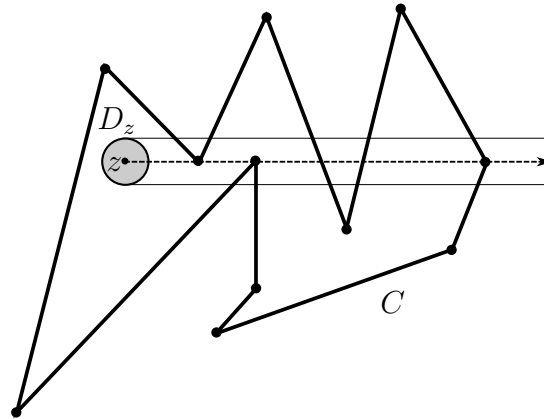


FIGURE 2.2 – La demi-droite horizontale issue de z coupe 5 s.o.s et $\pi(z)$ est donc impaire. On vérifie que cette parité ne change pas pour toute demi-droite horizontale issue d'un point du disque D_z .

Avant de passer à la version générale du théorème, voici quelques applications.

Corollaire 2.6 (Lemme du θ) Soient C_1, C_2, C_3 trois courbes polygonales simples (non fermées) ayant en commun leurs extrémités p et q et disjointes par ailleurs. Alors le graphe $G = C_1 \cup C_2 \cup C_3$ a précisément 3 faces respectivement bordées par $C_1 \cup C_2$, $C_2 \cup C_3$ et $C_3 \cup C_1$.

Preuve : Par la version polygonale du théorème de Jordan, les trois courbes fermées simples $G_k = C_i \cup C_j$, $\{i, j, k\} = \{1, 2, 3\}$, séparent le plan en deux composantes et bordent ces mêmes composantes. On note X_k (resp. Y_k) la face bornée (resp. non-bornée) de G_k . On note également $\overset{\circ}{C}_i = C_i \setminus \{p, q\}$ l'intérieur relatif de C_i .

Remarquons qu'une courbe polygonale simple (ici privée de ses extrémités) ne peut séparer un ouvert connexe en plus de deux composantes (cf. la preuve du théorème de Jordan polygonal). Comme $\overset{\circ}{C}_3$ est inclus dans l'une des faces de G_3 on en déduit que $G = G_3 \cup \overset{\circ}{C}_3$ a au plus trois faces.

Par ailleurs on a $\overset{\circ}{C}_i \subset X_i$ pour au moins un indice $i \in \{1, 2, 3\}$. Dans le cas contraire on a $C_i \subset \complement X_i$ et donc $G_i \subset G \subset \complement X_i$, d'où $X_i \subset \complement G \subset \complement G_i$. Dit autrement X_i est une face de G . Comme les X_i sont distincts ($C_i \subset \bar{X}_j$ mais $\overset{\circ}{C}_i \not\subset \bar{X}_i$) on en conclut que G a au moins trois faces bornées et donc au moins quatre faces ce qui contredit la remarque précédente. On supposera par la suite $\overset{\circ}{C}_3 \subset X_3$.

De $G = G_1 \cup G_2$ on tire que toute face de G est une composante de l'intersection d'une face de G_1 avec une face de G_2 . De $G_3 \subset G \subset \complement Y_3$ on tire que Y_3 est une face de G . Comme Y_3 est non bornée on a $Y_3 \subset Y_1 \cap Y_2$.

Comme $C_1 \subset \bar{Y}_3 \subset \bar{Y}_1 = \complement X_1$, on a en fait $G_1 \subset G \subset \complement X_1$ et donc X_1 est une face de G . De même X_2 est une face de G . Or, Y_3 qui est non bornée est distincte des deux faces bornées X_1 et X_2 , elles mêmes distinctes (C_1 borde X_2 mais pas X_1). On conclut que Y_3 , X_1 et X_2 sont les trois faces de G . \square

Définition 2.7 *Un graphe G est 2-connexe s'il a trois sommets au moins et si pour chacun de ses sommets, s , le graphe $G - s$ est connexe.*

Proposition 2.8 *Toute face d'un graphe plan polygonal 2-connexe est bordée par un cycle de ce graphe. De plus tout arc du graphe est incident (i.e. adhérent) à exactement deux faces.*

Preuve : Soit G un tel graphe. Notons que la 2-connexité implique que tout sommet de G est de degré au moins 2. On raisonne par récurrence sur $\sum_{s \in S(G)} (d(s) - 2)$. Si cette somme est nulle alors G est un cycle et on peut appliquer le théorème de Jordan. Sinon, on considère une chaîne maximale P dans G dont les sommets intérieurs sont de degré 2. On vérifie que $G - P$ est 2-connexe et on peut lui appliquer l'hypothèse de récurrence, puisque la somme ci-dessus diminue. Il suit que P est contenue dans une face de $G - P$ qui est bordée par un cycle de $G - P$. On applique alors le lemme du θ à l'union de ce cycle et de P pour conclure. \square

Lemme 2.9 *Soit G un graphe plan polygonal, s un sommet de degré un de G . Alors G possède le même nombre de faces que $G - s$.*

Preuve : Toute face de G est évidemment incluse dans une face de $G - s$. On note a l'unique arête incidente à s . Soient f_1, f_2 deux faces de G incluses dans une même face de $G - s$ et soit p_i un point intérieur à $f_i, i = 1, 2$. Alors il existe un chemin polygonal P joignant p_1 et p_2 dont l'intersection avec G est incluse dans l'arc semi-ouvert $a \cup s$. En considérant un petit voisinage tubulaire de $a \cup s$, on peut modifier P en contournant a de manière à éviter G , ce qui montre que p_1 et p_2 sont dans la même face de G , c'est-à-dire $f_1 = f_2$. \square

