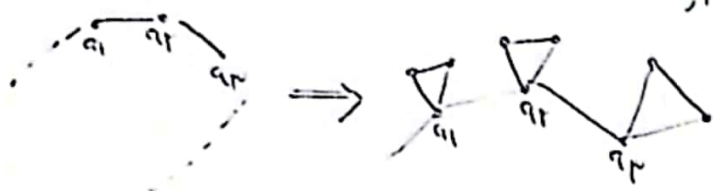


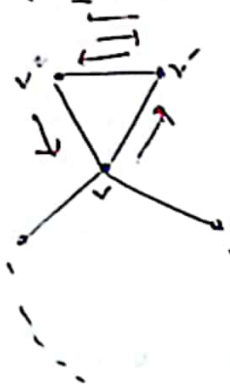
در عوفه که راس دلبخواهی، v در شرف اصلی دور v و v' را اضافه کنیم و بین v و v' بالجارا

۱۳) اکنون در صورتی که تمام حاشیه‌ها را حذف کرده و فقط از هر رأس ۷ درجه‌ای اصلی دوربار می‌گذریم به این دلیل که ۷ رأس به هم متصل است که کل‌ش را به ۲ عدد گذر بسته می‌چسباند جدا جدا تقسیم می‌کنند



که با هم مانده و صرف

اکنون در صورتی که در عرض همی رأس‌ها درجه‌ای اصلی نه‌باشد در نشان با v و v' را حذف می‌کنیم و از بین می‌بریم به یک دور در تمام اصلی دست پیدا می‌کنیم و می‌بینیم که در عرض همی رأس‌ها به هم چسبیده که در هر رأس ۷ درجه‌ای اصلی داریم. در صورتی که تمام حاشیه‌ها را حذف می‌کنیم، از هر رأس یک بار می‌گذریم و دور هیلیتونی داریم. در صورتی که تمام حاشیه‌ها را حذف می‌کنیم، در تمام حاشیه‌ها گذر داریم به این دلیل که به هر رأسی که می‌گذریم یک دور به شکل زیر با v و v' می‌زنیم و سپس به رأس بعدی به دور هیلیتونی می‌زنیم؟



بنابراین تمام ورودی دور هیلیتونی دارد و در صورتی که $v \rightarrow v' \rightarrow v \rightarrow v' \rightarrow v \rightarrow v' \rightarrow v$ است و تنها آن را می‌توان حاصل گذر دبل داشته باشد و تغییر تمام ورودی به تمام حاصل از $7 \times 7 = 49$ مقدار رأس‌های تمام است. به این دلیل که در عرض همی رأس‌ها، ۲ رأس دیگر و ۳ یال دیگر را اضافه خواهیم کرد. بنابراین دور هیلیتونی به گذر دبل کاهشی پیدا خواهد کرد بنابراین؟ گذر دبل NP -hard است.

۱۴) در نظریه‌ی مجموعه‌ای U به عنوان لیست اعداد و مجموعه‌ای S به عنوان مجموعه‌ای از زیر مجموعه‌های U ، علاوه بر آن، عدد t به سوال set cover داده شده است. مجموعه‌ای U را به عنوان لیست یکلوان و مجموعه‌ای S را لیست بانگاه می‌نامیم که هر بانگاه، لیستی از یکلوان که عضو شده را نشان می‌دهد. مقصود این است که t را زیر مجموعه حفظ کنیم و لازم است $h_s - t$ را به یکلوان کم به عنوان

ورودی دهیم. این تغییر از اُردر ۱ طول می‌کشد چون تنها تغییری که می‌کنیم، تبدیل $h_s - t$ است.

