

Домашни по УИС:

Мартин Георгиев

Коледен едишгън

Задача 1. Докажете, че за произволно свойство S , $Code(S)$ е полуразрешим тогава и само тогава, когато:

- (1) Ако L е полуразрешим език в S и $L \subseteq L'$, за някакъв полуразрешим език L' , то L' е в S
- (2) Ако L е безкраен полуразрешим език в S , то съществува краен подезик L' на L , който е в S .
- (3) Множеството от крайни езици(кодирани като стрингове) в S е полуразрешимо.[†]

Решение:

(\Rightarrow) Първо ще докажем, че полуразрешимостта на $Code(S)$ влече (1). Това е същото като да докажем, че ако L е полуразрешим език в S и $L \subseteq L'$, за някакъв полуразрешим език L' , и L' не е в S , то $Code(S)$ не е полуразрешим (контрапозиция). Нека си фиксираме полуразрешими езици L и L' , такива че L е в S , $L \subseteq L'$ и L' не е в S . Ще направим свеждането $L_{diag} \leq Code(S)$. За целта ще изложим алгоритъм, реализиращ тотална функция f , таква че:

$$\mathcal{L}(M_{f(\omega)}) = \begin{cases} L & \omega \in L_{diag} \text{ (} \Longleftrightarrow w \notin \mathcal{L}(M_\omega) \text{)} \\ L' & \omega \notin L_{diag} \text{ (} \Longleftrightarrow w \in \mathcal{L}(M_\omega) \text{)} \end{cases}$$

Описание на работата на $M_{f(\omega)}$ върху входна дума α :

- $M_{f(\omega)}$ симулира едновременно $M_\omega(\omega)$ и $M_L(\alpha)$.
- Ако M_L завърши първа с q_{accept} , $M_{f(\omega)}$ завършва с q_{accept} .
- Иначе, ако M_ω завърши първа с q_{accept} , $M_{f(\omega)}$ симулира $M_{L'}(\alpha)$ и в случай, че симулацията завърши, завършва със същия резултат.

Ясно е, че ако ω е в L_{diag} , то M_ω никога няма да завърши, съответно $M_{f(\omega)}$ ще приеме точно думите, които M_L приема, и $\mathcal{L}(M_{f(\omega)})$ ще е точно L . За случая, в който ω не е в L_{diag} , разглеждаме два възможности. Ако α е от L' , то тя или ще бъде приета от M_L (в случая, когато $M_L(\alpha)$ завършва успешно преди $M_\omega(\omega)$) или ще бъде приета от $M_{L'}$ (в случая, когато $M_\omega(\omega)$ завършва успешно преди $M_L(\alpha)$). Ако пък α не е от L' , то тя няма да бъде приета от M_L , съответно $M_\omega(\omega)$ ще завърши първа с q_{accept} и симулацията на $M_{L'}$ няма да приеме α . Така, когато ω не е в L_{diag} , $\mathcal{L}(M_{f(\omega)})$ ще е точно L' . Оттук директно можем да заключим, че:

$$\omega \in L_{diag} \Longleftrightarrow \mathcal{L}(M_{f(\omega)}) \in S \Longleftrightarrow f(\omega) \in Code(S)$$

Щом L_{diag} се свежда до $Code(S)$, то $Code(S)$ е “поне толкова труден” колкото L_{diag} , тоест $Code(S)$ няма как да е полуразрешим. \square

Сега ще докажем, че полуразрешимостта на $Code(S)$ влече (2). Това е същото като да докажем, че ако L е безкраен полуразрешим език в S и никой краен подезик L' на L не е в S , то $Code(S)$ не е полуразрешим (контрапозиция). Нека си фиксираме безкраен полуразрешим език L в S , който няма крайни подезици в S . Както в предишното доказателство, ще направим свеждането $L_{diag} \leq Code(S)$. За целта ще изложим алгоритъм, реализиращ тотална функция f , такава че:

$$\mathcal{L}(M_{f(\omega)}) = \begin{cases} L & \omega \in L_{diag} \text{ (} \Longleftrightarrow w \notin \mathcal{L}(M_\omega) \text{)} \\ L' & \omega \notin L_{diag} \text{ (} \Longleftrightarrow w \in \mathcal{L}(M_\omega) \text{)} \end{cases}$$

където L' е някакъв краен подезик на L (все още не знаем какъв).

Описание на работата на $M_{f(\omega)}$ върху входна дума α :

[†] В учебника на Hopcroft и Ullman се говори за *enumerable* множества, тоест множества, които могат да бъдат генерирани от машина на Тюринг (чрез изброяване на елементите им на изходна лента). Доколкото разбирам, един език е полуразрешим точно тогава, когато е *enumerable*, затова съм формулирал твърдението с полуразрешимост.

- $M_{f(\omega)}$ симулира $M_\omega(\omega)$ за $|\alpha|$ на брой стъпки.
- Ако симулацията завърши с q_{accept} , $M_{f(\omega)}$ отхвърля α .
- Иначе, $M_{f(\omega)}$ пуска нова симулация на $M_L(\alpha)$ и, в случай, че тя завърши, $M_{f(\omega)}$ завършва със същия резултат.

Ясно е, че ако ω е в L_{diag} , то M_ω никога няма да завърши, съответно $M_{f(\omega)}$ ще приеме точно думите, които M_L приема, и $\mathcal{L}(M_{f(\omega)})$ ще е точно L . В случая, в който ω не е в L_{diag} , $M_\omega(\omega)$ завършва в q_{accept} за някакъв брой стъпки k . Тогава $M_{f(\omega)}$ няма да приеме никоя дума с дължина поне k , тоест ще приеме само краен брой думи. Нещо повече, тези думи ще са от L тъй като $M_{f(\omega)}(\alpha)$, завършва успешно само когато $M_L(\alpha)$ завършва успешно. Така, когато ω не е в L_{diag} , $\mathcal{L}(M_{f(\omega)})$ ще е точно L' , за някакъв краен подезик L' на L . Отгук директно можем да заключим, че:

$$\omega \in L_{diag} \iff \mathcal{L}(M_{f(\omega)}) \in S \iff f(\omega) \in Code(S)$$

Щом L_{diag} се свежда до $Code(S)$, то $Code(S)$ е “поне толкова труден” колкото L_{diag} , тоест $Code(S)$ няма как да е полуразрешим. \square

Остава да докажем, че полуразрешимостта на $Code(S)$ влече (3). За целта е достатъчно да построим машина на Тюринг M , такава че $\mathcal{L}(M)$ е множеството от крайни езици в S . Нека $M_{Code(S)}$ е машина на Тюринг, която разпознава $Code(S)$.