Théorème 2.10 (Relation d'Euler) *Les nombres F, A et S de faces, arêtes et sommets d'un graphe plan polygonal connexe vérifient la relation, dite d'Euler (1707-1783),*

$$F - A + S = 2$$

Preuve : Par récurrence sur A . Si A est nul (et donc $S = 1$) la relation est trivialement vraie. Soit G un graphe avec $A > 0$ arêtes. Si G contient un sommet s de degré un, alors par le lemme 2.9, $G - s$ a F faces et l'hypothèse de récurrence appliquée à $G - s$ permet de confirmer la relation d'Euler pour G . Sinon G contient un cycle simple C . Soit a une arête de C . Montrons que $G - a$ a une face de moins que G ce qui permettra de conclure avec l'hypothèse de récurrence. D'après la version polygonale du théorème de Jordan, C sépare le plan en deux régions bordées par C . Comme G est la réunion de C et $G - a$, toute face de G est incluse dans l'intersection d'une face de C et d'une face de $G - a$. L'arc a est inclus dans une unique face de $G - a$, disons f . Toute face de $G - a$ distincte de f ne rencontre pas C et est donc une face de G . Comme f intersecte les deux faces de C , on en déduit que G a au moins une face de plus que $G - a$. Mais en considérant un voisinage tubulaire de a dans f , on montre par un raisonnement déjà vu que $f - a$ a au plus deux composantes. Donc G a au plus une face de plus que $G - a$. Finalement G a exactement une face de plus que $G - a$. \square

Pour une série de preuves plus ou moins formelles de cette fameuse formule on pourra consulter la page :

<http://www.ics.uci.edu/~eppstein/junkyard/euler/> extraite du par ailleurs très intéressant site : “The Geometry Junkyard” maintenu par David Eppstein.

Un célèbre casse-tête, parfois présenté comme le problème de l’eau, du gaz et de l’électricité [BLW98, p.142], demande de dessiner dans le plan 3 maisons et 3 distributeurs pour l’eau, le gaz et l’électricité et de relier chaque maison à chaque distributeur sans que les liens ne se coupent. Le théorème suivant affirme entre autre que c’est impossible.

Théorème 2.11 *Le graphe complet K_5 et le graphe bipartite complet $K_{3,3}$ ne sont pas planaires.*

Preuve : Supposons $K_{3,3}$ planaire. Par le lemme 2.4, on peut lui appliquer la relation d’Euler, ce qui fournit $F = 5$. Par ailleurs toute face d’un plongement de $K_{3,3}$ est bordée par un cycle (cf. proposition 2.8) de $K_{3,3}$ ayant au moins 4 arêtes (tout cycle d’un graphe bipartite est de longueur paire!). Par la relation d’incidence face/arête (cf. proposition 2.8) on en déduit $4F \leq 2A$. Une contradiction.

Le cas de K_5 se traite de manière similaire. □

Passons maintenant au théorème de Jordan dans sa version générale (plane).

Théorème 2.12 (Jordan) *Soit C une courbe fermée simple, i.e. l’image injective par une application continue du cercle unité S^1 dans le plan. Alors $\mathbb{R}^2 \setminus C$ a deux composantes, l’une bornée, l’autre non-bornée, toutes deux bordées par C .*

Preuve : Je donne sans entrer dans tous les détails la preuve de Tverberg (1980).

Tout d’abord C peut être approximée d’aussi près que l’on veut par une courbe polygonale. Dit autrement, pour tout $\epsilon > 0$ on peut trouver un polygone de Jordan (une courbe polygonale simple fermée) $C' : S^1 \rightarrow \mathbb{R}^2$ tel que

$$|C - C'| := \sup_{x \in S^1} |C(x) - C'(x)| < \epsilon.$$

Pour obtenir C' on commence par couvrir le plan d’une grille à mailles carrées de côté δ (défini plus loin). Soient M_1, \dots, M_n les mailles de la grille traversées par C (elles sont en nombre fini). On construit récursivement une suite de polygones $C_0 = C, C_1, \dots, C_n$. Ayant construit C_i , on remplace l’image par C_i d’un plus petit arc de S^1 contenant $C_i^{-1}(M_i)$ par le segment de droite joignant l’images des extrémités de cet arc, obtenant ainsi C_{i+1} . Il est clair que $C' := C_n$ convient. Pour définir δ on choisit tout d’abord ϵ_1 tel que

$$|x - y| < \epsilon_1 \implies |C(x) - C(y)| < \epsilon/2,$$

puis ϵ_2 tel que

$$|C(x) - C(y)| < \epsilon_2 \implies |x - y| < \min(\epsilon_1, \sqrt{3}).$$

L’existence de ϵ_1 découle de l’uniforme continuité de C sur le compact S^1 . Celle de ϵ_2 découle de l’uniforme continuité de C^{-1} , inverse d’une bijection continue sur le compact

$C(S^1)$. On pose alors $\delta = \min(\epsilon/2, \epsilon_2)$. Il reste à vérifier que C_n ainsi construit convient. (La solution est dans l'article de Tverberg). On utilise ensuite les deux lemmes intermédiaires suivants.

Lemme 2.13 *Si C' est un polygone de Jordan, alors la composante bornée de $\mathbb{R}^2 \setminus C'$ contient un disque touchant C' en deux points $C'(x)$ et $C'(y)$ avec $x, y \in S^1$ tels que $|x - y| > \sqrt{3}$.*

PROOF. On considère un disque D dont l'intérieur est contenu dans la composante bornée de $\mathbb{R}^2 \setminus C'$ et touchant C' en deux points $C'(x)$ et $C'(y)$ de sorte que $|x - y|$ est maximal. Si $|x - y| < \sqrt{3}$ alors tout point z sur le plus grand arc A de S^1 joignant x et y est à une distance de x ou de y supérieure à celle de x à y . On en déduit par l'hypothèse sur x et y que, en dehors de ses extrémités, $C'(A)$ ne touche pas le bord de D . Une construction simple, dépendant du fait que D est tangent ou non en $C'(x)$ et $C'(y)$, permet alors de remplacer D par un disque D' touchant C' en $C'(x')$ et $C'(y')$ tels que $|x' - y'| > |x - y|$, contredisant ainsi l'hypothèse sur x et y . (voir les détails dans l'article de Tverberg). \square

Lemme 2.14 *Soit C' un polygone de Jordan, et deux points a et b dans la même composante de $\mathbb{R}^2 \setminus C'$. Si la distance de a et de b à C' est supérieure ou égale à 1, et si aucune corde de C' de longueur inférieure à 2, ne sépare a de b , alors il existe un chemin continue Π de a à b tel que $d(\Pi, C') \geq 1$.*

PROOF. On commence par remarquer que l'implication du lemme est en fait une équivalence. Il suit que si a et b sont reliés à a' et b' par des chemins distants d'au moins 1 de C' , alors les hypothèses sur a et b sont valides pour a' et b' . On peut donc supposer que a et b sont à distance exactement 1 de C' . On considère le disque de rayon 1 centré en a et l'idée est de définir Π comme le lieu du centre de ce disque roulant le long de C' jusqu'à atteindre b . Comme ce disque doit rester intérieur à C' , il devra possiblement court-circuiter des arcs de C' et il s'agit de montrer qu'on peut malgré tout atteindre b dans tous les cas. On utilisera pour cela l'hypothèse sur les cordes. (voir les détails dans l'article de Tverberg). \square

Terminons la preuve du théorème.