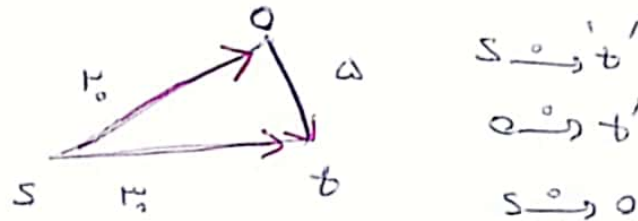
پس نتیجه می‌گیریم تبدیل $polynomial$ است. با ورودی دادن تبدیل بالا به سوال یکلوان، در صورتی که خرجی (کسبت) کنیم، به این معنی است که ما توانیم با حفظ کمینه و بیشترین t ، بانگاه را همان دست مسئله را رعایت کنیم. بنابراین set cover هم اُکسپت می‌شود و اگر خرجی $reject$ [ریجکت] شود، به این معنی است که نتوانستیم و خرجی set cover هم ریجکت می‌شود. پس سوال یکلوان NP -hard است. نکته: هر جواب احتمالی را توانایی داریم در زمان $polynomial$ [پلینومیل] هم بررسی کنیم و این سوال NP -complete هم می‌باشد.

۱۵) سوال: ۲ مسام یا فتن کوتاه‌ترین مسیر در تمام را در نظریه‌ی NP [الف] یک عدد رأس t و یال t با وزن 1 و 2 و 3 و 4 و 5 و 6 و 7 و 8 و 9 و 10 و 11 و 12 و 13 و 14 و 15 و 16 و 17 و 18 و 19 و 20 و 21 و 22 و 23 و 24 و 25 و 26 و 27 و 28 و 29 و 30 و 31 و 32 و 33 و 34 و 35 و 36 و 37 و 38 و 39 و 40 و 41 و 42 و 43 و 44 و 45 و 46 و 47 و 48 و 49 و 50 و 51 و 52 و 53 و 54 و 55 و 56 و 57 و 58 و 59 و 60 و 61 و 62 و 63 و 64 و 65 و 66 و 67 و 68 و 69 و 70 و 71 و 72 و 73 و 74 و 75 و 76 و 77 و 78 و 79 و 80 و 81 و 82 و 83 و 84 و 85 و 86 و 87 و 88 و 89 و 90 و 91 و 92 و 93 و 94 و 95 و 96 و 97 و 98 و 99 و 100 و 101 و 102 و 103 و 104 و 105 و 106 و 107 و 108 و 109 و 110 و 111 و 112 و 113 و 114 و 115 و 116 و 117 و 118 و 119 و 120 و 121 و 122 و 123 و 124 و 125 و 126 و 127 و 128 و 129 و 130 و 131 و 132 و 133 و 134 و 135 و 136 و 137 و 138 و 139 و 140 و 141 و 142 و 143 و 144 و 145 و 146 و 147 و 148 و 149 و 150 و 151 و 152 و 153 و 154 و 155 و 156 و 157 و 158 و 159 و 160 و 161 و 162 و 163 و 164 و 165 و 166 و 167 و 168 و 169 و 170 و 171 و 172 و 173 و 174 و 175 و 176 و 177 و 178 و 179 و 180 و 181 و 182 و 183 و 184 و 185 و 186 و 187 و 188 و 189 و 190 و 191 و 192 و 193 و 194 و 195 و 196 و 197 و 198 و 199 و 200 و 201 و 202 و 203 و 204 و 205 و 206 و 207 و 208 و 209 و 210 و 211 و 212 و 213 و 214 و 215 و 216 و 217 و 218 و 219 و 220 و 221 و 222 و 223 و 224 و 225 و 226 و 227 و 228 و 229 و 230 و 231 و 232 و 233 و 234 و 235 و 236 و 237 و 238 و 239 و 240 و 241 و 242 و 243 و 244 و 245 و 246 و 247 و 248 و 249 و 250 و 251 و 252 و 253 و 254 و 255 و 256 و 257 و 258 و 259 و 260 و 261 و 262 و 263 و 264 و 265 و 266 و 267 و 268 و 269 و 270 و 271 و 272 و 273 و 274 و 275 و 276 و 277 و 278 و 279 و 280 و 281 و 282 و 283 و 284 و 285 و 286 و 287 و 288 و 289 و 290 و 291 و 292 و 293 و 294 و 295 و 296 و 297 و 298 و 299 و 300 و 301 و 302 و 303 و 304 و 305 و 306 و 307 و 308 و 309 و 310 و 311 و 312 و 313 و 314 و 315 و 