Описание на работата на M върху входна дума α :

- За всяка от думите от езика с код α , M “строи” код на машина на Тюринг, разпознаваща само тази дума.
- M обединява всички машини в нова машина M_L с език обединението на езиците на машините.
- M симулира $M_{Code(S)}$ върху кода на M_L и в случай, че $M_{Code(S)}$ завърши, M завършва със същия резултат.

Ясно е, че M завършва успешно върху входна дума α тогава и само тогава, когато крайният език L , кодиран в думата α е в S , тъй като генерирането на машината M_L за езика L отнема крайно време и $M_{Code(S)}$ завършва успешно върху M_L точно тогава, когато $\mathcal{L}(M_L) = L$ е в S . \square

(\Leftarrow) В обратната посока, нека приемем, че имаме (1), (2) и (3). Трябва да докажем, че $Code(S)$ е полуразрешим. За целта е достатъчно да построим машина на Тюринг $M_{Code(S)}$, такава че $\mathcal{L}(M_{Code(S)}) = Code(S)$. Нека M_{finite} е машина за множеството от крайни езици в S и нека $\omega_1, \omega_2, \dots$ е произволно изброяване на думите от Σ^* .

Описание на работата на $M_{Code(S)}$ върху входна дума α :

- $M_{Code(S)}$ паралелно[†] симулира $M_{finite}(\omega_1), M_{finite}(\omega_2), \dots$ (като да кажем ги редува[†] на някакъв брой стъпки)
- Ако някога някоя от симулациите (да кажем за дума ω_i) завърши успешно, $M_{Code(S)}$ създава нови паралелни симулации(които продължава да редува с останалите) на M_α за всяка една от думите в ω_i (да не забравяме, че ω_i кодира език). Ако всяка една от тези нови симулации завърши успешно, $M_{Code(S)}$ завършва с q_{accept} .

Ясно е, че ако α е в $Code(S)$, то езикът $L := \mathcal{L}(M_\alpha)$ ще е в S , съответно от (2) ще съществува краен подезик L' на L в S , който се кодира от крайна дума $\omega_{L'}$. По построение машината M все някога ще завърши успешно симулация на M_{finite} върху думата $\omega_{L'}$ (тъй като $L' \in S$), след което ще завърши успешно симулация на M_α върху всички думи кодирани от $\omega_{L'}$ (тъй като $L' \subseteq L = \mathcal{L}(M_\alpha)$) и ще приключи в приемащо състояние q_{accept} . Ако пък α не е в $Code(S)$, то езикът $L := \mathcal{L}(M_\alpha)$ няма да е в S , съответно от контрапозицията на (1) никой краен подезик L' на L няма да е в S и M никога няма да завърши успешно никоя от симулациите на M_α (и съответно самата M няма да завърши успешно), тъй като тези симулации ще са върху думи от езици, които не са подезици на L . Двете разсъждения доказват, че $M_{Code(S)}$ разпознава точно езика $Code(S)$. \square

Задача 2. (Теорема за линейна компресия) Докажете, че за всяка ограничена по памет от $S(n)$ машина на Тюринг M с k работни ленти и една *read-only* входна лента и за всяка константа $c > 0$ съществува такава ограничена по памет от $cS(n)$ машина на Тюринг M' с една работна лента и една *read-only* входна лента, че $\mathcal{L}(M) = \mathcal{L}(M')$.

Решение:

Броят работни ленти на M няма значение, тъй като винаги можем да трансформираме M в машина N , която използва точно една работна лента. Наистина, тази машина ще работи по-бавно, но броят клетки, които ще използва, ще е точно максимума от използваните клетки на различните работни ленти на M , съответно N също ще е ограничена по памет от $S(n)$. Щом броят ленти няма значение, можем да направим доказателство за машина на Тюринг M с една работна лента. Разделяме задачата на два случая:

[†]Под паралелно не се има предвид на различни ленти, ами по такъв начин, че симулацията на досегашните машини да не бъде замазана.

[†]Пример за такова редуване е 1, 1, 2, 1, 2, 3, 1, 2, 3, 4, ... Важно е редуването да се връща обратно към симулациите, които вече са стартирани - редуване тип 1, 2, 3, 4, ... няма да проработи.

1 сл. Ако $c \geq 1$, $M' = M$ ще бъде ограничена по памет от $cS(n)$, тъй като M е ограничена по памет от $S(n)$, а $1 \leq S(n) \leq cS(n)$.

2 сл. Остава да разгледаме случая, когато $0 < c < 1$. Тъй като редицата с общ член $\frac{1}{n}$ клони към 0, винаги можем да намерим естествено число d , такова че $\frac{2}{d} < c$. Е, тогава можем да конструираме машина на Тюринг M' , която мислено разбива лентата, която M използва, на равни интервали от по d клетки и кодира всеки от тези интервали в отделна клетка, използвайки азбука $\Gamma' = \Gamma^d \cup \Gamma$ и състояния $Q' = (Q \times I_d) \cup \{q_{accept}, q_{reject}\}$, където всяка буква от Γ^d кодира интервал от d клетки в M , а втората компонента на състоянията от $(Q \times I_d)$ кодира в коя клетка от текущия интервал е главата на M в момента. Началното състояние на M' ще е $q_{start}' = (q_{start}, 0)$, а функцията на преходите трябва да се дефинира така, че на всяка стъпка M' да променя само текущата буква от текущия интервал, да мести главата си само когато главата в M би преминала в нов интервал и да влиза в q_{accept}, q_{reject} само когато е в (q_{accept}, x) и (q_{reject}, x) , за някакво x .

Ясно е, че подобна конструкция на M' ще разпознава точно $\mathcal{L}(M)$, използвайки $\lceil \frac{1}{d}S(n) \rceil$ памет. Ако $\lceil \frac{1}{d}S(n) \rceil > 1$, то $\frac{1}{d}S(n) > 1$ и съответно $\lceil \frac{1}{d}S(n) \rceil < \frac{1}{d}S(n) + 1 < \frac{2}{d}S(n)$. От избора ни на d , $\frac{2}{d}S(n) < cS(n)$, откъдето M' ще бъде ограничена по памет и от $cS(n)$. Ако пък $\lceil \frac{1}{d}S(n) \rceil = 1$, то M' тривиално ще бъде ограничена по памет от всяка функция[†], включително $cS(n)$.