Premièrement, $\mathbb{R}^2 \setminus C$ a au moins deux composantes :

Montrons qu'en plus d'une composante non bornée, il en existe une bornée. On considère pour cela un disque D_0 contenant C , et une suite $(C_n)_{n>0}$ de polygones de Jordan contenus dans D_0 et convergeant vers C . Par le premier lemme, chaque C_n contient un disque D_n touchant C_n en deux points $C_n(x_n)$ et $C_n(y_n)$ tels que $|x_n - y_n| > \sqrt{3}$. Soit z_n le centre de D_n , et soit z la limite d'une sous-suite convergente de (z_n) . On va montrer que z ne peut être dans la composante non bornée de $\mathbb{R}^2 \setminus C$ en se ramenant au cas des polygones de Jordan, déjà traité. Par compacité, $|C(x_n) - C(y_n)|$ est borné inférieurement. Par convergence, il en est de même de $|C_n(x_n) - C_n(y_n)|$. Ce qui implique la même chose pour le rayon de D_n et donc pour $d(z_n, C_n)$. Comme $z_n \rightarrow z$, z est dans D_n pour n assez grand et donc intérieur à C_n . Si z était hors de D_0 , alors on pourrait trouver un chemin Π le

reliant à un point hors de D_0 . Par compacité, $d(\Pi, C) > 0$, donc $d(\Pi, C_n) > 0$ pour n assez grand. Donc z est hors de C_n , une contradiction.

Deuxièmement, $\mathbb{R}^2 \setminus C$ a au plus deux composantes :

Soient p, q et r trois points de $\mathbb{R}^2 \setminus C$. On veut montrer que deux de ces points sont nécessairement dans une même composante. On considère à nouveau une suite $(C_n)_{n>0}$ de polygones de Jordan convergeant vers C . Pour n assez grand p, q et r sont dans $\mathbb{R}^2 \setminus C_n$ (i.e. à une distance non nulle de C_n). Quitte à prendre une sous-suite on peut supposer que p et q sont dans une même composante de $\mathbb{R}^2 \setminus C_n$. Si pour une infinité de n , p peut être relié à q dans $\mathbb{R}^2 \setminus C_n$ par un chemin Π_n tel que $d(\Pi_n, C_n)$ est borné inférieurement, alors il en sera de même pour $d(\Pi_n, C)$ à partir d'un certain rang, ce qui montre que p et q sont dans une même composante de $\mathbb{R}^2 \setminus C$. Sinon, par le second lemme on peut trouver une suite de segments $[C_n(x_n), C_n(y_n)]$ séparant p et q dans $\mathbb{R}^2 \setminus C_n$, et dont la longueur tend vers 0. On en déduit que $|C(x_n) - C(y_n)|$ tend vers 0 et donc que $|x_n - y_n|$ tend vers 0, par continuité uniforme de C^{-1} . Mais alors la plus petite des deux composantes de $\mathbb{R}^2 \setminus C_n \cup [C_n(x_n), C_n(y_n)]$ converge vers un point, impliquant que p ou q est sur C_n , une contradiction. \square

On a coutume d'appeler une courbe fermée simple du plan, un *courbe de Jordan*. Notons qu'en modifiant le deuxième de la preuve, on montre sans trop de difficultés que

Théorème 2.15 *Un arc simple du plan (i.e. l'image continue injective du segment $[0, 1]$) ne sépare pas le plan.*

Une version plus forte du théorème de Jordan stipule que l'intérieur d'une courbe de Jordan est un disque topologique :

Théorème 2.16 (de Jordan-Schönflies) *Tout homéomorphisme entre deux courbes de Jordan s'étend au plan tout entier.*

Une preuve est donnée dans

The Jordan-Schönflies Theorem and the classification of surfaces. Carsten Thomassen. American Mathematical Monthly. Feb 1992. pp 116-129.

Sans entrer dans les détails, Thomassen commence par considérer une famille dénombrable de points qui est dense dans la première courbe, disons C , et dont chaque point peut être joint à tout point de l'intérieur de C par un chemin polygonal. Il considère également une famille dénombrable de points qui est dense dans l'intérieur de C . On peut alors en déduire une suite où chaque point de ces deux familles apparaît une infinité de fois. On construit ensuite récursivement un homéomorphisme entre l'union de C et des n premiers points de la suite (plus d'autres points autour) et l'union de la seconde courbe, que l'on peut supposer polygonale, et de n points (plus d'autres points autour) qui vont également remplir l'intérieur de cette courbe polygonale. On obtient à la limite une application définie sur C et la suite de points. On montre que cette application se prolonge sur l'adhérence de l'intérieur de C en un homéomorphisme. Pour définir un homéomorphisme sur le plan tout entier, on commence par entourer les deux courbes d'un grand

carré, T , que l'on relie aux deux courbes, ce qui permet d'étendre l'homéomorphisme sur ces courbes, en prenant l'identité sur T . La méthode précédente permet d'étendre cet homéomorphisme sur l'intérieur de T que l'on prolonge finalement par l'identité en dehors de T .

À l'aide de ce théorème on montre un analogue général au lemme du thêta et à la relation d'Euler.

2.3 Graphes interdits

Un des résultats les plus célèbres portant sur les graphes planaires est la réciproque du théorème 2.11 dûe au mathématicien Kazimierz Kuratowski (1896 - 1980), stipulant qu'un graphe ne "contenant" ni K_5 ni $K_{3,3}$ est planaire. Les graphes K_5 et $K_{3,3}$ sont ainsi appelés *graphes interdits* ou graphes de Kuratowski. De manière plus générale on montre, via la théorie des mineurs exclus de Robertson et Seymour, que pour chaque surface de genre g il existe un nombre fini de graphes interdits empêchant un graphe quelconque d'être plongé sur cette surface. On rappelle qu'une *subdivision* d'un graphe s'obtient en insérant des sommets à l'intérieur de ses arêtes.