316 و 317 و 318 و 319 و 320 و 321 و 322 و 323 و 324 و 325 و 326 و 327 و 328 و 329 و 330 و 331 و 332 و 333 و 334 و 335 و 336 و 337 و 338 و 339 و 340 و 341 و 342 و 343 و 344 و 345 و 346 و 347 و 348 و 349 و 350 و 351 و 352 و 353 و 354 و 355 و 356 و 357 و 358 و 359 و 360 و 361 و 362 و 363 و 364 و 365 و 366 و 367 و 368 و 369 و 370 و 371 و 372 و 373 و 374 و 375 و 376 و 377 و 378 و 379 و 380 و 381 و 382 و 383 و 384 و 385 و 386 و 387 و 388 و 389 و 390 و 391 و 392 و 393 و 394 و 395 و 396 و 397 و 398 و 399 و 400 و 401 و 402 و 403 و 404 و 405 و 406 و 407 و 408 و 409 و 410 و 411 و 412 و 413 و 414 و 415 و 416 و 417 و 418 و 419 و 420 و 421 و 422 و 423 و 424 و 425 و 426 و 427 و 428 و 429 و 430 و 431 و 432 و 433 و 434 و 435 و 436 و 437 و 438 و 439 و 440 و 441 و 442 و 443 و 444 و 445 و 446 و 447 و 448 و 449 و 450 و 451 و 452 و 453 و 454 و 455 و 456 و 457 و 458 و 459 و 460 و 461 و 462 و 463 و 464 و 465 و 466 و 467 و 468 و 469 و 470 و 471 و 472 و 473 و 474 و 475 و 476 و 477 و 478 و 479 و 480 و 481 و 482 و 483 و 484 و 485 و 486 و 487 و 488 و 489 و 490 و 491 و 492 و 493 و 494 و 495 و 496 و 497 و 498 و 499 و 500 و 501 و 502 و 503 و 504 و 505 و 506 و 507 و 508 و 509 و 510 و 511 و 512 و 513 و 514 و 515 و 516 و 517 و 518 و 519 و 520 و 521 و 522 و 523 و 524 و 525 و 526 و 527 و 528 و 529 و 530 و 531 و 532 و 533 و 534 و 535 و 536 و 537 و 538 و 539 و 540 و 541 و 542 و 543 و 544 و 545 و 546 و 547 و 548 و 549 و 550 و 551 و 552 و 553 و 554 و 555 و 556 و 557 و 558 و 559 و 560 و 561 و 562 و 563 و 564 و 565 و 566 و 567 و 568 و 569 و 570 و 571 و 572 و 573 و 574 و 575 و 576 و 577 و 578 و 579 و 580 و 581 و 582 و 583 و 584 و 585 و 586 و 587 و 588 و 589 و 590 و 591 و 592 و 593 و 594 و 595 و 596 و 597 و 598 و 599 و 600 و 601 و 602 و 603 و 604 و 605 و 606 و 607 و 608 و 609 و 610 و 611 و 612 و 613 و 614 و 615 و 616 و 617 و 618 و 619 و 620 و 621 و 622 و 623 و 624 و 625 و 626 و 627 و 628 و 629 و 630 و 631 و 632 و 633 و 634 و 635 و 636 و 637 و 638 و 639 و 640 و 641 و 642 و 643 و 644 و 645 و 646 و 647 و 648 و 649 و 650 و 651 و 652 و 653 و 654 و 655 و 656 و 657 و 658 و 659 و 660 و 661 و 662 و 663 و 664 و 665 و 666 و 667 و 668 و 669 و 670 و 671 و 672 و 673 و 674 و 675 و 676 و 677 و 678 و 679 و 680 و 681 و 682 و 683 و 684 و 685 و 686 و 687 و 688 و 689 و 690 و 691 و 692 و 693 و 694 و 695 و 696 و 697 و 698 و 699 و 700 و 701 و 702 و 703 و 704 و 705 و 706 و 707 و 708 و 709 و 710 و 711 و 712 و 713 و 714 و 715 و 716 و 717 و 718 