□

Задача 3. (Теорема за линейно ускорение) Докажете, че ако един език L се приема от ограничена по време от $T(n)$ k -лентова Тюринг Машина M , $k > 1$ и $n \in o(T(n))$, то за всяко $c > 0$, L се приема от ограничена по време от $cT(n)$ k -лентова Тюринг Машина M' .

Решение:

Както в предишната задача, разделяме теоремата на два случая:

1 сл. Ако $c \geq 1$, то $M' = M$ ще бъде ограничена по време от $cT(n)$, тъй като M е ограничена по време от $T(n)$, а $1 \leq T(n) \leq cT(n)$.

2 сл. Остава да разгледаме случая, когато $0 < c < 1$. Тъй като редицата с общ член $\frac{1}{n}$ клони към 0, винаги можем да намерим естествено число d , такова че $\frac{2}{d} < c$. Ще изложим конструкция на еднолентова машина на Тюринг M' , симулираща друга, ограничена по време от $T(n)$, еднолентова машина на Тюринг M за време $\lceil \frac{1}{d}T(n) \rceil$.

Подобно на конструкцията в теоремата за линейна компресия, M' разбива лентата, която M използва, на равни интервали от по d клетки и кодира всеки от тези интервали в отделна клетка, но този път заедно със съседните му отляво и отдясно интервали, използвайки азбука $\Gamma' = \Gamma^d \times \Gamma^d \times \Gamma^d \cup \Gamma$ и състояния $Q' = (Q \times I_d \times \Gamma^d \times \Gamma^d \times \Gamma^d) \cup \{q_{accept}, q_{reject}\}$, където всяка буква от азбуката от вида $(\Gamma^d \times \Gamma^d \times \Gamma^d)$ кодира съответно текущия интервал от d клетки в M , левия интервал от d клетки в M и десния интервал от d клетки в M , втората компонента на състоянията от $(Q \times I_d \times (\Gamma^d \times \Gamma^d \times \Gamma^d))$ кодира в коя клетка от текущия интервал е главата на M в момента, а третата компонента държи “обновени стойности” на интервалите, над които е главата на M' в момента (M' кодира всеки от интервалите от d клетки в M на две места, съответно при намазване на едното място трябва да има механизъм, чрез който да се синхронизират промените).

Тъй като новите букви в M' могат да държат контекст от поне d клетки вляво и вдясно от клетката, върху която е главата на M , M' може да симулира d прехода в M за една стъпка, откъдето сложността по време на M' ще бъде точно $\lceil \frac{1}{d}T(n) \rceil$.

Лесно се вижда, че горната конструкцията може да се разшири до такава за много ленти, тоест всяка ограничена по време от $T(n)$ k -лентова машина на Тюринг M може да бъде трансформирана в константно по-бърза k -лентова машина на Тюринг M' , която обаче работи константно по-бързо само за вече кодирана по начина описан по-горе входна дума. Тък като ние искаме да докажем, че съществува константно по-бърза машина на Тюринг за същия вход, M' ще трябва сама да извърши кодирането на входната дума. Това може да стане с едно сканиране надясно на входната лента и едно връщане наляво на главата върху лентата за кодиране за общо $n + \lceil \frac{n}{d} \rceil$ стъпки.

Така за входна дума с дължина n общият брой стъпки, които M' ще извърши, ще бъде:

$$n + \lceil \frac{n}{d} \rceil + \lceil \frac{1}{d}T(n) \rceil \leq n + \frac{n}{d} + \frac{1}{d}T(n) + 2$$

Тъй като $n \in o(T(n))$, за достатъчно големи n ще е изпълнено, че:

$$n + \frac{n}{d} + \frac{1}{d}T(n) + 2 < 3n + \frac{1}{d}T(n) < \frac{2}{d}T(n) < cT(n)$$

тоест M' ще бъде ограничена по време от $cT(n)$.

[†] В учебника на Hopcroft и Ullman под “ограничена по памет $S(n)$ ” се има предвид ограничена по памет от $\max(1, \lceil S(n) \rceil)$. Ако ползваме тази дефиниция, M' наистина ще бъде ограничена по памет от всяка функция, тъй като е ограничена по памет от $\lceil \frac{1}{d}S(n) \rceil = 1$.

Задача 4. (Теорема за ускорението на Блум) Докажете, че за всяка тотална изчислима функция $r(n)$ съществува разрешим език L , такъв че за произволна машина на Тюринг M_i , приемаща L , съществува, машина на Тюринг M_j , приемаща L , такава че $r(S_j(n)) \leq S_i(n)$ за почти всички n .

Решение:

Забележка. Доказателството е пренаписана от мен версия на доказателството на теорема 12.14 от [1].

Без ограничение на общността нека вземем r да е напълно-построима по памет[†] монотонно растяща функция, такава че $r(n) \geq n^2$.[‡] Дефинираме си функция h по следния начин:

$$h(n) = \begin{cases} 2 & n = 1 \\ r(h(n-1)) & n \geq 2 \end{cases}$$

Очевидно щом $r(n) \geq n^2$, то $h(n) \geq 2^{2^n}$.

Нека сега разгледаме изброяване M_1, M_2, \dots на всички машини на Тюринг с *read-only* входна лента, такава че кодът на машина M_i е с дължина най-много $\log_2 i$ (очевидно такава изброяване съществува). Ще построим език L , такъв че:

(1) Ако $\mathcal{L}(M_i) = L$, то $S_i(n) \geq h(n-i)$ за почти всички n .

(2) За всяко k съществува машина на Тюринг M_j , такава че $\mathcal{L}(M_j) = L$ и $S_j(n) \leq h(n-k)$ за почти всички n .

Ясно е, че ако намерим разрешим език L , за който горните две твърдения са изпълнени, то за произволна машина на Тюринг M_i , приемаща L , ще съществува машина на Тюринг M_j , приемаща L , такава че $r(S_j(n)) \leq S_i(n)$, защото от (1) $S_i(n) \geq h(n-i)$, а от (2) можем да вземем M_j да е такава, че:

$$r(S_j(n)) \leq r(h(n-i-1)) = h(n-i) \leq S_i(n) \text{ за почти всички } n.$$

Ще изложим алгоритъм за конструирането на език $L \subseteq 0^*$, който удовлетворява (1) и (2). Алгоритъмът ще разглежда последователно $n = 0, 1, 2, \dots$, и за всяко n ще определя дали думата 0^n е в L . По време на самото итериране, някои от машините на Тюринг в изброяването, което си фиксирахме ще бъдат “отхвърляни”, като тези машини няма да приемат L . Нека си дефинираме $\sigma(n)$ като най-малкият индекс $j \leq n$, такъв че $S_j(n) < h(n-j)$, и M_j не е отхвърлена за итерациите $0, 1, \dots, n-1$. Ако $\sigma(n)$ съществува[†], то алгоритъмът отхвърля машината $M_{\sigma(n)}$, приемайки 0^n точно тогава, когато $M_{\sigma(n)}$ не приема 0^n .