Clairement, la présence d'arêtes boucles ou multiples ne modifie pas le caractère planaire d'un graphe. On considère donc dans la suite de ce chapitre des graphes *simples*, i.e. sans arête multiple ni boucle.

Théorème 2.17 (de Kuratowski) *Un graphe est planaire si et seulement s'il ne contient pas de subdivision de K_5 ou de $K_{3,3}$ comme sous-graphe.*

La preuve qui suit est dûe à Thomassen [MT01].

Rappelons qu'un graphe est *3-connexe* s'il a au moins 4 sommets et si la suppression de 2 sommets quelconques ne le déconnecte pas. Par la caractérisation classique de Menger [Wil96, cor. 28.4], un graphe est 3-connexe si et seulement si deux sommets distincts quelconques peuvent être reliés par trois chemins disjoints en dehors de leurs extrémités.

Lemme 2.18 *Soit G un graphe 3-connexe ayant au moins 5 sommets. Alors G admet une arête e telle que $G//e$ (i.e. la suppression de e , suivie de l'identification des extrémités de e , suivie de la fusion des éventuelles arêtes multiples en arêtes simples de mêmes extrémités) est 3-connexe.*

Preuve : Supposons par l'absurde que pour toute arête $e = xy$ de G , $G//e$ n'est pas 3-connexe. Alors il existe $z, t \in S(G//e)$ (les sommets de $G//e$) qui déconnectent $G//e$, où t résulte nécessairement de l'identification de x et y . Dit autrement, pour toute arête $e = xy$, il existe $z \in S(G)$ tel que $G - \{x, y, z\}$ n'est pas connexe. On choisit e et z de sorte que la plus grande (en nombre de sommets) des composantes de $G - \{x, y, z\}$ soit maximale. Soit H cette composante et soit u adjacent à z dans une composante de $G - \{x, y, z\}$ autre que H (voir figure 2.3). D'après ce qui précède, il existe $v \in S(G)$ tel

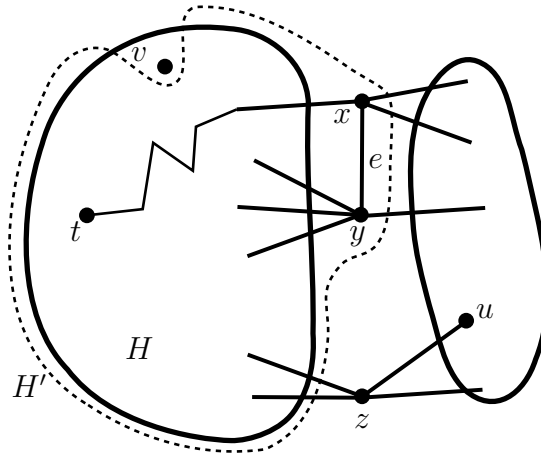


FIGURE 2.3 – Il se peut que $v \in \{x, y\}$ mais dans tous les cas H' a plus de sommets que H .

que $G - \{z, u, v\}$ ne soit pas connexe. Montrons que le sous-graphe H' de G induit par $(S(H) \cup \{x, y\}) \setminus \{v\}$ est connexe. Comme ce sous-graphe est contenu dans une composante de $G - \{z, u, v\}$ et qu'il a plus de sommets que H , on aboutit à une contradiction. Pour montrer la connexité de H' il suffit de vérifier que tout sommet t de H peut être relié à x ou y (eux même reliés par l'arête e) dans H' : par la 3-connexité de G , on a l'existence d'un chemin simple $p : t \rightsquigarrow x$ dans G qui évite z et v . Quitte à remplacer x par y on peut supposer que $p - x$ ne contient ni x ni y . Donc $p - x$ est inclus dans $G - \{x, y, z\}$, donc dans H . On en déduit que p est dans H' . \square

Proposition 2.19 *Soit G un graphe 3-connexe ne contenant pas de subdivision de K_5 ou de $K_{3,3}$ comme sous-graphe. Alors G admet un plongement rectiligne convexe (i.e. dont les arêtes sont des segments de droites et dont les faces sont des convexes) dans le plan.*

Preuve : Notons que ce lemme implique une version du théorème de Kuratowski restreinte aux graphes 3-connexes. Pour la preuve, on raisonne par récurrence sur le nombre de sommets de G . Le résultat se vérifie à la main si ce nombre vaut 4 ou 5. Par le précédent lemme on peut choisir une arête $e = xy$ telle que $G' = G // e$ est 3-connexe. Clairement G' ne contient pas de subdivision d'un graphe interdit (on vérifie sinon que se serait le cas pour G). Par l'hypothèse de récurrence, G' possède un plongement rectiligne convexe. Soit z le sommet de G' résultant de l'identification de x et y . $G' - z$ est 2-connexe. Par la proposition 2.8, on considère le cycle C de $G' - z$ bordant la face de $G' - z$ contenant z . Soit X (resp. Y) l'ensemble des sommets de rattachement des arêtes de G incidentes à x (resp. y). Les ensembles X et Y ne peuvent se chevaucher dans C (i.e. $|X \cap Y| \leq 2$ et il n'y a pas deux sommets de X et deux sommets de Y apparaissant de manière alternée autour de C). Dans le cas contraire on met en évidence un graphe interdit dans G comme sur la figure 2.4. Ceci permet de construire un plongement convexe pour G en remplaçant z par x dans le plongement de G' , en ne conservant que les arêtes zu , $u \in X$, et en insérant y et ses arêtes incidentes dans la face bordée par x et par la sous-chaîne de C contenant Y mais pas X . Notons que cette face peut être la face externe du plongement de G' lorsque z est sur le cycle bordant cette face. \square

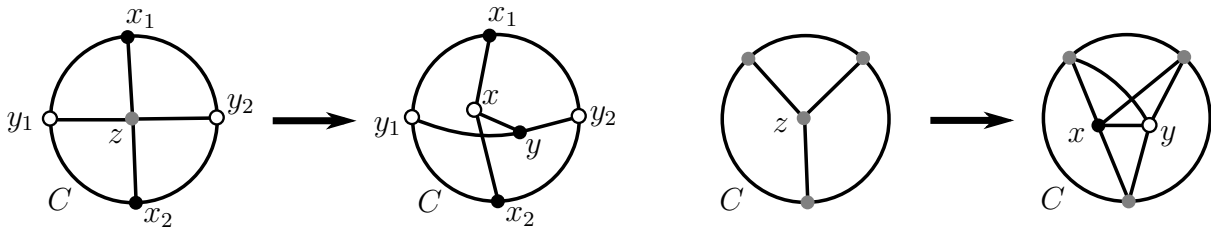


FIGURE 2.4 – À gauche, deux sommets de X et deux sommets de Y apparaissant de manière alternée autour de C . On en déduit une subdivision de $K_{3,3}$ dans G . À droite X et Y partagent 3 sommets et on en déduit une subdivision de K_5 dans G .