و 719 و 720 و 721 و 722 و 723 و 724 و 725 و 726 و 727 و 728 و 729 و 730 و 731 و 732 و 733 و 734 و 735 و 736 و 737 و 738 و 739 و 740 و 741 و 742 و 743 و 744 و 745 و 746 و 747 و 748 و 749 و 750 و 751 و 752 و 753 و 754 و 755 و 756 و 757 و 758 و 759 و 760 و 761 و 762 و 763 و 764 و 765 و 766 و 767 و 768 و 769 و 770 و 771 و 772 و 773 و 774 و 775 و 776 و 777 و 778 و 779 و 780 و 781 و 782 و 783 و 784 و 785 و 786 و 787 و 788 و 789 و 790 و 791 و 792 و 793 و 794 و 795 و 796 و 797 و 798 و 799 و 800 و 801 و 802 و 803 و 804 و 805 و 806 و 807 و 808 و 809 و 810 و 811 و 812 و 813 و 814 و 815 و 816 و 817 و 818 و 819 و 820 و 821 و 822 و 823 و 824 و 825 و 826 و 827 و 828 و 829 و 830 و 831 و 832 و 833 و 834 و 835 و 836 و 837 و 838 و 839 و 840 و 841 و 842 و 843 و 844 و 845 و 846 و 847 و 848 و 849 و 850 و 851 و 852 و 853 و 854 و 855 و 856 و 857 و 858 و 859 و 860 و 861 و 862 و 863 و 864 و 865 و 866 و 867 و 868 و 869 و 870 و 871 و 872 و 873 و 874 و 875 و 876 و 877 و 878 و 879 و 880 و 881 و 882 و 883 و 884 و 885 و 886 و 887 و 888 و 889 و 890 و 891 و 892 و 893 و 894 و 895 و 896 و 897 و 898 و 899 و 900 و 901 و 902 و 903 و 904 و 905 و 906 و 907 و 908 و 909 و 910 و 911 و 912 و 913 و 914 و 915 و 916 و 917 و 918 و 919 و 920 و 921 و 922 و 923 و 924 و 925 و 926 و 927 و 928 و 929 و 930 و 931 و 932 و 933 و 934 و 935 و 936 و 937 و 938 و 939 و 940 و 941 و 942 و 943 و 944 و 945 و 946 و 947 و 948 و 949 و 950 و 951 و 952 و 953 و 954 و 955 و 956 و 957 و 958 و 959 و 960 و 961 و 962 و 963 و 964 و 965 و 966 و 967 و 968 و 969 و 970 و 971 و 972 و 973 و 974 و 975 و 976 و 977 و 978 و 979 و 980 و 981 و 982 و 983 و 984 و 985 و 986 و 987 و 988 و 989 و 990 و 991 و 992 و 993 و 994 و 995 و 996 و 997 و 998 و 999 و 1000 و 1001 و 1002 و 1003 و 1004 و 1005 و 1006 و 1007 و 1008 و 1009 و 1010 و 1011 و 1012 و 1013 و 1014 و 1015 و 1016 و 1017 و 1018 و 1019 و 1020 و 1021 و 1022 و 1023 و 1024 و 1025 و 1026 و 1027 و 1028 و 1029 و 1030 و 1031 و 1032 و 1033 و 1034 و 1035 و 1036 و 1037 و 1038 و 1039 و 1040 و 1041 و 1042 و 1043 و 1044 و 1045 و 1046 و 1047 و 1048 و 1049 و 1050 و 1051 و 1052 و 1053 و 1054 و 1055 و 1056 و 1057 و 1058 و 1059 و 1060 و 1061 و 1062 و 1063 و 1064 و 1065 و 1066 و 1067 و 1068 و 1069 و 1070 و 1071 و 1072 و 1073 و 1074 و 1075 و 1076 و 1077 و 1078 و 1079 و 1080 و 1081 و 1082 و 1083 و 1084 و 1085 و 1086 و 1087 و 1088 و 1089 و 1090 و 1091 و 1092 و 1093 و 1094 و 1095 و 1096 و 1097 و 1098 و 1099 و 1100 و 1101 و 1102 و 11