Ще покажем, че L отговаря на (1) с допускане на противното - нека приемем, че съществува машина на Тюринг M_i , такава че $\mathcal{L}(M_i) = L$ и $S_i(n) < h(n-i)$ за безкраен брой остойностявания на n . Тогава за безкраен брой итерации в алгоритъма конструиращ L , ще бъде изпълнено, че $S_i(n) < h(n-i)$, и за още най-много краен брой от тях M_i ще стане най-малката неотхвърлена машина с това свойство и ще бъде отхвърлена. Но ние знаем, че отхвърлените машини не разпознават L , следователно M_i няма да разпознава L , което е противоречие.

Остава да покажем, че L отговаря на (2). Нека вземем произволно k . Ще построим машина на Тюринг $M = M_j$, която разпознава L и работи за памет $S_j(n) \leq h(n-k)$ за почти всички n . При определянето дали 0^n принадлежи на L , M трябва да симулира $M_{\sigma(n)}$ върху 0^n . За изчисляването на $\sigma(n)$ обаче, M трябва да “знае” кои от машините на Тюринг са били отхвърлени за първите n итерации в алгоритъма, конструиращ L . Симулирането на тези итерации би отнело памет $\max\{h(l-i) \mid 0 \leq l \leq n \ \& \ 1 \leq i \leq l\}$, което в общия случай е повече от $h(n-k)$.

За да се справим с този проблем, забелязваме, че съществува итерация с някакъв най-малък номер n_1 , от която нататък никоя от машините M_1, M_2, \dots, M_k не бива отхвърлена. Тогава можем да добавим към M вградени правила за думите от вида $0^{<n_1}$, принадлежащи на L , и вграден “списък” с номерата на машините на Тюринг, които алгоритъмът, конструиращ L , би отхвърлил за $n_1 - 1$ итерации[‡]. По този начин, ако $n < n_1$, M няма да използва никаква допълнителна памет, а ако $n \geq n_1$, M ще трябва да симулира итерации с номер $n_1 \leq l \leq n$ за машини с индекс $k < i \leq n$, използвайки най-много $h(n-k+1)$ памет.

Тъй като кодът на M_i е по-малък от $\log_2 n$ за $i \leq n$, списъкът от отхвърлени машини на Тюринг, които M трябва да “помни” ще заема памет $n \log_2 n$, а за симулациите на машините от $M_{k+1}, M_{k+2}, \dots, M_n$, ще необходима памет $\log_2 n \cdot h(n-k+1)$. От наблюдението, че $h(n) \geq 2^{2^n}$, за почти всички n ще бъде в сила, че:

$$h(n-k) = h(n-k-1)^2 \geq 2^{2^{n-k-1}} h(n-k-1) \geq n \log_2 n \cdot h(n-k-1) \geq \log_2 n \cdot h(n-k-1) + n \log_2 n$$

тоест машината M ще работи за памет $S_j(n) \geq h(n-k)$ върху почти всички думи. □

[†]Под “напълно-построима по памет функция $r(n)$ ” разбираме функция $r(n)$, за която съществува машина на Тюринг, която използва точно $r(n)$ клетки за **всяка** входна дума с дължина n .

[‡]Причината да не се губи общност е, че $r(n)$ и n^2 са изчислими функции, тоест винаги можем да конструираме напълно-построима по памет монотонно растяща функция породена от $r(n)$, която да расте поне квадратично - например можем да си дефинираме функцията $r'(n)$ чрез машина на Тюринг M , която строи $r'(n)$, изчислявайки и построявайки $r'(n-1)$, $r(n)$ и n^2 на отделни ленти.

[†]Очевидно $\sigma(n)$ може да се изчисли чрез тестване на неотхвърлените машини с индекси $\leq n$ върху всяка дума с дължина n .

[‡]Не е нужно да знаем колко е n_1 , машината на Тюринг, съобразена с правилното n_1 , съществува независимо от наблюденията ни.

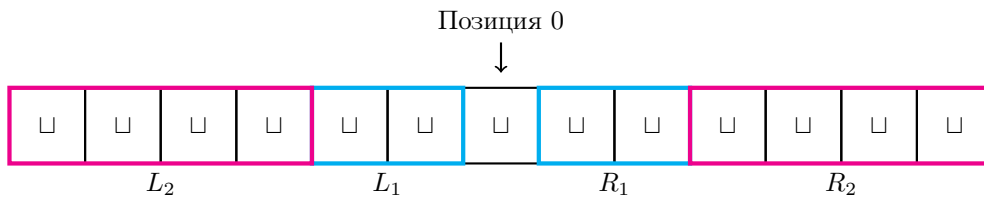
Задача 5. Докажете, че съществува машина на Тюринг \mathcal{U} , такава че за всеки две думи $\omega, \alpha \in \{0, 1\}^*$, $\mathcal{U}(\omega, \alpha) = M_\omega(\alpha)$. и, ако $M_\omega(\alpha)$ спира за T стъпки, то $\mathcal{U}(\omega, \alpha)$ спира за $CT \log T$ стъпки, където C е някаква константа, зависеща единствено от големината на азбуката, състоянията и лентите на M_ω .

Решение:

Забележка. Идеята за доказателството е взета от [2].

Съществената част от задачата е да измислим как да симулираме една стъпка от изчислението на произволно-лентова машина на Тюринг M чрез някакъв константен брой ленти на \mathcal{U} за колкото се може по-малко време. Очевидно е, че \mathcal{U} няма как да симулира различните ленти на M паралелно (или поне не всички), затова, за да направим последователната симулация на много ленти от M върху една лента на \mathcal{U} ефективна, трябва смяната между две ленти на M да се осъществява колкото се може “по-плавно” (тоест без да се налага \mathcal{U} да търси главата на следващата лента от M). За целта, \mathcal{U} ще държи всяка от главите на лентите от M в началото на своята лента и, вместо да ги мести, ще “плъзга” всяка от лентите наляво и надясно под съответстващата ѝ глава. Естествено, плъзгането на една цяла лента би отнело твърде много време, затова \mathcal{U} ще плъзга само определени сегменти от лентите.