Exercice 2.20 Soit e une arête de G . Montrer que si $G//e$ contient une subdivision de K_5 ou de $K_{3,3}$, alors c'est également le cas pour G . (Indication : il se peut que $G//e$ et G ne contiennent pas le même graphe interdit).

Le lemme suivant permet de se ramener au précédent dans tous les cas :

Lemme 2.21 Soit G un graphe ne contenant pas de subdivision de K_5 ou de $K_{3,3}$ comme sous-graphe et tel que l'ajout d'une arête entre toute paire de sommets non-adjacents crée un tel sous-graphe. Alors G est 3-connexe.

Preuve : On raisonne par récurrence sur le nombre de sommets de G . Le résultat se vérifie à la main si ce nombre vaut 4 ou 5.

G est 2-connexe :

sinon on peut écrire $G = G_1 \cup G_2$ où G_1 et G_2 n'ont qu'un sommet x en commun. Soit $y_i \in G_i, i = 1, 2$, adjacent à x . L'ajout d'une arête y_1y_2 à G crée par hypothèse une subdivision K d'un graphe interdit. Comme $K_{3,3}$ et K_5 sont 3-connexes et qu'il n'y a que les deux passages x et y_1y_2 entre G_1 et G_2 , les sommets de degré ≥ 3 de K sont tous dans G_1 ou tous dans G_2 . Mais on peut alors remplacer le chemin de K comportant l'arête y_1y_2 et le sommet x par y_1x ou y_2x pour faire apparaître une subdivision d'un graphe interdit dans G . Une contradiction.

Si $G - \{x, y\}$ n'est pas connexe alors xy est une arête de G :

sinon on peut écrire $G = G_1 \cup G_2$ où G_1 et G_2 n'ont que les sommets x et y en commun. L'ajout d'une arête xy à G crée par hypothèse une subdivision K d'un graphe interdit. Comme précédemment les sommets de degré ≥ 3 de K sont tous un même G_i , disons G_1 . Mais on peut alors remplacer l'arête xy dans K par un chemin reliant x et y dans G_2 (qui contient nécessairement un tel chemin) faisant ainsi apparaître une subdivision d'un graphe interdit dans G . Une contradiction.

Supposons que G n'est pas 3-connexe et soient x, y deux sommets qui déconnectent G . On écrit $G = G_1 \cup G_2$ où G_1 et G_2 n'ont que les sommets x et y et l'arête xy en commun. Il est facile de voir que l'ajout d'une arête à G_i ($i = 1, 2$) crée une subdivision d'un graphe interdit dans ce même G_i . On peut donc appliquer l'hypothèse de récurrence à G_i et par le lemme précédent choisir un plongement convexe de G_i . Soit alors z_i un autre sommet du cycle d'une face F_i bordée par x et y dans ce plongement. L'ajout d'une arête z_1z_2 à G crée une subdivision K d'un graphe interdit. Si tous les sommets de degré ≥ 3 de

K sont dans un même G_i alors on peut facilement modifier K pour qu'il se trouve dans G_i , une contradiction. Par ailleurs $S(G_1) - \{x, y\}$ ou $S(G_2) - \{x, y\}$ ne contient qu'un seul sommet de degré ≥ 3 de K . Dans le cas contraire il faudrait au moins 4 chemins disjoints entre G_1 et G_2 dans $G + z_1z_2$. Pour la même raison K ne peut être qu'une subdivision de $K_{3,3}$. Si G_i contient les 5 autres sommets de degré 3 de K alors on obtient un plongement planaire de $K_{3,3}$ en reliant un point intérieur à F_i aux sommets x, y et z_i . Une contradiction. \square

Corollaire 2.22 *Toute triangulation du plan ayant au moins 4 sommets et dont le cycle externe est également un triangle (autrement dit une triangulation de la sphère) est 3-connexe.*

Preuve : Il est facile de voir par la relation d'Euler et par double comptage des incidences face/arête que toute triangulation de la sphère a un nombre maximal possible d'arêtes parmi les graphes planaires possédant le même nombre de sommets. Une telle triangulation est donc 3-connexe par le lemme précédent. \square

Preuve du théorème de Kuratowski : D'après le théorème 2.11, un graphe planaire ne peut contenir de subdivision d'un graphe interdit. Réciproquement, soit G un graphe ne contenant pas de subdivision d'un graphe interdit. Si G n'est pas 3-connexe, on peut par le lemme 2.21 lui ajouter des arêtes jusqu'à ce qu'il le devienne, tout en assurant qu'il ne contient pas de graphe interdit. Ce graphe est planaire d'après la proposition 2.19. Il reste évidemment planaire si on supprime les arêtes ajoutées. \square

Définition 2.23 *Un graphe H est un mineur d'un graphe G s'il peut être obtenu à partir de G en supprimant ou contractant des arêtes de G et en supprimant certains sommets. La définition admet quelques variantes selon que l'on travaille avec des graphes simples ou non et connexes ou non.*

Une autre formulation du théorème de Kuratowski affirme qu'un graphe est planaire si et seulement si aucun des 2 graphes interdits n'en est un mineur.

On pourra consulter également le chapitre 4 du livre de Diestel pour ce qui précède (en particulier pour la preuve du théorème de Jordan dans le cas polygonal, de la relation d'Euler et du théorème de Kuratowski) :

Graph Theory. Reinhard Diestel. Springer-Verlag, Graduate Texts in Mathematics, Volume 173 July 2005 (2000, 1997).