بال را حذف می‌کنیم و از بین می‌بریم، خروجی پاسخ $k \rightarrow A$ را حذف می‌کنیم و از بین می‌بریم و در نهایت پاسخ دقیقاً شبیه پاسخ ماشین A شد.

۱ یک ترفیع معادل ترفیع ورودی به وجود می‌آید. در صورتی که یک رأس در ترفیع اصلی v نباشیم، در ترفیع $copy$ تفرقه رأس v کشیم آن را v' اسم گذاری می‌کنیم. و در حال حاضر در صورتی که در ترفیع اصلی رأس u به پایال داشت باشد از u به k پایالی با وزن صفر خواهیم کشید. و اینکه می‌شود که در میان ترفیع اصلی و ترفیع $copy$ شده پایال‌هایی با وزن صفر داریم که جهت همی آنها از ترفیع اصلی به ترفیع $copy$ شده است. بنابراین در صورتی که این مجموعه را به حل گفته‌ی A و آنرا می‌کنیم، توانایی داریم همی مسیرها و راه‌هایی را که وزن یکی از پایال‌ها صفر فرض می‌شود، هم چک کند. بنابراین می‌تواند مسیر در رأس k خروجی صدها را می‌یابد و پیدا می‌کند.
 check

این کارها خطی می‌باشد چون ترفیع را مصرف $copy$ می‌کنیم و میان ترفیع پایال خواهیم کشید که مقدار و تعداد آنها همسانی مقدار پایال‌ها ترفیع اصلی است. پس بنابراین $order$ آر در تبدیل $order$ مقدار پایال‌ها می‌باشد.



بنابراین دلیل که reduction ها ، polynomial با Algorithm A انجام داده است.
 که چند جمله

$$B \leq_p A$$

بنابراین

4

برای حل سوال یک تعداد مسئله

3-sat را

که sat tree

مسئله صورت سوال کاهش می دهیم . پس این معنی است که

به نشان می دهیم

ثابت می کنیم مجموعه این مسئله در دسته $NP-complete$ قرار دارد . هر یک از رابطه مجموعه یان U

را درون آن می گذاریم ، بنابراین در هر مجموعه حداقل باید یک U وجود داشته باشیم . رتبه یورها اندیس (لیبل) و رتبه یورها اندیس (لیبل) دارند .

تقسیم مجموعه‌ای در NP به دلیل رتبه آمیزی عناصر می‌تواند شناخته شدن و دیگری های خواسته شده

در polynomial time را دارد. reduction polynomial set splitting 3-sat

ما داریم. به صورت رو به رو با یک کاهش polynomial time به نام P داریم که از 3-sat به set splitting است و آن را به صورت زیر شرح می‌دهیم:

یک 3-cnf داده شده که $S = \{x_1, \bar{x}_1, \dots, x_m, \bar{x}_m\}$ تعریف می‌کنیم و به عبارت دیگر شامل یک element می‌باشد $[x_i \text{ برای هر متغیر}]$ و یک element به خصوص y . برای هر جمله C_i که برای هر حرف

داخل ϕ اجازه بدی که $subset C_i$ باشد در حالتی شامل element های است که match هست با $y \in S$. همچنین با subset های دیگر C_{ni} را برای هر حرف که شامل element

x_i و \bar{x}_i اضافه می‌کنیم. سپس $\{C_1, \dots, C_n, C_{n+1}, \dots, C_m\}$ می‌باشد

