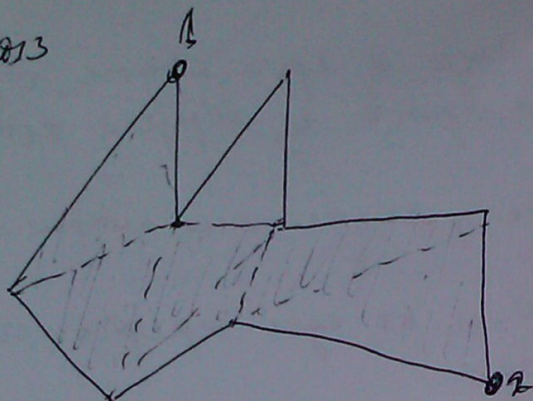


5.12.2013



Най-квс път м/у 2
верха? /като разсечение/

$\Rightarrow$ от правилен отсечки/

Пътят ще е най-квс мнж
като ~~разсечение~~ отсечки ще са върховете!

Графова задача: върховете са върхове в графа.
т.е. най-квс път в графа се търси.

$O(n^3)$ - предва работа за постр. на графа, за проверка на мнж.
за самопрес. и дали нкой отсечки не е външна за него.

По-добър алг. $\rightarrow$ алг. на фугишата.

1/ триангулиране

2/ построяване двойственния и граф.

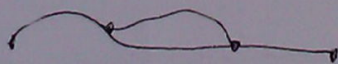
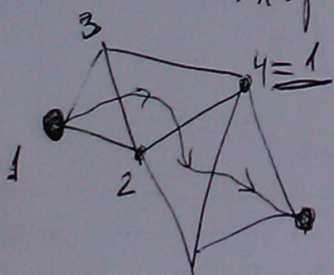
Търсим от т. 1 до т. 2

(визит-привет, ребра (връзки м/у върховете) - съседството на
приветливците)

дърво, свързан граф без цикли, не повече от 3 съседа на
връх

Търсим пътя (единствен) от трети. върхове. 1. до
Δ стг 2.

Алгоритъм за търсене-по ширината



3. Ако върховете за това не е дост.
да се добави само т. за да дефини
следващия Δ.

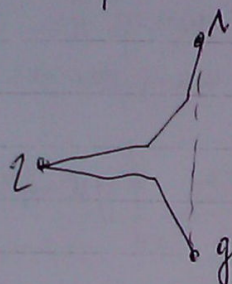
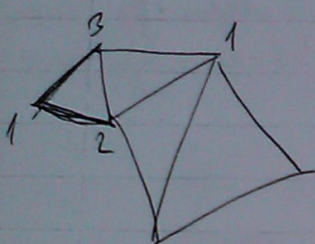
УК 5.12.2013 1-

Следващата точка ще е кръжуване с осва-
дожителен връх - така еднажн. се определя кои кои
страна се добавя.
заб. - ориентацията на връх се след алтернативно.

За ϕ и Δ - по 1 точка и по едно номерче - етикет.

3) оризонтал

Наг. състояние - върхо - наг. точка. и u и v десен ръкав.



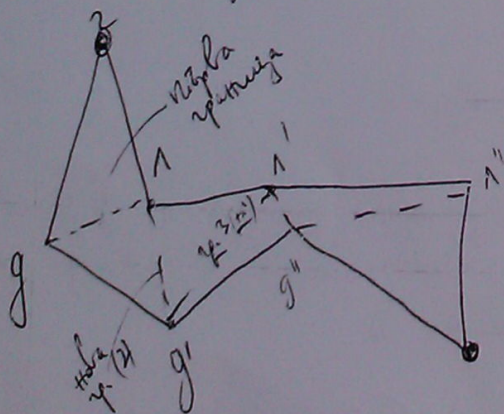
десен ръкав -
виски 3 послед. от
него обрязва
отриц. тронка
левият - отриц.

Връх на точки в ръкава може да помисли
да изгуби.

С пригубването - сачедем ϕ . по 1 и/или дж
из ръкав. Може да се пригуби напред и върхът
Това върховете, през които е минало върх
то са върховете, които джукли.

- Отсечката м/у u и g да съдържа всички възм.
точки за оптич. път.

- Върхността - u



осл.