Идеята за симулация върху машина на Тюринг M с единствена лента изглежда по следния начин. Представаме си, че началната позиция на главата на \mathcal{U} е позиция 0 и мислено разделяме лявата част на лентата на зони L_1, L_2, \dots и дясната част на лентата на зони R_1, R_2, \dots , където за всяко i , L_i и R_i съдържат по 2^i клетки както е илюстрирано на фигурата по-долу.



Ще казваме, че една зона е “празна”, ако е запълнена единствено със специалния символ “ \smile ”, “пълна”, ако е запълнена единствено със символи различни от “ \smile ” и “наполовина пълна”, ако само 2^{i-1} -те най-отдалечени от позиция 0 символи в зоната са “ \smile ”.

Инвариант: В началото на стъпка x от симулацията на M в \mathcal{U} , за произволни зони L_i, R_i е изпълнено, че ако една от зоните е била достигната от главата на \mathcal{U} на някоя предишна стъпка, то и двете зони са били достигнати и:

1. Или R_i е празна и L_i е пълна,
2. Или R_i е пълна и L_i е празна,
3. Или R_i е наполовина пълна и L_i е наполовина пълна.

Освен това лентата, която се получава след премахване на клетките, съдържащи символ “ \smile ”, от лентата на \mathcal{U} , е идентична на лентата на M за стъпка x от изчислението на M за същата дума.

Алгоритъмът за симулация на стъпка надясно в M е следния:

1. Главата на \mathcal{U} започва да върви надясно, докато намери първата зона R_i , която не е празна.
2. Главата копира първия символ от R_i на позиция 0, а останалите $2^{i-1} - 1$ (или $2^i - 1$, ако R_i е била пълна) символи разпределя в първите половини на зони R_1, R_2, \dots, R_{i-1} (и R_i , ако R_i е била пълна). Клетките в R_i , които са останали без символи, биват запълнени със символа “ \smile ”.
3. След като поправянето на дясната част от лентата е приключило, главата на \mathcal{U} измества пълните зони L_1, L_2, \dots, L_{i-1} в първата половина на левите им зони L_2, L_3, \dots, L_i , запълва вторите половини на зоните с “ \smile ” и, ако L_i е била наполовина пълна, измества тази половина в далечния край на L_i , освобождавайки място за новите символи, които ще дойдат от L_{i-1} . Накрая \mathcal{U} копира досегашния символ от позиция 0 (тоест символа в началото на стъпката) в по-близката до позиция 0 половина на L_1 , след което връща главата на \mathcal{U} на позиция 0.

Стъпката наляво е аналогична, а когато главата на M не се мести, \mathcal{U} не извършва никакви плъзгания.

С помощта на специална лента за копиране цялата процедура може да се извърши за време $O(2^i)$. Ключово е наблюдението, че след подобно плъзгане на i зони, клетките отляво и отдясно на позиция 0 се запълват по такъв начин, че повторно плъзгане на i зони би било възможно едва след изпразване или запълване на наполовина

пълните зони R_1, R_2, \dots, R_{i-1} , тоест след най-малко $2^{i-1} - 1$ хода. Щом това е така, то броят плъзгания на i зони за цялата симулация на M ще бъде най-много $\frac{T}{2^{i-1}}$. Тъй като за време T \mathcal{U} може да стигне най-много до зона $\lceil \log T \rceil$, общият брой стъпки, които \mathcal{U} извършва в плъзгания на зони може да се изрази със следната сума:

$$\sum_{i=1}^{\lceil \log T \rceil} \frac{T}{2^{i-1}} O(2^i) = O(T \log T)$$

За да разширим горната конструкция до такава за k ленти, можем мислено да заменим позиция 0 с редица от k 0-леви позиции и да увеличим размера на всяка зона от вида L_i или R_i до $k2^i$ клетки. За всяка лента от M_ω ще извършваме изчислението единствено в заделените за нея части от зоните, като по този начин симулацията ще се забави приблизително k^2 пъти.

Остава да съобразим, че кодирането на азбуката Γ чрез $\{0, 1\}$ би довело до допълнително забавяне от $\lceil \log_2 |\Gamma| \rceil$ (\mathcal{U} може да кодира всяка клетка от M чрез $\lceil \log_2 |\Gamma| \rceil$ свои клетки), сканирането и презаписването на текущото състояние би довело до допълнително забавяне от порядъка на $\lceil \log_2 |Q| \rceil$, а търсенето на правило за текущата конфигурация във функцията на преходите на M би довело до допълнително забавяне от порядъка на $|Q||\Gamma|$ (в функцията на преходите има $|Q||\Gamma|$ правила).

Така, комбинирайки всички забавяния, получаваме, че \mathcal{U} ще работи за време $CT \log T$, където C е константа зависеща единствено от големината на азбуката, състоянията и лентите на M_ω . \square

Задача 6. (Теорема на Имерман-Селепчени) Докажете, че за всяка функция $S(n) \geq \log n$, е в сила, че $\text{NSPACE}(S(n)) = \text{co-NSPACE}(S(n))$.

Решение: Теоремата може да се докаже чрез следното наблюдение:

Наблюдение За всяка ограничена от $S(n) \geq \log n$ машина на Тюринг M съществува друга машина на Тюринг N , която строи графа^a на M за входна дума ω , използвайки работни ленти с размер $S(n)$ и *write-only* изходна лента с глава, която може да се движи само надясно, и размер $p(c^{S(n)})$, където c е някаква константа, а p е някакъв полином.

^aПод "Граф на машина на Тюринг M за входна дума ω " се има предвид граф с върхове конфигурациите на M , които могат да се получат при изчислението за вход ω , и ребра свързващи конфигурациите, между които има преходи.

Интуитивно, машината N ще генерира последователно всички конфигурации на M , записвайки ги на изходната си лента като върховете на графа G , след което за всяка от конфигурациите ще генерира всички нейни съседни конфигурации, записвайки наредените двойки от съседни като ребрата на графа G . За да изчисли броя възможни конфигурации на M за произволна входна дума ω , N ще използва разглеждания на лекции алгоритъм за налучкване на горна граница на използвани клетки за дадено изчисление. Тъй като този алгоритъм не увеличава големината на работната памет, N ще използва най-много $S(n)$ работна памет за генерирането на G , а големината на G (съответно и размерът на изходната лента на N) ще е най-много $p(c^{S(n)})$ за някаква константа c и някакъв полином p , понеже върховете на графа са ограничени от $c^{S(n)}$, а ребрата са най-много квадратично повече.