Une copie électronique est disponible à l'adresse :

<http://www.math.uni-hamburg.de/home/diestel/books/graph.theory/GraphTheoryIII.pdf>

2.4 Critères de planarité

Je liste ici sans preuve un certain nombre de caractérisations classiques des graphes planaires.

Définition 2.24 *Un cycle d'un graphe G est dit induit s'il est égal au sous-graphe induit par ses sommets ou, de manière équivalente, s'il n'a pas de corde dans G . Un cycle est dit séparateur si la suppression de ses sommets déconnecte G .*

Définition 2.25 *On appelle cycle facial tout cycle bordant une face d'un plongement, comme dans la proposition 2.8.*

Tutte [Tut63] montre que les cycles faciaux des plongements d'un graphe 3-connexe planaire sont en fait caractéristiques du graphe et non de ses plongements. Dit autrement si on réalise un tel graphe sous la forme d'un filet de pêche, il n'y a que deux manières d'habiller la sphère avec ce filet ; elles correspondent aux deux orientations de la sphère.

Théorème 2.26 *Soit G un graphe 3-connexe planaire. Un cycle est facial pour un plongement de G si et seulement s'il est induit et non-séparateur dans G .*

Définition 2.27 *Une 2-base d'un graphe G est une famille de cycles de G qui engendrent l'espace des cycles $Z(G)$ et telle que toute arête de G apparaît dans au plus deux cycles de cette famille.*

Théorème 2.28 (MacLane, 1936) *Un graphe 2-connexe G est planaire si et seulement s'il possède une 2-base. De plus, toute 2-base est formée des cycles faciaux de G à l'exception d'un cycle, dit externe, et correspond à un plongement planaire de G à homéomorphisme près.*

On trouvera une preuve de ce résultat dans le livre de Mohar et Thomassen [MT01, p. 36].

Définition 2.29 *Un ordre (partiel) sur un ensemble E est une relation binaire, notée $<$, sur $E \times E$ qui est transitive, anti-symétrique et anti-reflexive. Si $x < y$ ou $y < x$ on dit que x et y sont comparables. Un ordre est linéaire, ou total, si tous les éléments de E sont comparables. La dimension d'un ordre $<$ est le nombre minimal d'ordres linéaires tel que $<$ est l'intersection de ces ordres.*

On peut associer à tout graphe G son ordre de complexe défini comme la relation d'inclusion sur la famille de ses sommets et arêtes.

Théorème 2.30 (Schnyder, 1989) *Un graphe est planaire si et seulement si la dimension de son ordre de complexe est au plus 3.*

Le graphe de contact d'une famille de disques du plan d'intérieurs disjoints a pour ensemble de sommets la famille de disques et pour arêtes les paires de disques en contact (donc tangents).

Théorème 2.31 (Koebe-Andreev-Thurston) *Un graphe est planaire si seulement si c'est le graphe de contact d'une famille de disques.*

La section 2.8 de [MT01] est consacrée à ce théorème et ses extensions.

Un 3-polytope est une intersection bornée, et d'intérieur non-vide, de demi-espaces. Les 5 polyèdres de Platon en sont des exemples célèbres. Le graphe d'un 3-polytope est son 1-squelette, c'est à dire le graphe composé des sommets et arêtes du polytope.

Théorème 2.32 (de Steinitz) *Un graphe est 3-connexe et planaire si et seulement c'est le graphe d'un 3-polytope.*

On trouvera une preuve du théorème de Steinitz dans le livre de Ziegler [Zie95, chap. 4].

2.5 Plongements rectilignes

La proposition 2.19 et le lemme 2.21 montrent en particulier que tout graphe planaire admet un plongement rectiligne. Le problème du plongement rectiligne est à l'origine de nombreuses études comme l'existence de plongements dont les sommets sont à coordonnées entières, comme la recherche de la grille entière minimale pouvant contenir un tel plongement, etc...

Une des preuves les plus anciennes de l'existence d'un plongement rectiligne est attribuée à Fáry [Fár48] (ou à Wagner, 1936). On commence par ajouter des arêtes au graphe planaire G que l'on veut plonger tout en préservant sa planarité, et ce jusqu'à le rendre maximale planaire (et donc 3-connexe). Tout plongement de G est donc une triangulation. On choisit l'un des triangles, disons t , comme face externe et l'on montre par récurrence sur le nombre de sommets que G admet un plongement rectiligne avec cette face externe fixée. On vérifie d'abord par la formule d'Euler que G a un sommet s de degré au plus 5 distinct des sommets de t . On considère le graphe H obtenu à partir de $G - s$ en ajoutant des arêtes (au plus 2) pour trianguler le "trou" laissé par s . Par hypothèse de récurrence, H admet un plongement rectiligne avec t pour face externe. On supprime alors les (au plus 2) arêtes ajoutées et on insère s dans la face correspondante. Cette face ayant au plus 5 sommets il est facile de montrer qu'elle est étoilée, ce qui permet de positionner s et de le relier aux sommets de la face par des segments de droites intérieurs à cette face. On obtient ainsi un plongement rectiligne de G . Il ne reste plus qu'à supprimer les arêtes initialement ajoutées ayant servi à rendre G maximale planaire.

Il existe une autre preuve de la proposition 2.19 due à Tutte [Tut63] et fournissant un algorithme direct de plongement rectiligne convexe. On rappelle qu'un plongement rectiligne convexe est un plongement dont les arêtes sont des segments de droites et dont les faces sont strictement convexes. Par la suite on omettra l'adjectif rectiligne.

Soit $G = (S, A)$ un graphe 3-connexe planaire et soit $\pi(G)$ un plongement polygonal de G . On note C le cycle de G bordant la face externe du plongement (cf. lemme 2.8). On associe à chaque arête $a \in A \setminus A(C)$ un poids strictement positif λ_a . On note $S_I = S \setminus S(C)$ l'ensemble des sommets *internes* du plongement $\pi(G)$.

Théorème 2.33 (Tutte, 1963) *Tout plongement strictement convexe de C se prolonge en un unique plongement $\tau : S \hookrightarrow \mathbb{R}^2$ tel que pour chaque sommet $s \in S_I$, $\tau(s)$ soit*

le barycentre de l'image des voisins $V(s)$ de s dans G avec les poids relatifs λ_{sv} , pour $v \in V(s)$:

$$\forall s \in S_I, \quad \sum_{v \in V(s)} \lambda_{sv}(\tau(s) - \tau(v)) = 0. \quad (2.1)$$

De plus, ce plongement induit un plongement convexe de G obtenu en reliant les images de chaque paire de sommets voisins par un segment de droite.