آن تکی مورد قبول واقع شده، یک علامت مورد قبول را در نظر می‌گیریم. آن مجموعه‌ی حروف درست را قمرز کنیم و حروف غلط را آبی کنیم، و y را آبی کنیم پس هر زیر مجموعه‌ی C_i از y حداقل یک عنصر قمرز خواهد داشت (بفرض این که از تکی به واسطه بعضی حروف رد شده) و همچنین 3 شامل یک عنصر y آبی نیست $A \subseteq B$. و همچنین هر $subset C_{ni}$ دقیقاً یک عنصر قمرز است و یک عنصر آبی است آن A را به B اضافه می‌کنیم

دارد. بنابراین این سیستم $\langle S, C \rangle \in \text{set-splitting}$ هست

آن $\langle S, C \rangle \in \text{set-splitting}$ باشد، سپس به رتبه آمیزی S نگاه می‌کنیم، آن که با آن حروف

را درست باشند یک رتبه متفاوتی از y دارند. و آنهایی که $FALSE$ (نادرست) باشند، آن یک رتبه مشابه y را

دارد پس نتیجه می‌گیریم که یک علامت مورد قبول برای تکی به درست می‌آید.

در واقع: خواهیم بستنی 3-sat را به این مسئله کاهش می‌دهیم. فرض می‌کنیم 3-cnf به داده شده. S را می‌سازیم به گونه‌ای که

$S = \{x_1, \bar{x}_1, \dots, x_m, \bar{x}_m\}$ در عوض هر clause ای که در 3-cnf داریم، یک مجموعه‌ای C_i که شامل یک

عضو آن clause را به همراه y داشته باشد. $[y \text{ جزء داده شده نیست}]$ اکنون این مجموعه‌ها ساخته

شده را در x قرار می‌دهیم. به x مجموعه‌های $[x_1, \bar{x}_1], \dots, [x_m, \bar{x}_m]$ را اضافه می‌کنیم.

مجموعه‌ی S و مجموعه‌ی x را به عنوان ورودی به این مسئله می‌دهیم. می‌توان گفت که آن جوابی برای 3-sat پیدا شود.

آن literal هایی که درست هستند را قمرز کنیم و آنهایی که $FALSE$ هستند آبی کنیم و y را هم آبی کنیم، جواب

این مسئله $TRUE$ باشد، چرا که $[x_i, \bar{x}_i]$ ها که یک y قمرز دارند و از آنجایی که مسئله 3-sat حل شده، حداقل

یک $TRUE$ در هر قسمت هست یعنی حداقل یک قمرز در هر مجموعه و از آنجایی که در هر y مجموعه‌ها هست و آبی هست، یعنی

در هر y مجموعه‌ها حداقل یک قمرز و آبی را داریم. پس این مسئله NP است. از آنجایی که یک کون جواب در

آنها چند جوابی هست (چون باید m مجموعه را که به جمع 3-cnf دارند را چک کنیم) پس مسئله NP -complete است.

V

$$2 \times (\sum_{n \in S} 2^n)$$

بندى كنيم يادرو واقع دلوک هاي به اين ترتيب ايجاد كنيم.

ساده چون از A معنای NP-complete می آید. \Rightarrow NP-hard

در اینجا T ، [اندازه و n متغیر] کانتینر به عرض و طول 2π می سازیم. عرض می گفتیم که به جدول n اعداد

به مثالی 33 مدهم، مدهم $\frac{2}{3}$ به $\frac{2}{3}$ مدهم که در صورتی که A ، ورودی T را بپذیرد، مثالی 33 هم ورودی

۱۰ در صورتی که \vec{a} و \vec{b} با هم موازی باشند، یعنی $\vec{a} = k\vec{b}$ یا $\vec{b} = k\vec{a}$ که k یک عدد حقیقی است، داریم:

است: R3 هم $np - \text{hard}$ است. تبدیل هم تبدیلی به صورت خطی است به این دلیل که n و m در n^2 و m^2 قرار دارند.