(\Rightarrow) Нека сега вземем произволен език L от $\text{NSPACE}(S(n))$ и нека фиксираме произволна недетерминирана машина на Тюринг M , която разпознава L и също така има единствена финална конфигурация κ_{accept} [†]. Ще докажем, че L принадлежи на $\text{co-NSPACE}(S(n))$, което е същото като \bar{L} да принадлежи на $\text{NSPACE}(S(n))$. За целта конструираме недетерминитана машина на Тюринг R за \bar{L} , която комбинира машината N с ограничена по памет от $\log n$ недетерминирана машина на Тюринг $M_{\overline{PATH}}$ с единствена приемаща конфигурация за езика \overline{PATH} - R ще симулира $M_{\overline{PATH}}$ върху графа кодиращ изчислението на M за входна дума ω , стартов връх $init(\omega)$ и финален връх κ_{accept} . За да спести памет, R няма да генерира самия граф, а вместо това ще използва специална лента брояч с размер $\log |G| \leq \log p(c^{S(n)}) = O(S(n))$, за запомняне на текущия индекс на клетката v , която трябва да се намира главата на лентата на G . Всеки път, когато симулацията на $M_{\overline{PATH}}$ иска да достъпи клетката под главата, R ще изчислява клетката използвайки работните ленти на N и още една допълнителна лента брояч (отново с размер $O(S(n))$) - вместо да записва на изходната си лента графа G , N ще инкрементира брояча докато стигне до индекса, от който се интересува $M_{\overline{PATH}}$.

По този начин R ще приема дума ω точно когато $\omega \in \bar{L}$, тъй като $\omega \in \bar{L}$ тогава и само тогава, когато не съществува път от $init(\omega)$ до κ_{accept} в графа на M за входна дума ω . Нещо повече R ще е ограничена по памет от $S(n)$, тъй като N и $M_{\overline{PATH}}$ работят за $S(n)$ памет.

(\Leftarrow) В обратната посока, нека вземем произволен език L от $\text{co-NSPACE}(S(n))$. От дефиницията на $\text{co-NSPACE}(S(n))$, щом L е в $\text{co-NSPACE}(S(n))$, то \bar{L} е в $\text{NSPACE}(S(n))$. Е, от първата част на доказателството знаем, че щом, \bar{L} е в $\text{NSPACE}(S(n))$, то L е в $\text{NSPACE}(S(n))$, тоест L ще е в $\text{NSPACE}(S(n))$. \square

[†]Очевидно е, че всяка машина на Тюринг може да се сведе до такава с единствена финална конфигурация без новата машина да използва допълнително памет

Задача 7. (2-SAT) Докажете, че съществува полиномиален алгоритъм, който по дадена КНФ ϕ , в която всяка от дизюнктивните клаузи е с единствен дизюнкт на два литерала, определя дали съществува остойностяване на променливите, за което ϕ е истина.

Решение:

Първо ще въведем няколко дефиниции:

- Импликационен вид на формула $\phi = (\lambda_1 \vee \lambda_2) \wedge (\lambda_3 \vee \lambda_4) \wedge \dots \wedge (\lambda_{n-1} \vee \lambda_n)$ е формулата

$$\psi = (\neg\lambda_1 \rightarrow \lambda_2) \wedge (\neg\lambda_2 \rightarrow \lambda_1) \wedge (\neg\lambda_3 \rightarrow \lambda_4) \wedge (\neg\lambda_4 \rightarrow \lambda_3) \wedge \dots \wedge (\neg\lambda_{n-1} \rightarrow \lambda_n) \wedge (\neg\lambda_n \rightarrow \lambda_{n-1})$$

- Импликационният граф на формула ϕ е графът с върхове литералите в импликационния вид ψ на ϕ и ориентирани ребра импликациите между литералите в ψ .

Лесно се вижда, че ако ϕ е изпълнима, то и импликационният ѝ вид ψ е изпълним. Освен това за всяко остойностяване на променливите във ϕ , ϕ е истина тогава и само тогава, когато в импликационния ѝ граф не съществува ребро (λ_1, λ_2) , за което $\lambda_1 \equiv T \wedge \lambda_2 \equiv F$.

Обратно към задачата, ще изложим алгоритъм, който решава 2-SAT:

```

0 SOLVE-2-SAT( $\phi$ : булева формула)
1    $G \leftarrow \text{BuildImplicationGraph}(\phi)$ 
2   Toposort(SCC( $G$ ))
3   for  $x \in \text{vars}(\phi)$ :
4     if  $\text{SCC}(x) = \text{SCC}(\neg x)$ :
5       return False
6     else if  $\text{SCC}(x) < \text{SCC}(\neg x)$ :
7        $x \leftarrow \text{False}$ 
8     else:
9        $x \leftarrow \text{True}$ 
10  return True

```

SOLVE-2-SAT строи импликационния граф G на формулата ϕ , след което извършва топологично сортиране на силно свързаните компоненти на G . Ако съществува променлива, която е в една компонента с отрицанието си, то алгоритъмът връща лъжа като индикация, че ϕ не е изпълнима. В противен случай SOLVE-2-SAT остойностява x като лъжа, ако в топологичната сортировка силно свързаната компонента на x е с по-малък индекс от тази на $\neg x$, или като истина, ако обратното е изпълнено.

Твърдение: SOLVE-2-SAT връща True тогава и само тогава, когато ϕ е изпълнима. Нещо повече, в случай, че ϕ е изпълнима, SOLVE-2-SAT остойностява променливите във ϕ , така че ϕ да е истина.

Доказателство:

(\Rightarrow) Нека допуснем, че SOLVE-2-SAT връща True и грешно остойностяване за някоя формула ϕ , която не е изпълнима. Щом ϕ не е изпълнима, то в импликационният граф G на ϕ съществува ребро (x, y) , за което SOLVE-2-SAT остойностява $x \equiv T$ и $y \equiv F$. Ще разгледаме това ребро, както и неговото обратно ребро $(\neg y, \neg x)$ (от конструкцията на G щом $(x, y) \in E(G)$, то и $(\neg y, \neg x) \in E(G)$). Факта, че тези две ребра съществуват влече, че:

$$\begin{aligned} \text{SCC}(x) &\leq \text{SCC}(y) \\ \text{SCC}(\neg y) &\leq \text{SCC}(\neg x) \end{aligned}$$

Освен това, тъй като $x \equiv T$, от начина, по-който работи SOLVE-2-SAT, ще бъде изпълнено, че:

$$\text{SCC}(\neg x) < \text{SCC}(x)$$

Комбинирайки неравенствата получаваме:

$$\text{SCC}(\neg y) \leq \text{SCC}(\neg x) < \text{SCC}(x) \leq \text{SCC}(y)$$