а)

които

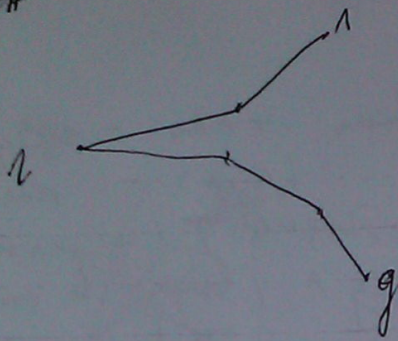
изд-

т.е

сд

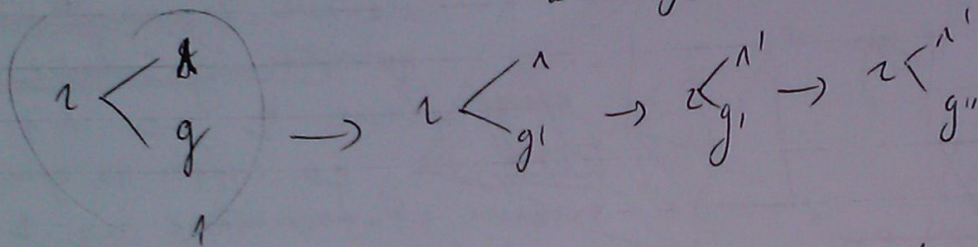
сд

среден
сл.

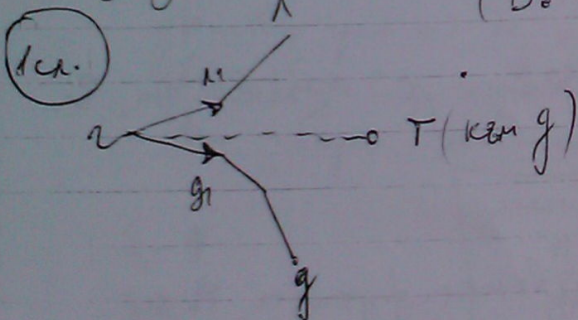


а) #видът връх - откъде или
откъдето ще закачим

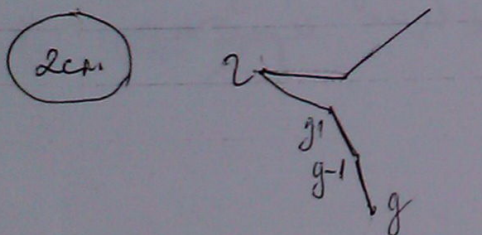
новата гранта се образува
през въртене спрямо същата т.
тази която е погубирана определя
да ли е точка към куб или
към десно.



При пръв видимост до целевата ~~точка~~ ~~стъпка~~ при последната
стъпка - без съзнат на l/g .
Ако ще добавим към десен ръкав:
(Вс - симетр)



- ако T има видимост
към върха - прием всичко от
десния край ($z_{g1} < lT < z_{l1}$)

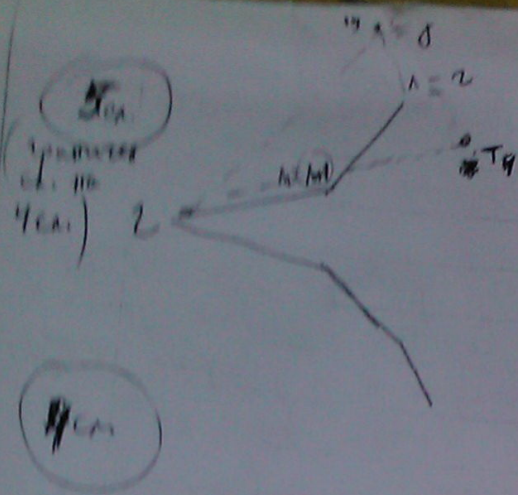


- добавим T към десния край
($z_{g1} > gT$) (отриц. посл.
тройка)



върсим първите 2 точки, които
запазвайки + добавена T изва-
нват усл. за десен ръкав, т.е
4 точки ~~всички~~ ^{всички} крайща на отсечки пред-
шестващи (1ва и. 1ва от $-T$)
се махат

25.12.2013 -2-



проверка $T \Delta \Delta_1$ - отг. 3 км
 (1.1.1.1 - пак. 3 км)
 до даване T и махане
 # заг 1 (важ. в оптик.
 нт)
 $z \equiv 1, T \equiv g.$

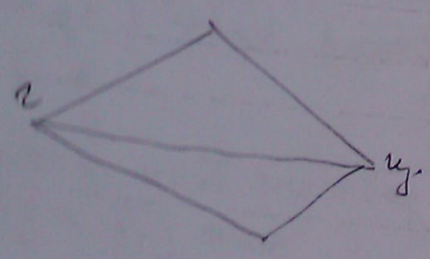
$T \Delta \Delta_1 - (+)$

махане 1, ~~на даване~~
~~на даване~~
 придвижване z до 1-1
 ($z+1$) --- до смята на ориент.
 тогава кои махане заг 2
 остават като част от оптик. път.