Pour alléger les notations on numérote de 1 à k les sommets de S_I et de $k + 1$ à n les sommets de C (donc $n = |S|$). On écrit également λ_{ij} pour le poids de l'arête ij et on note $V(i)$ les indices des voisins du sommet i . On pose enfin $\lambda_{ij} = 0$ si $j \notin V(i)$.

La preuve qui suit est tirée de [CdVPV01] et des notes de cours d'Éric Colin de Verdière <http://www.di.ens.fr/~colin/cours/algo-graphs-surfaces.pdf>.

Lemme 2.34 *Pour tout graphe connexe G , le système (2.1) ayant pour inconnues les $\{\tau(s)\}_{s \in S_I}$ admet une unique solution.*

Preuve : On note τ_i l'image du sommet i de S . Le système (2.1) s'écrit

$$\Lambda \begin{bmatrix} \tau_1 \\ \vdots \\ \tau_k \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} \sum_{j>k} \lambda_{1j} \tau_j \\ \vdots \\ \sum_{j>k} \lambda_{kj} \tau_j \end{bmatrix}$$

où

$$\Lambda = \begin{bmatrix} \sum_{j=1}^n \lambda_{1j} & -\lambda_{12} & \dots & -\lambda_{1k} \\ -\lambda_{21} & \sum_{j=1}^n \lambda_{2j} & \dots & -\lambda_{2k} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ -\lambda_{k1} & -\lambda_{k2} & \dots & \sum_{j=1}^n \lambda_{kj} \end{bmatrix}$$

Il suffit de vérifier que Λ est inversible.

Soit $x \in \mathbb{R}^k$ tel que $\Lambda x = 0$ et soit x_i une composante de x de valeur absolue maximale. On pose $x_{k+1} = x_{k+2} = \dots = x_n = 0$. Puisque $(\Lambda x)_i = \sum_{j=1}^n \lambda_{ij}(x_i - x_j) = 0$ et que λ_{ij} est strictement positif pour j voisin de i et nul sinon, on en déduit $x_j = x_i$ pour $j \in V(i)$. Par connexité de G , il suit que tous les x_j , $j = 1, \dots, n$ sont égaux et donc nuls. On en conclut que Λ est inversible. \square

On peut interpréter la solution du système (2.1) comme l'état d'équilibre d'un système masse ressort, dont les masses ponctuelles sont les sommets de G . Les sommets de C sont fixés dans le plan tandis que chaque sommet intérieur i est relié à chacun de ses voisins j par un ressort de raideur λ_{ij} . Par la suite on se réfère à τ comme le *plongement (de Tutte)* relatif au système (2.1), même si τ n'a pas encore été formellement démontré injectif.

Remarque 2.35 *Le plongement de Tutte de chaque sommet de S_I se trouve dans l'intérieur relatif de l'enveloppe convexe du plongement de ses voisins.*

Lemme 2.36 *Les sommets de S_I solutions du système (2.1) sont contenus dans l'intérieur du plongement convexe de C .*

Preuve : Il suffit de montrer qu'aucune droite ne sépare un sommet de $\tau(S_I)$ de l'intérieur de C . Dans le cas contraire on peut choisir une droite ℓ passant par un sommet $\tau(s) \in \tau(S_I)$ et délimitant un demi-plan ouvert ℓ^+ tel que $\ell^+ \cup \ell$ contient $\tau(S)$. Par la remarque 2.35 ci-dessus les plongements des voisins de s sont sur ℓ . Soit H la composante connexe contenant s dans le sous-graphe de G induit par les sommets de S plongés sur ℓ . Puisque $\tau(C)$ est strictement convexe, au plus deux sommets de C se plongent dans ℓ . La suppression de ces au plus deux sommets déconnecte H du sous-graphe de G induit par les sommets de S se plongeant dans ℓ^+ . Comme G est 3-connexe, il suit que $\tau(S) \cap \ell^+$ est vide et donc $\tau(S) \subset \ell$. Mais ceci contredit le fait que $\tau(C)$ est d'intérieur non-vide. \square

Définition 2.37 *Soit h une forme linéaire non nulle. Un sommet de G dont le plongement est aligné avec celui de tous ses voisins dans la direction $h = 0$ est dit h -passif. Il est dit h -actif dans le cas contraire.*

Lemme 2.38 *Soit h une forme linéaire non nulle et soit $s \in S_I$ un sommet h -actif. Il existe des chemins $M(s, h)$ et $D(s, h)$ de G ne dépendant que de s et h tels que*

1. $M(s, h) := v_0, v_1, \dots, v_b$ joint $s = v_0$ à un sommet v_b de C et h est strictement croissante le long du plongement de $M(s, h)$, c'est-à-dire $h(\tau(v_{j+1})) > h(\tau(v_j))$ pour $1 \leq j < b$.
2. $D(s, h)$ joint s à un sommet de C et h est strictement décroissante le long du plongement de $D(s, h)$.

Preuve : Puisque s est h -actif il admet par la remarque 2.35 un voisin v avec $h(\tau(v)) > h(\tau(s))$. Parmi ces voisins on choisit l'extrémité v_1 d'indice minimal (ce choix est arbitraire). Puisque v_1 est lui-même h -actif, on peut itérer le procédé et obtenir un chemin $M(s, h) := v_0, v_1, \dots, v_b$ avec les propriétés voulues, où v_b est le premier sommet de C rencontré. Une construction analogue permet d'obtenir $D(s, h)$. \square

Lemme 2.39 *Pour tout sommet intérieur $s \in S_I$ et toute forme linéaire $h \neq 0$, le sommet s est h -actif.*