В същото време, тъй като $y \equiv F$, от начина на работа на SOLVE-2-SAT би трябвало да е в сила $\text{SCC}(y) < \text{SCC}(\neg y)$, но последното противоречи на изведеното. \square

(\Leftarrow) В обратната посока, нека допуснем, че SOLVE-2-SAT връща False за някоя изпълнима формула ϕ . Тогава SOLVE-2-SAT е влязал в if-а на ред 4, тоест съществува променлива x , която е в една и съща силно свързана компонента с отрицанието си $\neg x$. Щом x и $\neg x$ са в една и съща свързана компонента, то в G ще съществува път $(x, v_1, v_2, \dots, v_k, \neg x)$ от x до $\neg x$. Нека БОО в остойностяването на ϕ x е истина[†]. Тогава все някъде по пътя ще има ребро от връх със стойност истина към връх със стойност лъжа, тоест ϕ няма да е изпълнима, което е противоречие. \square

[†]ако x е лъжа, то можем да разгледаме път $(\neg x, u_1, u_2, \dots, u_k, x)$ от $\neg x$ до x

Анализ на сложността: За построяването на импликационния граф G на ϕ е нужно полиномиално време. Нещо повече, големината на графа G е $O(|\phi|)$, откъдето алгоритмите за топологично сортиране и намиране на свързани компоненти също ще работят за полиномиално време (такива алгоритми обикновено се реализират за време $O(n + m)$).

Задача 8. Докажете, че $\text{NTIME}(T(n)) \subseteq \text{DSpace}(T(n))$.

Решение: Нека L е произволен език от $\text{NTIME}(T(n))$ и нека M_L е ограничена по време от $T(n)$ недетерминирана машина на Тюринг, която разпознава L . Ако си мислим за изчислението на M_L върху дума ω като за дърво с корен $\text{init}(\omega)$, то това дърво ще има дълбочина $T(n)$ и максимална разклоненост от $3|Q||\Gamma|$ (при прочитане на буква M_L може да си смени състоянието по $|Q|$ начина, да напише нова буква по $|\Gamma|$ начина и да премести главата си по 3 начина). Така листата на дървото ще бъдат най-много $(3|Q||\Gamma|)^{T(n)}$ и съответно пътищата от корена до всяко листо ще могат да се изброят от ограничен по памет от $T(n)$ логаритмичен брояч с база $3|Q||\Gamma|$ (във всяка клетка броячът ще държи по кое разклонение поема пътя).

Оттук лесно можем да конструираме ограничена по памет от $T(n)$ детерминирана машина на Тюринг M , която разпознава L - на една от лентите си M ще използва логаритмичния брояч, за да итерираща през всички възможни пътища в изчислението на M_L . За всеки от пътищата M ще проверява дали пътят завършва в приемащо състояние. Ако съществува поне един такъв път, то M завършва успешно. \square

Задача 9. Докажете, че проблемът за съществуването на Хамилтонов път в граф е NP-пълнен.

Решение:

Забележка. Идеята за доказателството е взета от теорема 7.46 от [3].

Първо ще докажем, че проблемът $\text{HamiltonianPath} = \{[G] \mid G \text{ е граф, в който има Хамилтонов път}\}$ е в класа NP. За целта представяме следния недетерминиран полиномиален алгоритъм:

```

0  HasHamiltonianPath( $G$ : ориентиран граф)
1   $n \leftarrow |V(G)|$ 
2   $\text{visited}[1..n] \leftarrow [\text{False}; n]$ 
3   $v \leftarrow \text{Choose}(V(G))$ 
4   $\text{visited}[v] \leftarrow \text{True}$ 
5  for  $i \leftarrow 2..n$ :
6     $u \leftarrow \text{Choose}(V(G))$ 
7    if  $(v, u) \notin E(G)$  or  $\text{visited}[u]$ :
8      return False
9     $v \leftarrow u$ 
10    $\text{visited}[v] \leftarrow \text{True}$ 
11  return True

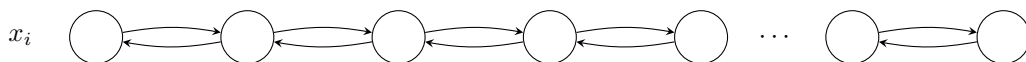
```

HasHamiltonianPath генерира път с дължина $n = |V(G)|$ като недетерминирано избира (или с други думи налучква) върховете от пътя. Ако в някое изчисление не съществува ребро между досегашния и новоизбрания връх или новоизбрания връх е вече част от пътя, то това изчисление на HasHamiltonianPath се проваля. Така се гарантира, че HasHamiltonianPath връща истина точно тогава, когато в G има път (v_1, v_2, \dots, v_n) , такъв, че:

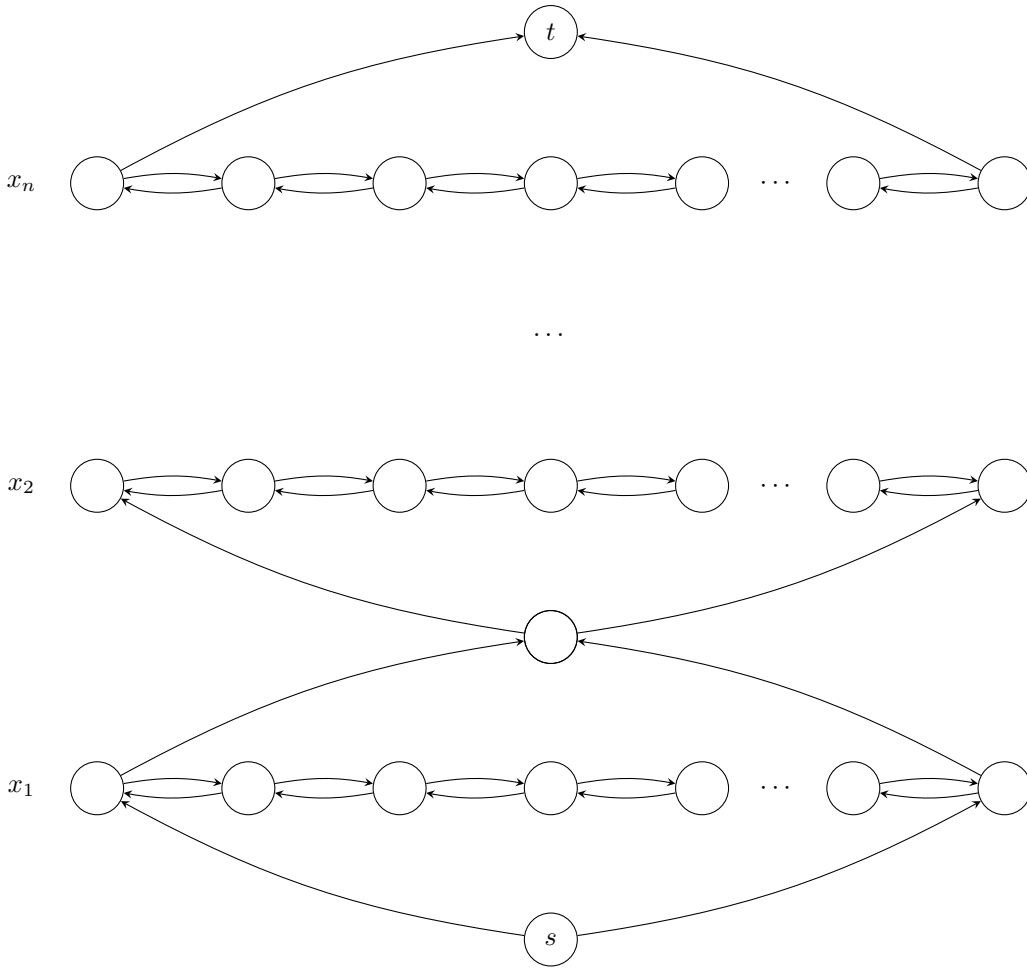
$$(\forall i \in \{1, 2, \dots, n-1\} (v_i, v_{i+1}) \in E(G)) \wedge (\forall i, j \in \{1, 2, \dots, n\} v_i = v_j \rightarrow i = j)$$