Структура за функцията - дек., с помнене на z .

Насрещ



зареждане функцията, към
 z до даване критична т. z



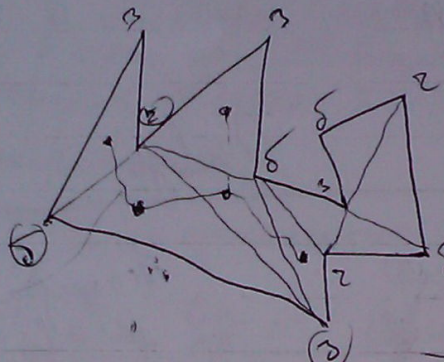
12 12 2013



кзвд → ж
верха
к кинир, е $\frac{1}{3}$ вер

поре $\frac{1}{3}$ камери

двоичен
граф



(Fisk) Теорема на
Фиск: достатъчно
дълги камери
1 камера за f
източни многоъг.
⇒ разбиване източн
многоъг

160 - източн разном из 3 цвета, после
еднозначно представяемто.

двоичен граф ⇒ без цикли ⇒ може да се прехвърли от върх към Δ
цвета без 2 да съединяват отъ

Ако изберем най-малко представяемто източн ⇒ най-малко камери

$\delta_1 = 4$
 $\delta_2 = 4$
 $\delta_3 = 5$

⇒ $\frac{n}{3}$ - достатъчно

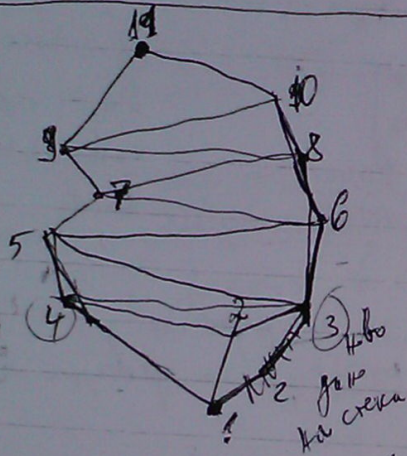
камерите могат да се
разполагат къде да е в
постепен с този източн.

17 окт
9г.

Трианти на многоъг.

- 1) разване на уини - $O(n^2)$
 - 2) разбиване на ^A моног. многоъг. $\rightarrow$ ^{Б.} разбиване на мон. част на А и Б
 $O(n \log n)$ $O(n)$
- $O(n \log n)$

Б.:



Подредбата по вис. се прави за n върхове (от 2-те върха образуващи моног. многоъг.) но по-малкият кой от кои върхове е.
 Поддръжане сек от върхове, които така да пуснем диагонали ако сме сигурни, че няма да пресичат възможността за други диагонали.

гласа

последователни от 1 линия и откати, те да е изпак-
 нал - построение диагонали
 гласа

ако е върхът част от връзката
 - така

последователни от една страна $\rightarrow$ от друга -
 свързване.

$V_1, V_2, \dots$

0) построение та наредбата - минимално време изград
монотонността, т.е. време
верни са за минимално време поре
дем, свързването влизат в мн.

1) поставяме 1 връзка V_1, V_2 в стека

2) за всяко $i = 3, \dots, n-1$

а) ако V_i и S_1 са от 1 верига
докогато в стека има ≥ 1 връзка:
изваждане от стека: $X \leftarrow S_1$
свързване $X - V_i$

изград
държата та а.
илю държ
е по-малката
от 2-те последи

~~заменяване~~
заменяване S_1 (всички единствени, та донде) с S_2 (всички, преди цикъла)

б) ако V_i и S_1 са от 1 верига

~~изваждане от стека: $X \leftarrow S_1$~~
докогато в стека има ≥ 2 връзки и
 V_i е от дясно и

$S_2 S_1 V_i$ - отриц. ориент.)
или

V_i е от ляво и $S_2 S_1 V_i$ - полож. ор.)

изваждане вр. от стека
свързване $V_i - S_1$

добавяне V_i в стека

3) ~~Ако~~ (в стека има повече от 2 връзки) Съед V_n с всеки
връх от стека без последния (и без първия - вече свързани?)

(! В стека влизат са върховете от 1 и следва верига)

1 2 3
2 3

$Z = V_3$

19, 9, 16, 23 - джент

УБ 5.12.2013 - 4-