Preuve : Supposons par l'absurde que s est h -passif. Par le lemme 2.36, je peux choisir un sommet $v \in C$ avec $h(\tau(v)) > h(\tau(s))$. Par la caractérisation de Menger des graphes 3-connexes, je peux choisir trois chemins simples P_i , $i = 1, 2, 3$, de s à v et disjoints en dehors de s et v . Soit Q_i le plus long segment initial de P_i dont le plongement de Tutte est contenu dans la droite $\{h = h(\tau(s))\}$. On note w_i le dernier sommet de Q_i , $i = 1, 2, 3$. Remarquons que w_i est h -actif. Par le lemme précédent on peut choisir deux chemins $P(w_i, h)$ et $D(w_i, h)$ joignant w_i à un sommet de C . Un petit dessin indique que Q_i , $P(w_i, h)$ et $D(w_i, h)$ sont deux à deux disjoints en dehors de w_i et que le sous-graphe $C \cup_{i=1,2,3} (Q_i \cup P(w_i, h) \cup D(w_i, h))$ de G contient une subdivision de $K_{3,3}$, en contradiction avec le théorème 2.11. \square

Rappelons que par hypothèse G admet un plongement polygonal $\pi(G)$ avec $\pi(C)$ pour face externe. On triangule de manière combinatoire les faces de $\pi(G)$ en ajoutant $k - 3$ arêtes dans chaque face interne de $\pi(G)$ de longueur k . On obtient ainsi un nouveau graphe G' ayant les mêmes sommets S que G . Il est possible de modifier les poids des sommets de S pour que la solution du système (2.1) écrit pour G' avec ces nouveaux poids soit la même que la solution du système initial pour G . On utilise pour cela la remarque 2.35 et l'exercice suivant.

Exercice 2.40 *Soit s un point contenu dans l'intérieur de l'enveloppe convexe d'un ensemble fini P de points du plan. Montrer que s est barycentre des points de P avec des coefficients strictements positifs (indication : l'enveloppe convexe de $P \cup \{s\}$ est étoilée par rapport à s).*

Le plongement rectiligne de G' induit par le système (2.1) fournit un plongement convexe de G solution du système correspondant. En effet, le plongement de G s'obtient en supprimant les arêtes du plongement de G' qui ne sont pas dans G . Les faces du plongement obtenu sont convexes puisque tous les angles intérieurs aux faces sont strictement inférieurs à π par la remarque 2.35 et le lemme 2.39. On peut donc supposer par la suite que G est une triangulation.

Lemme 2.41 *Soit uvx et uvy deux triangles faciaux de G (relatifs à $\pi(G)$) partageant l'arête uv . Toute droite $\{h = h(\tau(u))\}$ passant par $\tau(u)$ et $\tau(v)$ sépare strictement $\tau(x)$ et $\tau(y)$. Dit autrement, les plongements de Tutte des triangles uvx et uvy sont non-plats et d'intérieurs disjoints.*

Preuve : Dans le cas contraire on peut supposer que le demi-plan $\{h \geq h(\tau(u))\}$ contient $\tau(x)$ et $\tau(y)$. De manière analogue au lemme 2.39 on remarque que le sous-graphe $C \cup uvx \cup uvy \cup P(x, h) \cup P(y, h) \cup D(u, h) \cup D(v, h)$ de G contient une subdivision de $K_{3,3}$, en contradiction avec le théorème 2.11. \square

Preuve du théorème de Tutte : On considère l'image rectiligne de G induite par la solution du système (2.1). Soit p un point intérieur à $\tau(C)$ contenu dans l'intersection des intérieurs des plongements de deux triangles t et t' de G . On considère une demi-droite d d'origine p ne passant par aucun sommet de $\tau(S)$. la demi-droite d coupe une arête a de $\tau(C)$ incidente à un unique triangle t'' . Par le lemme 2.41, on peut définir de manière unique une liste de triangles t'', \dots traversés en suivant d de a jusque p . Ceci implique $t = t'$. Il suit que le image induite est bien un plongement rectiligne. \square

On peut se demander si le théorème de Tutte s'étend à la dimension trois. Colin de Verdière et al. [CdVPV03] proposent une telle généralisation et montrent par un contre-exemple qu'elle n'est pas possible.

2.6 Algorithmes pour la planarité

Tarjan [Tar72] explique comment faire un parcours en profondeur en temps $O(S + A)$ d'un graphe G . On obtient un *palm tree* : c'est un arbre enraciné auquel s'ajoute des arcs

connectant un sommet à un ancêtre dans l'arbre (arcs retours ou back edge). Inversement tout palmier peut s'obtenir à partir d'un parcours en profondeur. On indexe les sommets dans l'ordre préfixe par leur date de première visite. Pour tout sommet s , on définit $L(s)$ comme le sommet d'indice minimal parmi s lui-même et les têtes des arcs retours ayant pour origine des descendants de s .

On note T un arbre de parcours en profondeur de G , orienté de la racine vers les feuilles.

Lemme 2.42 *Si vw est un arc de T et $v \neq 1$ alors $L(w) \geq v$ implique v est un sommet d'articulation (cut vertex) de G .*

Preuve : On note T_w le sous-arbre de T de racine w . Alors tout chemin d'origine w ne passant pas par v reste dans T_w : où bien on emprunte une arête de T et on aboutit à un descendant de w (y compris w), ou bien on emprunte une arête retour et on aboutit également à un descendant de w (y compris w) par l'hypothèse $L(w) \geq v$. En particulier v déconnecte T_w des ancêtres de v . \square

Lemme 2.43 *Tout chemin p de G contient un ancêtre (relativement à T) commun à ses extrémités.*

Preuve : Soit H le plus petit sous arbre de T contenant les sommets de p et soit u la racine de H . On peut supposer que p contient au moins 2 sommets et considérer un sommet v , enfant de u dans H . On note H_v le sous-arbre de H de racine v . Si $H_v = H - u$ alors u est de degré 1 dans H et u est un sommet de p par minimalité de H . Sinon p contient un arc connectant un sommet de H_v à son complémentaire dans H . Cet arc ne peut être un arc de T . C'est donc un arc retour. Sa tête est nécessairement u qui est l'unique sommet de $H - H_v$ qui soit un ancêtre d'un sommet de H_v . Dans tous les cas, p contient u qui est un ancêtre commun des extrémités de p (et même de tous ses sommets). \square

Lemme 2.44 *Si G est 2-connexe et vw est un arc de l'arbre de recherche en profondeur alors $v \neq 1$ implique $L(w) < v$ et $v = 1$ implique $L(w) = 1$.*

À TERMINER.

Voir les articles de TGGT 2008. En particulier par Haeupler and Tarjan.