Тъй като последното е необходимо и достатъчно условие в G да има Хамилтонов път, HasHamiltonianPath работи коректно.

Сера ще покажем, че всеки NP проблем може да се реши чрез HamiltonianPath. За целта е достатъчно да направим свеждането $3\text{-SAT} \leq^P \text{HamiltonianPath}$. Един свеждащ алгоритъм може да работи по следния начин. Нека ϕ е произволна КНФ с променливи x_1, x_2, \dots, x_k и дизюнктивни клаузи c_1, c_2, \dots, c_l . За всяка от променливите свеждащият алгоритъм създава $3l + 3$ нови върха в графа, свързани по следния начин:

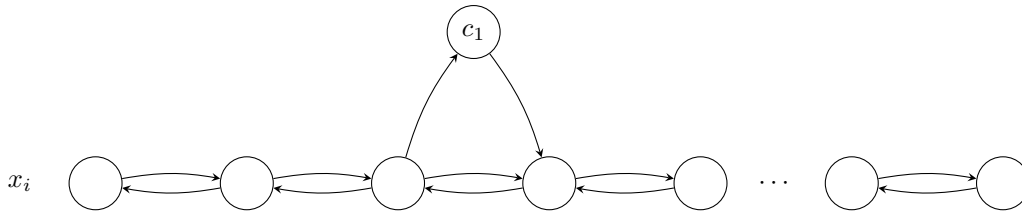


Връзките между веригите за различните променливи ще се осъществяват чрез специални междинни върхове свързани към краищата на веригите, както е показано по-долу:

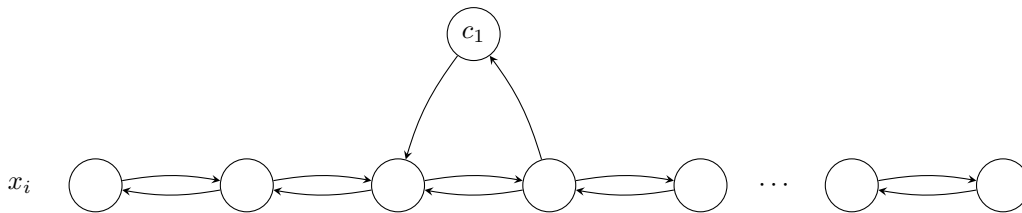


Най-долният връх s е източник, а най-горният връх t - сифон. Така се форсира последователно остойностяване на променливите x_1, x_2, \dots, x_n (Ако в G има Хамилтонов път той задължително започва от s , след което последователно преминава през веригите на x_1, x_2, \dots, x_n и завършва в t .) Самото остойностяване на променливите ще зависи от посоката, на влизане във веригата - при влизане отялво променливата ще е истина, в противен случай - лъжа. Остава да измислим как да "отмятаме" клаузи, които са станали истина в резултат на остойностяването. Нека клауза c_j би станала истина, ако литералът $\lambda_i \in \{x_i, \bar{x}_i\}$ бъде остойностен като истина.

1 сл. $\lambda_i = x_i$. Тогава добавяме ребро между $(3j)$ -тия връх във веригата на x_i и върха за c_j и добавяме ребро между върха за c_j и $(3j + 1)$ -вия връх във веригата:



2 сл. $\lambda_i = \bar{x}_i$. Тогава добавяме ребро между $(3j + 1)$ -вия връх във веригата на x_i и върха за c_j и добавяме ребро между върха за c_j и $3j$ -вия връх във веригата (тоест правим същото като в горния случай, но с обърнати посоки на ребрата):



Забележете, че върховете на позиции от вида $3j + 2$ не получават нови ребра. Това е необходимо, за да се

гарантира, че след преминаването през някоя клауза Хамилтоновия път задължително се връща обратно към веригата, от която е влязъл в клаузата.

Лесно се вижда, че в G винаги има път минаващ през s , t и върховете за променливите. Остава да забележим, че ако ϕ е удовлетворима, то всеки връх клауза в G може да бъде покрит, чрез отклонение по някои от веригите за променливите и непосредствено връщане обратно към веригата, от която е започнала отклонението. В обратната посока, ако в G има Хамилтонов път, то той със сигурност започва от s , минава през реда за x_1 , “активирайки” някои клаузи (непосредствено връщайки се на реда след активирането), минава през реда за x_2 , активирайки други клаузи и т.н. докато не мине през всички редове и не завърши в t . Тъй като пътят е Хамилтонов, всяка клауза ще бъде активирана от някоя променлива съответно, ϕ ще бъде истина при остойностяване на променливите съобразено с посоките на влизане на пътя във веригите. \square

Препратки:

- [1] John Hopcroft и Jeffrey Ullman. *Introduction to Automata Theory, Languages and Computation*. 1979.
- [2] Valentine Kabanets. *Universal Turing machines*. 2017. URL: <https://www2.cs.sfu.ca/~kabanets/407/lectures/lec3.pdf>.
- [3] Michael Sipser. *Introduction to the Theory of Computation*. 2013.